

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
ХАРКІВСЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ РАДІОЕЛЕКТРОНІКИ

Кваліфікаційна наукова
праця на правах рукопису

ЄРЕМЕНКО ОЛЕКСАНДРА СЕРГІЇВНА

УДК 621.391

ДИСЕРТАЦІЯ

МЕТОДИ УПРАВЛІННЯ ТРАФІКОМ ІЗ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯМ
ВІДМОВОСТІЙКОСТІ ТА МЕРЕЖНОЇ БЕЗПЕКИ НА ОСНОВІ
ВИКОРИСТАННЯ ДИНАМІЧНИХ ТЕНЗОРНИХ МОДЕЛЕЙ
ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ СИСТЕМ

Спеціальність: 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Галузь знань: 05 «Технічні науки»

Подається на здобуття наукового ступеня доктора технічних наук

Дисертація містить результати власних досліджень. Використання ідей,
результатів і текстів інших авторів мають посилання на відповідне джерело

_____ О.С. Єременко

Науковий консультант: Лемешко Олександр Віталійович, доктор технічних
наук, професор

Ідентичність всіх примірників дисертації засвідчую:

Учений секретар спеціалізованої вченої ради

/М.О. Євдокименко/

Харків – 2018

АНОТАЦІЯ

Єременко О.С. Методи управління трафіком із забезпеченням відмовостійкості та мережної безпеки на основі використання динамічних тензорних моделей телекомунікаційних систем. – Кваліфікаційна наукова праця на правах рукопису.

Дисертація на здобуття наукового ступеня доктора технічних наук за спеціальністю 05.12.02 «Телекомунікаційні системи та мережі». – Харківський національний університет радіоелектроніки, Харків, 2018.

Дисертаційна робота присвячена розв'язанню актуальної науково-прикладної проблеми, яка полягає в розвитку теорії управління трафіком з підтримкою якості обслуговування за множиною показників в умовах нестационарного режиму роботи телекомунікаційної мережі (ТКМ) із забезпеченням її відмовостійкості та мережної безпеки.

В ході проведених досліджень встановлено, що крім вимог до якості обслуговування, які є класичними функціями сучасних телекомунікаційних мереж, на перший план виходить функціонал щодо забезпечення високого рівня відмовостійкості та мережної безпеки, що особливо важливо при функціонуванні ТКМ в умовах постійних деструктивних (випадкових та антагоністичних) впливів, які призводять до суттєвої зміни як структурних, так і функціональних параметрів і властивостей мережі: її топології, пропускну здатності, керованості, стійкості тощо.

Вдосконалено систему тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком, представлених в системах координат контурів і вузлових пар, а також міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар. Новизна моделей полягає у введенні динамічних тензорних метрик, які отримані на підставі використання стаціонарної точкової апроксимації нестационарного потоку при описі стану мережі системою нелінійних диференціальних рівнянь. Це дозволило врахувати зміну в часі структурних та функціональних параметрів телекомунікаційної мережі та характеристик потоків пакетів в ході тензорного

моделювання процесів маршрутизації та управління трафіком та отримати динамічні умови забезпечення якості обслуговування за показниками швидкості передачі та середньої міжкінцевої затримки пакетів в нестационарному режимі роботи мережних інтерфейсів маршрутизаторів ТКМ.

Отримав подальший розвиток дворівневий метод внутрішньодоменої ієрархічно-координаційної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів. Новизна методу полягає, по перше, в забезпеченні узгодженого розв'язання задач розподіленої маршрутизації «від джерела» та резервування каналного ресурсу на основі використання принципу цільової координації, по-друге, у підтримці міжкінцевої якості обслуговування за показниками швидкості передачі та середньої міжкінцевої затримки пакетів завдяки використанню тензорної моделі ТКМ. Застосування методу дозволяє підвищити масштабованість рішень маршрутизації на основі резервування ресурсів із забезпеченням вимог щодо QoS за множиною показників.

Вперше запропоновано динамічну модель багатошляхової маршрутизації із забезпеченням якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів в телекомунікаційній мережі. Новизною представленого рішення є те, що розрахунок множини шуканих маршрутів та розподіл каналного ресурсу мережі відбувається на основі врахування нестационарного характеру роботи інтерфейсів маршрутизаторів мережі. Це дозволило в залежності від виду використаного критерію оптимальності отримуваних рішень максимізувати ймовірність своєчасної доставки пакетів або забезпечити виконання вимог щодо її необхідного значення з урахуванням нестационарної динаміки зміни стану мережі протягом деякого часового інтервалу, наприклад, таймера оновлення маршрутних таблиць. Переваги запропонованого рішення максимально проявлялися при збільшенні розмірів мережі, зв'язності маршрутизаторів (кількості доступних маршрутів), зростанні завантаженості каналів зв'язку та мережі в цілому та підвищенні QoS-вимог, що і визначає область переважного використання моделі. В цих умовах реалізація запропонованої моделі дозволила забезпечити однакові з моделлю Traffic

Engineering значення ймовірності своєчасної доставки, але при більш жорстких (на 30-37%) QoS-вимогах щодо середньої міжкінцевої затримки.

Отримала подальший розвиток система поточкових моделей відмовостійкої маршрутизації без резервування елементів телекомунікаційної мережі за шляхами, що не перетинаються або перетинаються лише за вузлами. Новизною рішень є введення в структуру моделей нелінійних умов використання шляхів заданого типу при балансуванні навантаження. Як показали проведені дослідження в цілому запропоновані рішення дозволили забезпечити підвищення продуктивності мережі приблизно в 1,7 разів. При цьому зі зростанням розміру мережі та зв'язності маршрутизаторів вигреш за продуктивністю збільшувався до 2,5-4 разів.

Отримала подальший розвиток потокова модель швидкої перемаршрутизації. Новизна моделі полягає, по-перше, в лінійній формі умов захисту каналу та вузла при реалізації багатозляхової маршрутизації; по-друге, у введенні системи критеріїв оптимальності рішень щодо відмовостійкої маршрутизації з встановленням ієрархії співвідношень вагових коефіцієнтів у відповідних цільових функціях. Це дозволило підвищити продуктивність ТКМ та масштабованість рішень щодо швидкої перемаршрутизації, а також знизити обчислювальну складність їх протокольної реалізації.

Вперше запропоновано дворівневий метод швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в програмно-конфігурованих мережах. Новизна методу полягає, по-перше, у введенні відповідно до принципу прогнозування взаємодій дворівневої ієрархії розрахунків маршрутних змінних, що відповідають за формування основних і резервних шляхів з реалізацією схем захисту каналу, вузла, шляху та їх пропускнуої здатності, а по-друге, у забезпеченні збалансованої завантаженості каналів зв'язку мережі потоками, що протікають як за основними, так і за резервними маршрутами, що відповідає вимогам концепції Traffic Engineering.

Вперше запропоновано лінійну оптимізаційну модель багатозляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ з захистом

каналу, вузла та пропускної здатності. Новизною запропонованої моделі є те, що узгоджене рішення завдань щодо балансування навантаження і швидкої перемаршрутизації із захистом каналу, вузла та пропускної здатності забезпечується в ході розв'язання задачі лінійного програмування. Це дозволило знизити обчислювальну складність розрахунку маршрутних змінних, відповідальних за формування основного та резервного шляхів, і забезпечити збалансовану завантаженість каналів зв'язку мережі відповідно до вимог концепції Traffic Engineering. Виграш від реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації при TE FRR дозволив знизити верхній поріг завантаженості каналів зв'язку в середньому від 37,12% до 59,41% при захисті каналу та від 31,5% до 56,3% при захисті вузла.

Вдосконалено метод ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації, заснований на декомпозиційному представленні потокової моделі маршрутизації та використанні принципу цільової координації. Новизною методу є забезпечення захисту приграничних маршрутизаторів ядра мережі на підставі розрахунку основних та резервних міждоменних шляхів як при реалізації одношляхової, так і для багатошляхової маршрутизації, що дозволило підвищити масштабованість та відмовостійкість маршрутних рішень.

Вперше запропоновано систему поточкових моделей відмовостійкої маршрутизації з захистом шлюзу за замовчуванням. Новизною моделей є, по-перше, реалізація функцій відмовостійкості шляхом введення додаткових керуючих змінних, відповідальних за вибір основного та резервного шлюзів за замовчуванням з балансуванням навантаження між ними, по-друге, забезпечення погодженого розв'язання задач щодо захисту шлюзу за замовчуванням і швидкої перемаршрутизації в транспортній мережі, що дозволило підвищити рівень відмовостійкості ТКМ засобами маршрутизації.

Вперше запропоновано математичну модель відмовостійкої QoS-маршрутизації в мультисервісній телекомунікаційній мережі, новизною якої є те, що за її допомогою забезпечується реалізація схеми захисту рівня якості обслуговування за показниками пропускної здатності та середньої міжкінцевої

затримки пакетів. Отримати подібне рішення вдалось на підставі тензорного опису процесу відмовостійкої маршрутизації, що дозволило отримати в аналітичному вигляді шукані умови захисту, а також сформулювати та розв'язати оптимізаційну задачу щодо розрахунку основних та резервних маршрутів, вздовж яких забезпечувався заданий рівень якості обслуговування.

Вперше запропоновано методи безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, які перетинаються, що відносяться до класу проактивних і реактивних рішень щодо забезпечення заданого рівня мережної безпеки. Новизна методу безпечної маршрутизації полягає в тому, що він, по-перше, допускає використання особливого класу шляхів, що перетинаються, які складають основу композитних шляхів і містять мережні фрагменти з послідовним та (або) паралельним з'єднанням каналів зв'язку мережі, а по-друге, заснований на оптимізації процесу вибору множини композитних шляхів і балансування за ними частин повідомлення, що передається, із забезпеченням допустимих значень його ймовірності компрометації. Використання запропонованого методу в рамках поданих розрахункових прикладів дозволяє поліпшити ймовірність компрометації повідомлень, які передаються, в середньому від 5-10% до 25-50% з огляду на можливість використання композитних шляхів. Новизна методу безпечної швидкої перемаршрутизації полягає в тому, що в разі порушення вимог мережної безпеки, викликаного підвищенням ймовірності компрометації одного або множини композитних шляхів, що входять в основний мультишлях, багатошляхова передача частин конфіденційного повідомлення із забезпеченням заданих значень ймовірності його компрометації буде здійснюватися вже за заздалегідь розрахованою множиною резервних композитних шляхів, реалізуючи захист або основного мультишляху в цілому, або одного чи декількох заданих композитних шляхів, що входять в цей основний мультишлях.

Запропоновано рекомендації щодо практичного використання отриманих у роботі наукових результатів в сучасних та перспективних телекомунікаційних системах та мережах, які охоплюють множину варіантів реалізації моделей та

методів QoS-маршрутизації та управління трафіком в архітектурах програмно-конфігурованих мереж різних типів – від класичної централізованої до гібридних, в тому числі ієрархічних та багаторівневих.

Ключові слова: телекомунікаційна мережа, модель, метод, управління трафіком, маршрутизація, відмовостійкість, мережна безпека, потік, пропускна здатність, міжкінцева затримка, балансування, якість обслуговування.

ABSTRACT

Yeremenko O.S. Methods of traffic management with ensuring fault-tolerance and network security based on use of dynamic tensor models of telecommunication systems. – Qualification research work as a manuscript.

Dissertation for the Doctor of Technical Sciences degree in the speciality 05.12.02 – Telecommunication systems and networks. – Kharkiv National University of Radio Electronics, Kharkiv, 2018.

The dissertation is devoted to the solution of the relevant scientific problem, which consists in the development of the theory of traffic management with support of Quality of Service (QoS) for a set of parameters under the conditions of non-stationary mode of the telecommunication network (TCN) operation with ensuring its fault-tolerance and network security.

In the course of the conducted researches, it was established that in addition to the requirements for the Quality of Service, which are the classical functions of modern telecommunication networks, the fundamental objective is to ensure high level of fault-tolerance and network security, which is especially important in the functioning of TCN in conditions of permanent destructive (random and antagonistic) influences that lead to significant changes in both structural and functional parameters and network properties: its topology, bandwidth, controllability, stability etc.

The system of tensor models of QoS-routing and traffic management, represented in coordinate systems of circuits and node pairs, as well as interpolator paths and internal node pairs, is improved. The novelty of the models consists in the

introduction of dynamic tensor metrics obtained on the basis of the use of Pointwise Stationary Fluid Flow Approximation in describing the network state by a system of nonlinear differential equations. This allowed taking into account the changing in time structural and functional parameters of the telecommunication network and the characteristics of the packet flows during the tensor modeling of routing processes and traffic management and obtaining dynamic conditions for ensuring the Quality of Service on the parameters of transmission rate and the average end-to-end packet delay in the non-stationary mode of network interfaces of TCN routers.

The two-level method of intra-domain hierarchical coordination QoS-routing based on resource reservation has been further developed. The novelty of the method is, firstly, in providing the agreed solution of the tasks of distributed source routing and reservation of the link resource based on the use of the goal coordination principle, and secondly, to support end-to-end QoS on the transmission rate and average end-to-end packet delay due to use of the tensor TCN model. The application of the method allows increasing the scalability of routing solutions based on resource reservation with the provision of QoS requirements for a set of parameters.

The dynamic model of multipath routing with the provision of Quality of Service for the parameter of the probability of timely delivery of packets in the telecommunication network has been proposed for the first time. The novelty of the solution presented is that the calculation of the set of routes and the allocation of the network link resource is based on the consideration of the non-stationary nature of the of the network routers interfaces operation. This allowed depending on the type of criteria used to optimize the resulting solutions to maximize the probability of timely delivery of packets or to ensure compliance with the requirements for its demanded value, taking into account the unsteady dynamics of changing the network state for some time interval, for example, routing table update timer. Advantages of the proposed solution manifested to the fullest extent possible with increasing of the network size, routers connectivity (number of available routes), growth in the load of communication links and the network as a whole, and increasing QoS requirements, which determines the area of predominant use of the model. In these conditions, the

implementation of the proposed model has allowed to provide the same value with the Traffic Engineering model of the probability of timely delivery, but with more stringent (30-37%) QoS requirements for the average end-to-end delay.

The system of the flow-based models of fault-tolerant routing has been further developed without reservation of elements of the telecommunication network using paths that do not intersect or overlap only by nodes. Novelty of the solutions is the introduction into the structure of models of nonlinear conditions for using the paths of a given type when balancing the load. As the research showed, in general, the proposed solutions have allowed increasing the network performance by about 1.7 times. At the same time, with increasing network size and connectivity of routers, the performance gains increased up to 2.5-4 times.

The flow-based model of fast rerouting has been further developed. The novelty of the model lies, firstly, in the linear form of the conditions of the link and node protection in the implementation of multipath routing; and second, in the introduction of a system of optimality criteria of solutions for fault-tolerant routing with the establishment of a hierarchy of weight coefficients ratios in the corresponding objective functions. This allowed improving TCN performance and scalability of solutions for fast rerouting, as well as reducing the computational complexity of their protocol implementation.

The two-level method of fast rerouting with load balancing in Software-defined Networks has been proposed for the first time. The novelty of the method is, firstly, in the introduction, in accordance with the interaction prediction principle, the two-level hierarchy of calculations of routing variables responsible for the formation of the primary and backup paths with the implementation of link, node, path, and their bandwidth protection; and secondly, in providing the balanced load of the links of the network with flows transmitting both over the primary and on the backup routes, which meets the requirements of the concept of Traffic Engineering.

The linear optimization model for multipath fast rerouting with load balancing in a TCN with link, node, and bandwidth protection has been proposed for the first time. The novelty of the proposed model is that the agreed solution of the problems

of load balancing and fast rerouting with the protection of the link, node, and bandwidth is provided during the solution of the linear programming problem. This made it possible to reduce the computational complexity of calculating routing variables responsible for the formation of the primary and backup paths and to ensure a balanced load of the communication links in accordance with the requirements of the Traffic Engineering concept. The gain from the implementation of the multipath routing strategy at TE FRR has allowed decreasing the upper bound of communication links utilization in average from 37.12% to 59.41% for link protection and from 31.5% to 56.3% for node protection.

The method of hierarchical coordination inter-area fast rerouting, based on the decomposition representation of the flow-based routing model and using the goal coordination principle, has been improved. The novelty of the method is to provide protection for the backbone network border routers based on the calculation of the primary and backup inter-area paths, both in the implementation of single path and multipath routing, which allowed increasing the scalability and fault-tolerance of routing solutions. The system of fault-tolerant routing models with default gateway protection has been proposed for the first time. The novelty of the models is, firstly, the implementation of fault-tolerance functions by introducing additional control variables responsible for the selection of the primary and backup default gateways with load balancing between them; and secondly, in providing the agreed solution of problems for defining the default gateway and fast rerouting in the transport network, which allowed increasing the level of fault-tolerance of TCN by means of routing.

The mathematical model of fault-tolerant QoS-routing in a multiservice telecommunication network has been proposed for the first time. Its novelty is that it provides the implementation of a scheme for protecting the level of QoS on the parameters of bandwidth and the average end-to-end packet delay. It was possible to obtain such solution based on the tensor description of the fault-tolerant routing process, which allowed obtaining the required protection conditions in the analytical form, as well as formulating and solving an optimization problem for the calculation of the primary and backup paths, along which a given level of QoS was provided.

The methods of secure routing of the messages over the overlapping paths that are related to the class of proactive and reactive solutions of providing a given level of network security have been proposed for the first time. The novelty of the secure routing method lies in the fact that it, firstly, allows the use of a special class of overlapping paths that form the basis of composite paths and contain network fragments with a serial and (or) parallel connection of the network communication links, and secondly, it is based on the optimization of the process of selecting a set of composite paths and balancing the message parts being transmitted on them, with the provision of acceptable values of its probability of compromise. The use of the proposed method in the framework of the presented calculation examples allows improving the probability of compromising the transmitted messages in average from 5-10% to 25-50%, considering the possibility of using composite paths. The novelty of the method of secure fast rerouting is that in the event of the nonfulfillment of the requirements of network security caused by the increased probability of compromising one or a number of composite paths included in the primary multipath, transmission of parts of the confidential message over the multipath with the provision of specified values of the probability of its compromise will be implemented over a set of precomputed backup composite paths, implementing the protection of either the primary multipath as a whole, or one or more given composite paths included in this primary multipath.

Recommendations for practical use of the scientific results obtained in the work have been proposed in modern and advanced telecommunication systems and networks that cover many variants of realization of models and methods of QoS-routing and traffic management in the architectures of Software-Defined Networks of different types – from the classical centralized to the hybrid, in that including hierarchical and multilevel.

Keywords: telecommunication network, model, method, traffic management, routing, fault-tolerance, network security, flow, bandwidth, end-to-end delay, balancing, Quality of Service.

Список публікацій здобувача:

1. Еременко А. С. Процесс повторных передач сегментов TCP по тайм-ауту согласно теории управления. *Восточно-Европейский журнал передовых технологий*. 2011. №4/3 (52). С. 22–26.
2. Персиков А. В., Еременко А. С. Система оценивания эффективности применения криптографической защиты трафика NGN. *Вестник НТУ «ХПИ»*. 2011. №33. С. 101–108.
3. Еременко А. С. Исследование производительности потоковой передачи данных посредством протокола TCP. *Вестник НТУ «ХПИ»*. 2011. №34. С. 80–87.
4. Еременко А. С. Сравнительный анализ моделей производительности соединений TCP и их использование в объединенных сетях. *Восточно-Европейский журнал передовых технологий*. 2011. №5/9 (53). С. 34–39.
5. Персиков А. В., Еременко А. С. Прототип улучшенного протокола обмена данными между системами обнаружения и противодействия атакам. *Вестник НТУ «ХПИ»*. 2011. №43. С. 91–101.
6. Еременко А. С., Персиков А. В., Солоп Н.В. Исследование методов адаптивной потоковой передачи мультимедийных данных с использованием TCP/HTTP. *Восточно-Европейский журнал передовых технологий*. 2013. №2/9 (62). С. 42–47.
7. Стерин В. Л., Еременко А. С., Тарики Н. Динамическая модель синтеза одноранговой виртуальной частной сети. *Проблеми телекомунікацій*. 2014. № 3 (15). С. 12–29. URL: http://pt.journal.kh.ua/2014/3/1/143_sterin_vpn.pdf.
8. Lemeshko O. V., Arous K. M., Yeremenko O. S. Fault-Tolerant Unicast, Multicast and Broadcast Routing Flow-based Models. *Scholars Journal of Engineering and Technology (SJET)*. 2015. Vol. 3, Issue 4A. P. 343–350.
9. Al-Dulaimi M. K. H., Al-Dulaimi A. M. K., Yeremenko O. S., Al-Janabi H. D. Bandwidth Management Model in LTE Downlink with Resource Allocation Type 1.

Системи обробки інформації: збірник наукових праць. 2015. Вип. 5 (130). С. 111–116.

10. Гаркуша С. В., Гаркуша Е. В., Еременко А. С. Модель распределения подканалов в беспроводной Mesh-сети стандарта IEEE 802.16, представленной в виде гиперграфа. *Збірник наукових праць Харківського університету Повітряних Сил*. 2015. Вип. 2 (43). С. 32–38.

11. Стерин В. Л., Еременко А. С., Тарики Н. Исследование динамической модели структурно-функционального синтеза телекоммуникационной системы. *Научно-технический сборник «Радиотехника»*. 2015. № 180. С. 33–42.

12. Лемешко А. В., Еременко А. С. Усовершенствование модели безопасной маршрутизации сообщения с оптимальной балансировкой числа его фрагментов по непересекающимся маршрутам. *Захист інформації*. 2015. ТОМ 17, №2. С. 135-142.

13. Yeremenko O. S., Ali S. A. Secure Multipath Routing Algorithm with Optimal Balancing Message Fragments in MANET. *Radioelectronics and Informatics*. 2015. № 1 (68). С. 26–29.

14. Еременко А. С. Поточковая модель многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям в телекоммуникационной сети. *Проблеми телекомунікацій*. 2015. № 1 (16). С. 85–93. URL: http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_yeremenko_disjoint.pdf.

15. Еременко О. С., Андрушко Д. В. Модель маршрутизації в телекомунікаційній мережі з використанням шляхів, що перетинаються за вузлами. *Вісник Національного університету «Львівська політехніка» серія: «Радіоелектроніка та телекомунікації»*. 2015. № 818. С. 181–188.

16. Еременко А. С., Лебедеенко Т. М., Старкова Е. В. Анализ влияния состояния интерфейса на динамику загрузенности очереди на маршрутизаторе телекоммуникационной сети. *Телекомунікаційні та інформаційні технології*. 2015. №3. С. 45–51.

17. Еременко А. С. Методика расчета вероятности компрометации сообщения при использовании пересекающихся маршрутов с последовательно-

параллельной или комбинированной структурой. *Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку*. 2015. №6(40). С. 64–71.

18. Лемешко А. В., Еременко А. С., Тарики Н., Арус К. М. Повышение масштабируемости и производительности решений по отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационных сетях. *Системи обробки інформації*. 2016. № 1(138). С. 152–156.

19. Лемешко А. В., Еременко А. С. Динамическое представление тензорной модели многопутевой QoS-маршрутизации в нестационарном режиме работы сетевых интерфейсов. *Проблеми телекомунікацій*. 2016. № 1 (18). С. 3–21. URL: http://pt.journal.kh.ua/2016/1/1/161_lemeshko_dynamic.pdf.

20. Yeremenko O. Development of the dynamic tensor model for traffic management in a telecommunication network with the support of different classes of service. *Eastern-European Journal of Enterprise Technologies*. 2016. Vol. 6, Issue 9 (84). P. 12–19. DOI: 10.15587/1729-4061.2016.85602 (**SCOPUS**)

21. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O. Hierarchical Method of Inter-Area Fast Rerouting. *Transport and Telecommunication Journal*. 2017. Vol. 18, Issue 2. P. 155–167. DOI: 10.1515/ttj-2017-0015 (**SCOPUS**)

22. Lemeshko O., Yeremenko O., Tariki N. Solution for the Default Gateway Protection within Fault-Tolerant Routing in an IP Network. *International Journal of Electrical and Computer Engineering Systems*. 2017. Volume 8, Number 1. P. 19–26. (**SCOPUS**)

23. Lemeshko A. V., Yeremenko O. S., Tariki N. Improvement of flow-oriented fast reroute model based on scalable protection solutions for telecommunication network elements. *Telecommunications and Radio Engineering*. 2017. Vol. 76, Issue 6. P. 477–490. DOI: 10.1615/TelecomRadEng.v76.i6.30 (**SCOPUS**)

24. Еременко А. С., Тарики Н., Евдокименко М. А. Оптимизационная модель отказоустойчивой маршрутизации с билинейными условиями защиты пути. *Радиоелектроника и інформатика*. 2017. № 2 (77). С. 9–14.

25. Yeremenko O., Lemeshko O., Persikov A. Secure Routing in Reliable Networks: Proactive and Reactive Approach. *Advances in Intelligent Systems and*

Computing II, CSIT 2017, Advances in Intelligent Systems and Computing, Springer, Cham. 2018. Vol. 689. P. 631–655. DOI: 10.1007/978-3-319-70581-1_44 (SCOPUS)

26. Lemeshko O., Yeremenko O. Enhanced method of fast re-routing with load balancing in software-defined networks. *Journal of ELECTRICAL ENGINEERING*. 2017. Vol. 68, Issue 6. P. 444–454. DOI: 10.1515/jee-2017-0079 (SCOPUS)

27. Лемешко О. В., Єременко О. С. Розробка та дослідження лінійної оптимізаційної моделі швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в телекомунікаційних мережах. *Радиоэлектроника и информатика*. 2017. № 4 (79). С. 18–25.

28. Єременко А. С. Двухуровневый метод иерархическо-координационной QoS-маршрутизации на основе резервирования ресурсов. *Радиотехника*. 2018. Вып. 192. С. 71–83.

29. Єременко О. С. Тензорна модель відмовостійкої маршрутизації з підтримкою якості обслуговування в мультисервісній телекомунікаційній мережі. *Проблеми телекомунікацій*. 2017. № 2 (21). С. 16–31. URL: http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_yeremenko_qosfrr.pdf.

30. Єременко О. С., Лебеденко Т. М., Каплун С. А., Костенко В. О. Імітаційна модель функціонування інтерфейсів маршрутизаторів телекомунікаційних мереж, побудована з використанням пакета Simulink. *Проблеми телекомунікацій*. 2017. № 2 (21). С. 61–72. URL: http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_yeremenko_simulink.pdf.

31. Єременко А. С., Персиков А. В. Модель телекоммуникационной системы как многомерного конечного автомата. *Прикладная радиоэлектроника. Состояние и перспективы развития (МРФ-2008)*: сборник научной конференции 3-го Международного радиоэлектронного форума, Том II (м. Харків, 2008 р.). Харьков: ХНУРЭ, 2008. С. 142–144.

32. Персиков А. В., Єременко А. С. Универсальная среда имитации процессов, происходящих в телекоммуникационной системе, ориентированная на задачи систем обнаружения и противодействия атакам. *Прикладная*

радиоэлектроника. Состояние и перспективы развития (МРФ-2011): сборник научной конференции 4-ого Международного радиоэлектронного форума, Том II, Харьков, ХНУРЭ, 2011. – С. 418–421.

33. Арус К. М., Еременко А. С. Обеспечение масштабируемости решений по отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационных сетях. *19-й Международный молодежный форум «Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке»: сб. материалов форума. Т. 4 (м. Харьков, 20-22 апреля 2015 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2015. С. 29–30.*

34. Лемешко А.В., Еременко А. С., Тарики Н. Оптимизация построения оверлейной виртуальной частной сети. *Інформаційні технології: наука, техніка, технологія, освіта, здоров'я: тези доповідей XXIII Міжнародної науково-практичної конференції, Ч.IV (20-22 травня 2015р., Харків) / за ред. проф. Сокола Є.І. – Харків, НТУ «ХПІ». – 2015. – С. 60.*

35. Арус К. М., Єременко О. С. Підвищення масштабованості рішень щодо відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах військового призначення. *Новітні технології – для захисту повітряного простору: тези доповідей одинадцятої наукової конференції Харківського університету Повітряних Сил імені Івана Кожедуба (м. Харків, 8-9 квіт. 2015 р.). Харків: ХУПС ім. І. Кожедуба, 2015. С. 55.*

36. Lemeshko O. V., Garkusha S. V., Yeremenko O. S., Nailan A. M. Policy-based QoS Management Model for Multiservice Networks. *2015 International Siberian Conference on Control and Communications (SIBCON): Proceedings, Omsk: Omsk State Technical University. Russia, Omsk, May 21-23, 2015. P. 1–4.*

37. Лемешко А. В., Арус К. М., Еременко А. С. Обеспечение отказоустойчивости решений по многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети в условиях передачи мультимедийного трафика. *IX Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2015: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 21-24 квіт. 2015 р.). Київ: НТУУ «КПІ», 2015. С. 146–148.*

38. Еременко А. С. Поточковая модель многопутевой маршрутизации с поддержкой качества обслуживания и информационной безопасности в инфокоммуникационных сетях. *Информатика, математика, автоматика*: матеріали та програма науково-технічної конференції (м. Суми, 20-25 квітня 2015 р.). Суми : СумДУ, 2015. С. 63.

39. Еременко А. С., Арус К. М., Тарики Н. Модель отказоустойчивой маршрутизации с поддержкой масштабируемости решений в телекоммуникационных сетях. *Проблеми інформатизації*: тези доповідей четвертої міжнародної науково-технічної конференції (м. Київ, 9-10 квіт. 2015 р.). Київ: ДУТ, 2015. С. 33.

40. Єременко О. С. Багатошляхова маршрутизація з підтримкою якості обслуговування та інформаційної безпеки в телекомунікаційних мережах. *Сучасні напрями розвитку інформаційно-комунікаційних технологій та засобів управління*: матеріали п'ятої міжнародної науково-технічної конференції. Полтава: ПНТУ; Баку: ВА ЗС АР; Кіровоград: КЛА НАУ; Харків: ДП «ХНДІ ТМ», 2015. С. 63.

41. Garkusha S. V., Yeremenko O.S. Improvement of QoS management in multiservice networks by the use of policy-based model. *Шевченківська весна 2015: Радіофізика. Електроніка. Комп'ютерні системи*: матеріали XIII Міжнародної наукової конференції студентів, аспірантів та молодих вчених (м. Київ, 1-3 квіт. 2015 р.). Київ, 2015. С.52-53. URL: <http://ntsa.rpd.univ.kiev.ua/wp-content/uploads/2015/05/SHE20151.pdf>.

42. Лемешко А. В., Еременко А. С. Модель безопасной маршрутизации с оптимальной балансировкой числа фрагментов передаваемого сообщения по непересекающимся маршрутам. *Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи (ЭМС-2015)*: сборник научных трудов первой международной научно-технической конференции (г. Харьков, 27 мая 2015 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2015. С. 96–99.

43. Yeremenko O. S. Method of optimal balancing of message fragments number in secure multipath routing. *Проблеми експлуатації та захисту інформаційно-*

комунікаційних систем: Тези науково-практичної конференції (м. Київ, 2-4 червня 2015 р.). Національний авіаційний університет. Київ: Вид-во ТОВ «Центр учбової літератури», 2015. С. 159–160.

44. Yeremenko O. S. Enhanced Flow-based Model of Multipath Routing with Overlapping by Nodes Paths. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T): Proceedings of the IEEE Second International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 13–15 October, 2015. Kharkiv: Kharkiv National University of Radio Electronics, 2015. P. 42–45.*

45. Yeremenko O. S., Lebedenko T. M., Vavenko T. V., Semenyaka M. V. Investigation of Queue Utilization on Network Routers by the Use of Dynamic Models. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T): Proceedings of the IEEE Second International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 13–15 October, 2015. Kharkiv: Kharkiv National University of Radio Electronics, 2015. P. 46–49.*

46. Yeremenko O. S., Tariki N., Abdulwahd M. N. Improvement of Multipath Routing Flow-based Models for Different Paths Classes. *Advanced Information and Communication Technologies-2015 (AICT-2015): Proceedings of 2015 1st International Conference, Lviv, Ukraine, October 29 – November 1, 2015. Lviv, 2015. P. 113–114.*

47. Еременко А. С. Способ расчета вероятности компрометации передаваемого сообщения при многопутевой маршрутизации по путям с последовательно-параллельной и комбинированной структурой, пересекающимся по каналам и узлам. *Современные информационно-телекоммуникационные технологии: Материалы научно-технической конференции, Киев, 17 – 20 ноября 2015 г. Том III. Киев, 2015. С. 43-45.*

48. Yeremenko O. S., Marcus C. B. Improving content delivery using P2P technology. *Проблеми навігації і управління рухом: тези доповідей Всеукраїнської науково-практичної конференції молодих учених і студентів (м. Київ, 23–25 листопада 2015 р.). Київ: НАУ, 2015. С. 103.*

49. Lemeshko O., Yeremenko O. Dynamic presentation of tensor model for multipath QoS-routing. *Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET): Proceedings of the 13th International Conference, Lviv, Ukraine, 23-26 February, 2016.* IEEE, 2016. P. 601–604. DOI: 10.1109/TCSET.2016.7452128.

50. Yeremenko O., Tariki N., Hailan A. M. Fault-tolerant IP routing flow-based model. *Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET): Proceedings of the 13th International Conference, Lviv, Ukraine, 23-26 February, 2016.* IEEE, 2016. P. 655–657. DOI: 10.1109/TCSET.2016.7452143.

51. Лемешко О. В., Єременко О. С. Метод розрахунку ймовірності компрометації повідомлень, які передаються за множиною маршрутів, що перетинаються, з послідовно-паралельною і комбінованою структурою. *ПРОБЛЕМИ НАУКОВО-ТЕХНІЧНОГО ТА ПРАВОВОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ КІБЕРБЕЗПЕКИ У СУЧАСНОМУ СВІТІ: Матеріали першої міжнародної науково-технічної конференції.* Харків, НТУ «ХПІ»; Інститут кібернетики ім. В.М. Глушкова НАН України, Київ; КНТУ, Кіровоград; ВНТУ, Вінниця; НАУ ім. М.Є. Жуковського «ХАІ»; ХНУРЕ, Харків; Софійський технічний університет, Болгарія; Військова академія збройних сил Азербайджанської республіки; Університет технології і гуманітарних наук, Бельсько-Бяла, Польща, 2016. С. 6.

52. Yeremenko O. S. Dynamic Multipath QoS-Routing Modeling using Tensor Approach. *Інформатика, математика, автоматика: матеріали та програма науково-технічної конференції (м. Суми, 18-22 квітня 2016 р.).* Суми: СумДУ, 2016. С. 84.

53. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S., Hailan A. M. Investigation of Multipath QoS-Routing Dynamic Tensor Model. *Electronics and Information Technology (EIT): Proceedings of the International Conference, Odessa, Ukraine, 23-27 May, 2016.* IEEE, 2016. P. 59–62. DOI: 10.1109/ICEAIT.2016.7500992.

54. Lemeshko O., Yeremenko O. Analysis Dynamics Change of Average Packet Delay on Telecommunication Network Router Interface. *Інформаційні технології та комп'ютерне моделювання: матеріали статей Міжнародної науково-практичної конференції, м. Івано-Франківськ (23-28 травня, 2016 р.)*. Івано-Франківськ: Супрун В. П., 2016. С. 147–148.

55. Лемешко О. В., Єременко О. С. Особливості використання тензорного підходу для опису динаміки зміни стану мережі при забезпеченні якості обслуговування. *X Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2016: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 19-22 квіт. 2016 р.)*. Київ: НТУУ «КПІ», 2016. С. 34–36.

56. Єременко О. С., Добришкін В. Ю. Вдосконалення способу безпечної багатошляхової маршрутизації повідомлення з балансуванням числа його фрагментів за маршрутами. *Інформаційна безпека та комп'ютерні технології: збірник тез доповідей Міжнародної науково-практичної конференції (м. Кіровоград, 24-25 березня 2016 р.)*. Кіровоград: КНТУ, 2016. С. 32–33.

57. Yeremenko O. S., Tariki N. Conditions of improvement performance and scalability in fault-tolerant IP routing. *Структурні зміни у суспільстві та економіці під впливом комунікацій та інформації: матеріали Міжнародної науково-практичної конференції (м. Полтава, 12–13 травня 2016 р.)*. Полтава : ПУЕТ, 2016. С. 27–29.

58. Лемешко О. В., Єременко О. С. Метод безпечної багатошляхової маршрутизації повідомлення, розділеного на фрагменти, в телекомунікаційних мережах військового призначення. *Новітні технології – для захисту повітряного простору: тези доповідей дванадцятої наукової конференції Харківського університету Повітряних Сил імені Івана Кожедуба (м. Харків, 13–14 квітня 2016 р.)*. Харків: ХУПС ім. І. Кожедуба, 2016. С. 210.

59. Лемешко А. В., Єременко А. С. Использование динамических метрик при решении задач QoS-маршрутизации в беспроводных телекоммуникационных сетях. *Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи (ЭМС-2016): Сборник научных трудов второй*

международной научно-технической конференции (г. Харьков, 24-25 мая 2016 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2016. С. 49–53.

60. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S. Dynamics Analysis of Multipath QoS-Routing Tensor Model with Support of Different Flows Classes. *Smart Systems and Technologies (SST)*: Proceedings of the International Conference, Osijek, Croatia, 12-14 Oct. 2016. IEEE, 2016. P. 225–230. DOI: 10.1109/SST.2016.7765664.

61. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S., Hailan A. M. QoS solution of traffic management based on the dynamic tensor model in the coordinate system of inter-polar paths and internal node pairs. *Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo)*: Proceedings of the International Conference, Kiev, Ukraine, 11-16 Sept. 2016. IEEE, 2016. P. 1–6. DOI: 10.1109/UkrMiCo.2016.7739625.

62. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S., Tariki N., Hailan A. M. Fault-Tolerance Improvement for Core and Edge of IP Network. *Computer Sciences and Information Technologies (CSIT)*: Proceedings of the XIth International Scientific and Technical Conference, Lviv, Ukraine, 6-10 Sept. 2016. IEEE, 2016. P. 161–164. DOI: 10.1109/STC-CSIT.2016.7589895.

63. Лемешко О. В., Єременко О. С. Рішення щодо відмовостійкої маршрутизації на рівні мереж транспорту та доступу. *Проблеми інформатики та моделювання*: Тези шістнадцятої міжнародної науково-технічної конференції (Харків – Одеса, 12–16 вересня 2016 р.). Харків: НТУ «ХПІ», 2016. С. 45.

64. Yeremenko O., Tariki N., Vavenko T. Default Gateway Protection Scheme in Fault-Tolerant IP Routing. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the Third International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 4–6 Oct. 2016. IEEE, 2016. P. 223–226. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2016.7905389.

65. Lemeshko O., Yeremenko O. Routing Tensor Model Presented in the Basis of Inter-polar Paths and Internal Node Pairs. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the Third International Scientific-

Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 4–6 Oct. 2016. IEEE, 2016. P. 201–204. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2016.7905381.

66. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S. QoS Guarantees for the Multiflow Routing Tensor Model. *Фізико-технологічні проблеми передавання, оброблення та зберігання інформації в інфокомунікаційних системах: Матеріали V-ої міжнародної науково-практичної конференції (м. Чернівці, 3–5 листопада 2016 р.)*. Чернівці: «Місто», 2016. С 144–145.

67. Yeremenko O., Nevzorova O., Ali S. A. Two-level method of fault-tolerant inter-area routing. *The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronic (CADSM): Proceedings of the 14th International Conference, Lviv, Ukraine, 21–25 February, 2017*. IEEE, 2017. P. 105–108. DOI: 10.1109/CADSM.2017.7916096.

68. Lemeshko O., Yeremenko O., Hailan A. M. Design of QoS-Routing Scheme under the Timely Delivery Constraint. *The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronic (CADSM): Proceedings of the 14th International Conference, Lviv, Ukraine, 21–25 February, 2017*. IEEE, 2017. P. 97–99. DOI: 10.1109/CADSM.2017.7916094.

69. Лемешко О. В., Єременко О. С. Динамічна модель маршрутизації при забезпеченні якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів. *XI Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2017: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 18–21 квітня 2017)*. Київ: КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2017. С. 285–287.

70. Єременко О. С., Персіков А. В. Розробка схеми оцінювання ефективності впровадження нових криптографічних алгоритмів захисту трафіку в телекомунікаційній мережі. *Інформатика, математика, автоматика: матеріали та програма науково-технічної конференції (м. Суми, 17–21 квітня 2017 р.)*. Суми: СумДУ, 2017. С. 86.

71. Єременко О. С., Тарікі Н. Реалізація захисту шлюзу «за замовчуванням» при підвищенні відмовостійкості в IP мережі. *Інформаційна безпека та комп'ютерні технології: збірник тез доповідей II Міжнародної науково-*

практичної конференції (м. Кропивницький, 20–22 квітня 2017 р.). Кропивницький: ЦНТУ, 2017. С. 135–136.

72. Yeremenko O., Lemeshko O., Persikov A. Development of Data Exchange Protocol Prototype Between Intrusion Detection and Prevention Systems. *Інформаційні технології та комп'ютерне моделювання: матеріали статей Міжнародної науково-практичної конференції (м. Івано-Франківськ, 15–20 травня 2017 р.)*. Івано-Франківськ, 2017. С. 197–200.

73. Євдокименко М. О., Єременко О. С. Адаптивний метод виявлення та протидії атакам. *ПРОБЛЕМИ НАУКОВО-ТЕХНІЧНОГО ТА ПРАВОВОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ КІБЕРБЕЗПЕКИ У СУЧАСНОМУ СВІТІ «ПНПЗК-2017»*: Матеріали другої міжнародної науково-технічної конференції. Харків, НТУ «ХПІ»; Інститут кібернетики ім. В.М. Глушкова НАН України, Київ; НАУ ім. М.Є. Жуковського; ХНУРЕ, Харків; Національна металургічна академія України; Військова академія збройних сил Азербайджанської республіки; Університет технології і гуманітарних наук, Бельсько-Бяла, Польща, 2017. С. 5.

74. Лемешко О. В., Єременко О. С. Ієрархічна QoS-маршрутизація в телекомунікаційній мережі на основі резервування ресурсів. *Проблеми електромагнітної сумісності перспективних безпроводних мереж зв'язу (ЕМС-2017)*: Сборник научных трудов третьей международной научно-технической конференции (г. Харьков, 23–24 мая 2017 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2017. С. 84–86.

75. Євдокименко М. О., Єременко О. С. Аналіз легковагових криптографічних алгоритмів для безпечної передачі даних між кінцевими пристроями з обмеженими ресурсами в системі інтернет речей. *Проблеми електромагнітної сумісності перспективних безпроводних мереж зв'язу (ЕМС-2017)*: Сборник научных трудов третьей международной научно-технической конференции (г. Харьков, 23–24 мая 2017 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2017. С. 86–88.

76. Yeremenko O., Persikov A. Implementation of Communication Phase of Data Exchange Protocol Prototype between IDPSs. *Захист інформації і безпека*

інформаційних систем: матеріали VI Міжнар. наук.-техн. конф. (м. Львів, 1–2 червня 2017 р.). Львів: Видавництво Львівської політехніки, 2017. С. 55–56.

77. Yeremenko O. S., Lemeshko O. V., Tariki N. Fast ReRoute Scalable Solution with Protection Schemes of Network Elements. *Electrical and Computer Engineering (UKRCON): Proceedings of the First Ukraine Conference*, Kiev, Ukraine, 29 May – 2 June 2017. IEEE, 2017. P. 783–788. DOI: 10.1109/UKRCON.2017.8100353.

78. Yeremenko O. S., Lemeshko O. V., Nevzorova O. S., Hailan A. M. Method of Hierarchical QoS Routing Based on the Network Resource Reservation. *Electrical and Computer Engineering (UKRCON): Proceedings of the First Ukraine Conference*, Kiev, Ukraine, 29 May – 2 June, 2017. IEEE, 2017. P. 971–976. DOI: 10.1109/UKRCON.2017.8100393.

79. Yeremenko O., Lemeshko O., Tariki N., Hailan A. M. Research of Optimization model of Fault-Tolerant Routing with Bilinear Path Protection Criterion. *Advanced Information and Communication Technologies (AICT): Proceedings of the 2nd International Conference*, Lviv, Ukraine, 4–7 July, 2017. IEEE, 2017. P. 219–222. DOI: 10.1109/AIACT.2017.8020105.

80. Yeremenko O., Yevdokymenko M., Persikov A. Flow-aware approach of evaluating probability of compromise in combined structure network. *Advanced Information and Communication Technologies (AICT): Proceedings of the 2nd International Conference*, Lviv, Ukraine, 4–7 July, 2017. IEEE, 2017. P. 258–261. DOI: 10.1109/AIACT.2017.8020114.

81. Radivilova T., Kirichenko L., Yeremenko O. Calculation of routing value in MPLS network according to traffic fractal properties. *Advanced Information and Communication Technologies (AICT): Proceedings of the 2nd International Conference*, Lviv, Ukraine, 4–7 July, 2017. IEEE, 2017. P. 250–253. DOI: 10.1109/AIACT.2017.8020112.

82. Yeremenko O., Lemeshko O., Persikov A. Enhanced Method of Calculating the Probability of Message Compromising Using Overlapping Routes in Communication Network. *Computer Sciences and Information Technologies (CSIT): Proceedings of the XIIth International Scientific and Technical Conference*, Lviv,

Ukraine, 5–8 Sept. 2017. IEEE, 2017. P. 87–90. DOI: 10.1109/STC-CSIT.2017.8098743.

83. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O., Vavenko T. Three-level Method of Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network. *Information and Telecommunication Technologies and Radio Electronics (UkrMiCo)*: Proceedings of the International Conference, Odessa, Ukraine, 11-15 September, 2017. IEEE, 2017. P. 1–5. DOI: 10.1109/UkrMiCo.2017.8095410.

84. Lemeshko O., Yeremenko O., Hailan A. M. Two-level Method of Fast ReRouting in Software-Defined Networks. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the Fourth International Scientific-Practical Conference, Kharkov, Ukraine, 10–13 October, 2017. IEEE, 2017 P. 376–379. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2017.8246420.

85. Єременко О. С., Лемешко О. В., Персіков А. В. Метод безпечної швидкої перемаршрутизації повідомлень за композитними шляхами. *Практичне застосування нелінійних динамічних систем в інфокомунікаціях*: Матеріали VI міжнародної науково-практичної конференції (I Міжнародний симпозіум) (м. Чернівці, 9–11 листопада 2017). Чернівці: «Місто», 2017. С. 27–28.

86. Лемешко О. В., Єременко О. С., Невзорова О. С., Ільяшенко А. Є. Модель сегментної ієрархічної маршрутизації. *Практичне застосування нелінійних динамічних систем в інфокомунікаціях*: Матеріали VI міжнародної науково-практичної конференції (I Міжнародний симпозіум) (м. Чернівці, 9–11 листопада 2017). Чернівці: «Місто», 2017. С. 94–95.

87. Lemeshko O., Yeremenko O. Linear Optimization Model of MPLS Traffic Engineering Fast ReRoute for Link, Node, and Bandwidth Protection. *Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET)*: Proceedings of the 14th International Conference, Lviv-Slavske, Ukraine, 20–24 February, 2018. IEEE, 2018. P. 1–5. DOI: 10.1109/TCSET.2018.8336365.

88. Lebedenko T., Yeremenko O., Harkusha S., Ali A.S. Dynamic Model of Queue Management based on Recourse Allocation in Telecommunication Networks. *Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer*

Engineering (TCSET): Proceedings of the 14th International Conference, Lviv-Slavske, Ukraine, 20–24 February, 2018. IEEE, 2018. P. 1-4. DOI: 10.1109/TCSET.2018.8336371.

89. Лемешко О. В., Єременко О. С., Персіков А. В. Математична модель розрахунку максимальної кількості шляхів, що не перетинаються, при безпечній маршрутизації. *Проблеми кібербезпеки інформаційно-телекомунікаційних систем: Збірник матеріалів доповіді та тез (м. Київ, 05-06 квітня 2018 р.)*. Київ: ВПЦ «Київський університет», 2018. С. 6-10.

90. Лемешко О. В., Єременко О. С. Тензорна модель відмовостійкої QoS маршрутизації в інфокомунікаційній мережі. *XII Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2018: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 16–20 квітня 2018 р.)*. Київ: КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2018. С. 110–112.

91. Спосіб безпечної маршрутизації секретного повідомлення з оптимальним балансуванням його фрагментів за шляхами, які не перетинаються: пат. 105743 Україна: МПК H04L 12/00, H04W 40/00, H04K 1/00 (2016.01) / Лемешко О.В., Єременко О.С.; власник патенту Харківський національний університет радіоелектроніки. – № u 2015 06071; заявл. 18.06.2015; опубл. 11.04.2016, Бюл. №7. – 6 с. : іл.

ЗМІСТ

Перелік умовних скорочень	34
Вступ.....	38
Розділ 1. Аналіз теоретичних та технологічних рішень щодо забезпечення якості обслуговування, відмовостійкості та мережної безпеки при управлінні трафіком в телекомунікаційних системах.....	53
1.1. Аналіз сучасного стану та тенденцій розвитку телекомунікаційних систем і мереж	53
1.2. Характеристика вимог, які висуваються до телекомунікаційних систем і мереж	60
1.3. Огляд технологічних і протокольних рішень щодо управління трафіком в ТКМ.....	69
1.3.1. Аналіз місця і задач управління трафіком в архітектурах диференційованого та інтегрованого обслуговування в ТКМ	69
1.3.2. Аналіз засобів класифікації та маркування пакетів в ТКМ.....	72
1.3.3. Огляд механізмів управління чергами та розподілом пропускнуої здатності каналів зв'язку в телекомунікаційних мережах.....	74
1.3.4. Характеристика засобів профілювання трафіка в ТКМ.....	78
1.3.5. Огляд технологічних засобів резервування ресурсів в ТКМ.....	80
1.4. Характеристика засобів маршрутизації в ТКМ	83
1.4.1. Загальна класифікація маршрутних рішень в ТКМ.....	83
1.4.2. Класифікація засобів відмовостійкої маршрутизації в ТКМ.....	93
1.4.3. Характеристика засобів мережної безпеки при управлінні трафіком та маршрутизації в ТКМ.....	107
1.5. Аналіз теоретичних досліджень щодо управління трафіком та маршрутизації в телекомунікаційних мережах.....	111
1.5.1. Огляд рішень щодо управління трафіком та маршрутизації із забезпеченням якості обслуговування	111

1.5.2. Аналіз моделей та методів відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах.....	122
1.5.3. Аналіз методів безпечної маршрутизації в ТКМ.....	135
1.6. Постановка науково-технічної проблеми та формулювання окремих задач дослідження	138
1.7. Висновки до першого розділу.....	143
Розділ 2. Динамічні тензорні моделі маршрутизації та управління трафіком з підтримкою якості обслуговування в телекомунікаційних мережах.....	146
2.1. Узагальнена структура потокової моделі маршрутизації в ТКМ	147
2.2. Потокова модель багатошляхової маршрутизації в ТКМ.....	151
2.3. Система критеріїв оптимальності рішень задач багатошляхової маршрутизації в ТКМ	152
2.4. Динамічна модель стану інтерфейсів маршрутизаторів ТКМ	154
2.5. Динамічна тензорна модель багатошляхової QoS-маршрутизації в нестационарному режимі роботи мережних інтерфейсів, представлена в базисі контурів і вузлових пар	162
2.6. Дослідження запропонованої динамічної тензорної моделі багатошляхової QoS-маршрутизації в різних режимах роботи мережних інтерфейсів, представленої в системі координат контурів і вузлових пар	169
2.7. Динамічна тензорна модель управління трафіком в телекомунікаційній мережі з підтримкою різних класів обслуговування, представлена в базисі контурів і вузлових пар.....	181
2.8. Аналіз динаміки процесу управління трафіком в телекомунікаційній мережі з підтримкою різних класів обслуговування за допомогою запропонованої тензорної моделі	184
2.9. Динамічна тензорна модель QoS-маршрутизації в телекомунікаційній мережі, представлена в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар.....	190
2.10. Дослідження тензорної моделі QoS-маршрутизації в телекомунікаційній мережі, представленої в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх	

вузлових пар.....	196
2.11. Дослідження динамічної тензорної моделі управління трафіком в телекомунікаційній мережі, представленої в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар	200
2.12. Дворівневий метод внутрішньодоменної ієрархічно-координаційної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів	205
2.12.1. Огляд рішень щодо ієрархічної QoS-маршрутизації з резервуванням ресурсів.....	206
2.12.2. Модель ієрархічної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів в ТКМ.....	208
2.12.3. Формування критерію оптимальності ієрархічних рішень щодо QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів.....	211
2.12.4. Дворівневий метод внутрішньодоменної ієрархічно-координаційної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів	213
2.12.5. Дослідження процесу QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів.....	216
2.13. Динамічна модель багатошляхової маршрутизації із забезпеченням якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів в телекомунікаційній мережі	225
2.13.1. Аналіз мережних рішень щодо ймовірності своєчасної доставки пакетів в телекомунікаційній мережі	225
2.13.2. Умови забезпечення якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів при реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації в ТКМ.....	227
2.13.3. Формування множини критеріїв оптимальності маршрутних рішень при забезпеченні своєчасної доставки пакетів в ТКМ	229
2.13.4. Аналіз процесу багатошляхової маршрутизації, оптимізованого за показником ймовірності своєчасної доставки.....	231

2.14. Дослідження адекватності динамічних тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком в ТКМ засобами імітаційного моделювання.....	235
2.14.1. Характеристика існуючих програмних засобів імітаційного моделювання ТКМ	235
2.14.2. Розробка імітаційної моделі функціонування інтерфейсів телекомунікаційної мережі, побудованої з використанням пакета Simulink	238
2.14.3. Дослідження процесів QoS-маршрутизації та управління трафіком в ТКМ за допомогою запропонованої імітаційної моделі.....	240
2.15. Висновки до другого розділу	243
Розділ 3. Потоківі моделі та методи відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах.....	249
3.1. Система поточкових моделей відмовостійкої маршрутизації без резервування елементів телекомунікаційної мережі.....	250
3.1.1. Розробка та дослідження поточної моделі багатошляхової маршрутизації в телекомунікаційній мережі за шляхами, що не перетинаються.....	250
3.1.2. Розробка та дослідження поточної моделі багатошляхової маршрутизації в телекомунікаційній мережі за шляхами, що перетинаються за вузлами	256
3.2. Поточкова модель швидкої перемаршрутизації в ТКМ.....	260
3.3. Формалізація умов забезпечення захисту вузла, каналу, маршруту та пропускної здатності при швидкій перемаршрутизації в ТКМ	261
3.4. Дослідження оптимальності рішень щодо швидкої перемаршрутизації в ТКМ.....	265
3.4.1. Формування критерію оптимальності рішень щодо швидкої перемаршрутизації на основі метрик	265
3.4.2. Характеристика оптимізаційних задач відмовостійкої маршрутизації на основі метрик та їх методів розв'язання.....	268
3.4.3. Обґрунтування вибору вагових коефіцієнтів в критерії оптимальності рішень щодо швидкої перемаршрутизації в ТКМ	269

3.4.4. Білінійний критерій оптимальності рішень щодо швидкої перемаршрутизації при реалізації схеми захисту шляху	274
3.5. Рішення щодо швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ	278
3.5.1. Розробка та дослідження дворівневого методу одношляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ	279
3.5.2. Розробка та дослідження лінійної оптимізаційної моделі багатошляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ.....	289
3.6. Метод ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ТКМ.....	294
3.6.1. Особливості організації ієрархічної швидкої перемаршрутизації.....	294
3.6.2. Декомпозиційна модель ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ТКМ.....	297
3.6.3. Умови захисту приграничних маршрутизаторів в ході ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації.....	303
3.6.4. Метод ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ТКМ	305
3.6.5. Дослідження методу ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ТКМ.....	309
3.6.5.1. Опис вихідних даних	309
3.6.5.2. Дослідження одношляхової ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації	311
3.6.5.3. Дослідження багатошляхової ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації	313
3.7. Поточкова модель відмовостійкої маршрутизації із захистом шлюзу за замовчуванням.....	316
3.7.1. Графова модель відмовостійкої маршрутизації в ТКМ	317
3.7.2. Поточкова модель відмовостійкої маршрутизації в ТКМ	319
3.7.3. Дослідження схеми захисту шлюзу за замовчуванням при використанні різних стратегій маршрутизації в ТКМ.....	324

3.8. Тензорна модель відмовостійкої маршрутизації із захистом рівня якості обслуговування в мультисервісній телекомунікаційній мережі	328
3.8.1. Тензорна формалізація потокової моделі відмовостійкої QoS-маршрутизації в ТКМ	328
3.8.2. Особливості застосування тензорної моделі відмовостійкої QoS-маршрутизації із захистом рівня якості обслуговування в мультисервісній телекомунікаційній мережі	333
3.9. Висновки до третього розділу.....	339
Розділ 4. Моделі та методи безпечної маршрутизації в телекомунікаційних мережах	345
4.1. Вдосконалення методу безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що не перетинаються: проактивний підхід	346
4.1.1. Метод безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що не перетинаються в ТКМ.....	346
4.1.2. Дослідження методу безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що не перетинаються.....	349
4.2. Метод безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що перетинаються: проактивний підхід	355
4.3. Аналіз запропонованого методу безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що перетинаються	362
4.3.1. Дослідження методу безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що перетинаються, при використанні єдиного композитного шляху	362
4.3.2. Дослідження методу безпечної маршрутизації повідомлень при використанні двох різнотипних шляхів, що не перетинаються	367
4.4. Метод безпечної швидкої перемаршрутизації повідомлень за композитними шляхами: проактивний і реактивний підходи.....	372
4.5. Дослідження методу безпечної швидкої перемаршрутизації повідомлень за композитними шляхами.....	376
4.6. Висновки до четвертого розділу.....	382

Розділ 5. Розробка науково-методичних рекомендацій щодо практичної реалізації запропонованих моделей і методів управління трафіком у сучасних та перспективних телекомунікаційних мережах.....	384
5.1. Особливості практичної реалізації динамічних тензорних моделей і методів маршрутизації та управління трафіком у ТКМ.....	384
5.2. Рекомендації щодо практичного використання моделей і методів відмовостійкої маршрутизації в SDN.....	389
5.3. Загальні рекомендації щодо практичної реалізації методів безпечної швидкої перемаршрутизації.....	396
5.4. Висновки до п'ятого розділу.....	398
Висновки по роботі.....	399
Список використаних джерел.....	405
Додаток А. Характеристика імітаційної моделі функціонування інтерфейсів маршрутизаторів ТКМ, побудованої з використанням пакета Simulink.....	450
Додаток Б. Проміжні результати дослідження моделей та методів відмовостійкої маршрутизації в ТКМ.....	454
Б.1. Проміжні результати роботи дворівневого методу одношляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ при захисті шляху.....	454
Б.2. Проміжні результати роботи дворівневого методу одношляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ при захисті каналу.....	457
Б.3. Проміжні результати дослідження моделі багатошляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ.....	460
Б.4. Перевірка умов захисту рівня якості обслуговування за показниками пропускної здатності та середньої міжкінцевої затримки пакетів при реалізації відмовостійкої маршрутизації в ТКМ.....	462
Додаток В. Акти впровадження.....	466
Додаток Г. Список публікацій здобувача за темою дисертації та відомості про апробацію результатів дисертації.....	473

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ

ВП	верхній поріг
КЗ	канал зв'язку
МД	мережа доступу
ОМ	основний маршрут
ПЗ	пропускна здатність
РМ	резервний маршрут
СК	система координат
СМО	система масового обслуговування
ТКМ	телекомунікаційна мережа
ТКС	телекомунікаційна система
ТМ	транспортна мережа
AS (Autonomous System)	автономна система
ATM (Asynchronous Transfer Mode)	асинхронний режим передачі
BE (Best Effort)	доставка за можливістю
BGP (Border Gateway Protocol)	протокол приграничного шлюзу
BR (Border Router)	приграничний маршрутизатор
CARP (Common Address Redundancy Protocol)	протокол дуплікації спільної адреси
DiffServ (Differentiated Services)	диференційоване обслуговування
DSCP (DiffServ Code point)	точка коду диференційованого обслуговування
ECMP (Equal Cost Multipath)	багатошляхова маршрутизація за шляхами рівної вартості

EGP (Exterior Gateway Protocol)	протокол зовнішнього шлюзу
EIGRP (Enhanced Interior Gateway Routing Protocol)	вдосконалений протокол внутрішньої маршрутизації між шлюзами
FN (Future Networks)	мережі майбутнього
FRR (Fast ReRoute)	швидка перемаршрутизація
GII (Global Information Infrastructure)	глобальна інформаційна інфраструктура
GLBP (Gateway Load Balancing Protocol)	протокол балансування навантаження шлюзу за замовчуванням
H-SDN (Hybrid SDN)	гібридні програмно-конфігуровані мережі
HSRP (Hot Standby Router Protocol)	протокол маршрутизатора гарячого резерву
ICN (Information Centric Networking)	інформаційно-орієнтовані мережі
IGP (Interior Gateway Protocol)	протокол внутрішнього шлюзу
IGRP (Interior Gateway Routing Protocol)	протокол внутрішньої маршрутизації між шлюзами
IntServ (Integrated Services)	інтегроване обслуговування
IP (Internet Protocol)	протокол міжмережної взаємодії
IPDV (IP packet delay variation)	варіація затримки передачі (джиттер) IP-пакета
IPER (IP packet error ratio)	коефіцієнт (доля) помилок IP-пакетів
IPLR (IP packet loss ratio)	коефіцієнт (доля) втрат IP-пакетів
IPP (IP Precedence)	IP-пріоритет
IPsec (Internet Protocol Security)	набір протоколів для забезпечення захисту даних, що передаються по міжмережному протоколу IP

IPTD (IP packet transfer delay)	середня міжкінцева затримка передачі IP-пакета
IS-IS (Intermediate System – to – Intermediate System)	протокол маршрутизації «проміжна система – проміжна система»
ITU (International Telecommunication Union)	Міжнародний союз телекомунікацій
LFA (Loop Free Alternate)	механізм запобігання утворення маршрутних петель вздовж резервного маршруту
MANET (Mobile Ad Hoc Networks)	мобільні самоорганізовані мережі
MILP (Mixed integer linear programming)	змішане цілочисельне лінійне програмування
MINLP (Mixed Integer NonLinear Programming).	змішане цілочисельне нелінійне програмування
MPLS (Multiprotocol Label Switching)	багатопротокольна комутація за мітками
MRT (Maximally Redundant Trees)	механізм на основі побудови максимально надлишкових дерев
NFV (Network Function Virtualization)	віртуалізація мережних функцій
NGN (Next Generation Network)	мережа наступного покоління
NLP (Nonlinear Programming)	нелінійне програмування
NOS (Network Operating System)	мережна операційна система
OSI (Open Systems Interconnection)	еталонна модель взаємодії відкритих систем (EMBBS)

OSPF (Open Shortest Path First)	протокол маршрутизації по найкоротшому шляху
PNNI (Private Network – to – Network Interface)	протокол маршрутизації «приватний міжмережний інтерфейс»
PSFFA (Pointwise Stationary Fluid Flow Approximation)	стаціонарна точкова апроксимація нестаціонарного потоку
QoE (Quality of Experience)	якість обслуговування, що сприймається
QoR (Quality of Resilience)	якість відмовостійкості
QoS (Quality of Service)	якість обслуговування
RIP (Routing Information Protocol)	протокол маршрутної інформації
RSVP (Resource Reservation Protocol)	протокол резервування ресурсів
SCR-LDP (Signaling Constraint-based Routed Label Distribution Protocol)	сигнальний протокол розподілу міток
SDN (Software Defined Networking)	програмно-конфігуровані мережі
SLA (Service Level Agreement)	угода про рівень надання послуги
SON (Self-Organized Networks)	самоорганізовані мережі
SPF (Shortest Path First)	алгоритм пошуку найкоротших шляхів
SPT (Shortest Path Tree)	дерево найкоротших шляхів
TD (Timely Delivery)	своєчасна доставка
TE (Traffic Engineering)	інжиніринг трафіка
ToS (Type of Service)	тип обслуговування
VRRP (Virtual Router Redundancy Protocol)	протокол резервування віртуального маршрутизатора

ВСТУП

Стрімкий розвиток і постійне вдосконалення телекомунікаційних систем в напрямку впровадження технологій мереж майбутнього (Future Networks, FN) є ключовим пріоритетом у забезпеченні конкурентоздатності національної економіки та обороноздатності України в цілому [1-8], що вимагає подальшої інтеграції в провідні європейські та світові інституції в галузі зв'язку, впровадження міжнародних інфокомунікаційних стандартів з широкою їх адаптацією під умови та потреби сьогодення нашої країни. Слід зазначити, що крім вимог до якості обслуговування (Quality of Service, QoS), які вже стали класичними функціями сучасних телекомунікаційних мереж (ТКМ), на перший план виходить функціонал щодо забезпечення високого рівня відмовостійкості та мережної безпеки [9-52], що особливо важливо при функціонуванні ТКМ в умовах постійних деструктивних (випадкових та антагоністичних) впливів, які призводять до суттєвої зміни як структурних, так і функціональних параметрів і властивостей телекомунікаційної мережі: її топології, пропускну здатності, керованості, стійкості тощо.

Як показав проведений аналіз [49-69], ключовим технологічним інструментарієм забезпечення якості обслуговування, відмовостійкості та мережної безпеки є протокольні засоби маршрутизації та управління трафіком у цілому в ТКМ, до рівня ефективності функціонування яких з кожним роком висуваються все більш жорсткі вимоги, особливо що стосується обчислювальної складності та масштабованості отримуваних мережних рішень.

Актуальність теми. В області управління трафіком у ТКМ наука і практика постійно накопичує, поповнює та оновлює теоретичні та технологічні рішення, які стосуються різноманітних мережних платформ, широкого спектра надаваних послуг зв'язку та вимог користувачів щодо якості обслуговування, в т.ч. відмовостійкості, безпеки, мобільності та масштабованості тощо. До найбільш перспективних рішень у цій області слід віднести програмно-конфігуровані мережі (Software-Defined Networking, SDN), кіберстійкі мережі

(Technical Cyber Resilience, TCR), інжиніринг трафіка (Traffic Engineering, TE), віртуалізацію мережних функцій (Network Function Virtualization, NFV), самоорганізовані мережі (Self-Organized Networks, SON), мережі на основі хмарних технологій (Cloud Networking), інформаційно-орієнтовані мережі (Information-Centric Networking, ICN), маршрутизація з підтримкою якості обслуговування (QoS-based Routing), відмовостійка маршрутизація (Fault-Tolerant Routing), безпечна маршрутизація (Secure Routing) [70-88] тощо.

Значний внесок у розробку базових мережних концепцій, їх теоретичне обґрунтування та розвиток внесли такі іноземні фахівці, як Gallager R., Tipper D., Gomes T., Martins L., Rak J., Tarolcai J., Seok Y., а також вітчизняні вчені Поповський В.В., Воробієнко П.П., Лосєв Ю.І., Беркман Л.Н., Романюк В.А., Стрелковська І.В., Климаш М.М., Волочій Б.Ю., Романов О.І., Лемешко О.В., Євсєєва О.Ю. та інші. В області підтримки безпеки інформаційно-комунікаційних рішень активно працюють українські науковці Хорошко В.О, Оксіюк О.Г., Толюпа С.В., Конахович Г.Ф., Кулаков Ю.О. та багато інших.

Не дивлячись на високий науковий та прикладний рівень досягнутих в області управління трафіком в ТКМ результатів [77-88], до перспективних мережних рішень все ж висувається ряд важливих концептуальних вимог, які подекуди носять суперечливий характер:

- підтримка якості обслуговування водночас за множиною різнорідних QoS-показників особливо в умовах високої динаміки зміни стану мережі, викликаній нестационарним режимом роботи інтерфейсів маршрутизаторів, що найбільш актуально для мережних процесів реального масштабу часу;
- комплексне врахування вимог щодо відмовостійкості мережі з підтримкою на алгоритмічно-програмному рівні існуючих і новітніх схем перемаршрутизації та захисту елементів мережі, їх пропускну здатності та рівня QoS в цілому як на рівні доступу (Fault-Tolerant Routing), так і на рівні ядра мережі (Fast ReRouting);
- підвищення рівня мережної безпеки в ході передачі різноманітних конфіденційних даних, зокрема сесійних ключів, інформації щодо автентифікації, критично важливих для користувача повідомлень тощо;

– оптимізація використання доступного мережного ресурсу, підвищення масштабованості отриманих мережних рішень, заснованого в т.ч. на реалізації ієрархічних стратегій маршрутизації та управління трафіком у ТКМ в цілому.

Виконання наведених вимог пов'язано з необхідністю вдосконалення існуючих та розробкою нових моделей і методів, які б слугували подальшою теоретичною основою перспективних протоколів маршрутизації та технологічних засобів управління трафіком у ТКМ. Таким чином, актуальності набуває **науково-прикладна проблема**, яка полягає в розвитку теорії управління трафіком з підтримкою якості обслуговування за множиною показників в умовах нестаціонарного режиму роботи телекомунікаційної мережі із забезпеченням її відмовостійкості та мережної безпеки.

Як показав проведений аналіз [89-96], для забезпечення якості обслуговування за множиною швидкісних, часових QoS-показників і показників надійності при розв'язанні задач маршрутизації, розподілу каналного ресурсу, профілювання трафіка тощо добре себе зарекомендував математичний апарат тензорного обчислення та аналізу, який розширено та доповнено Г. Кроном [97, 98] на випадок дослідження мережних архітектур різного функціонального призначення. Проте відомі тензорні рішення обмежувались аналізом стаціонарного стану інтерфейсів маршрутизаторів і телекомунікаційної мережі в цілому, які засновані, як правило, на тензорному узагальненні алгебраїчних рівнянь для оцінки середніх затримок, джитера та ймовірності втрат пакетів з теорії масового обслуговування. За певних умов, пов'язаних із рівнем завантаженості мережі, зміною характеристик трафіка та QoS-вимог може наставати нестаціонарний режим, в якому динаміка стану мережі в загальному випадку описується нелінійними диференціальними рівняннями. Це вимагає переходу до динамічних тензорних моделей, заснованих на тензорному узагальненні рішень диференціальних рівнянь стану мережі, коли основні параметри моделі і тензорні метрики введених геометричних просторів стають функціями часу. Тому використання динамічних тензорних моделей має сприяти більш точній оцінці основних показників якості обслуговування в кожен

аналізований момент часу, що позитивно позначиться на ефективності використання доступного мережного ресурсу.

Крім того, при відмовостійкій маршрутизації в ТКМ важливо забезпечити необхідний рівень якості обслуговування за множиною показників не тільки вздовж основних шляхів, але й вздовж резервних маршрутів, які розраховуються одночасно з основними та використовуються у випадку реалізації основних схем локального та глобального захисту елементів ТКМ. У зв'язку з цим тема даної дисертаційної роботи, яка присвячена розробці методів управління трафіком з підтримкою якості обслуговування та забезпеченням відмовостійкості та мережної безпеки на основі використання динамічних тензорних моделей телекомунікаційних систем та мереж є актуальною.

Зв'язок роботи з науковими програмами, планами, темами. Дисертаційна робота безпосередньо пов'язана з реалізацією основних положень «Концепції розвитку телекомунікацій в Україні», «Стратегії розвитку інформаційного суспільства в Україні», «Концепції розвитку цифрової економіки та суспільства України на 2018–2020 роки» та рекомендацій щодо «Реформ галузі інформаційно-комунікаційних технологій та розвитку інформаційного простору України». Результати дисертаційної роботи використані в ході виконання науково-дослідних робіт: № 299-1 «Підвищення масштабованості технологічних рішень щодо забезпечення якості обслуговування в конвергентних телекомунікаційних системах» (ДР №0115U002432), № 308 «НИТКА-3» (ДР №0116U000066 т), в яких здобувач виступав виконавцем. Отримано патент на корисну модель [99].

Мета дисертаційної роботи полягає у підвищенні відмовостійкості та безпеки із забезпеченням заданого рівня якості обслуговування в телекомунікаційних мережах шляхом розробки та вдосконалення відповідних моделей і методів маршрутизації та управління трафіком.

У дисертаційній роботі для вирішення поставленої науково-прикладної проблеми розв'язувались такі **задачі дослідження**:

- аналіз сучасного стану та тенденцій подальшого розвитку основних

принципів, концепцій, технологій, протокольних рішень, а також засобів забезпечення відмовостійкості та мережної безпеки в процесі управління трафіком з підтримкою якості обслуговування в мультисервісних ТКМ;

– аналіз теоретичних результатів в області забезпечення відмовостійкості та мережної безпеки в процесі управління трафіком з підтримкою якості обслуговування в мультисервісних телекомунікаційних мережах;

– розробка та дослідження системи динамічних тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком і формулювання умов забезпечення якості обслуговування;

– розробка та дослідження моделей і методів відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах;

– розробка методів безпечної маршрутизації та безпечної швидкої перемаршрутизації щодо забезпечення заданого рівня мережної безпеки в телекомунікаційних мережах;

– оцінка ефективності та розробка науково-методичних рекомендацій щодо практичного використання запропонованих у дисертації рішень в області забезпечення відмовостійкості та мережної безпеки в процесі управління трафіком з підтримкою якості обслуговування в мультисервісних ТКМ.

Об'єкт дослідження: процеси управління трафіком із підтримкою якості обслуговування та забезпеченням відмовостійкості та мережної безпеки в ТКМ.

Предмет дослідження: моделі та методи управління трафіком із підтримкою якості обслуговування та забезпеченням відмовостійкості та мережної безпеки в ТКМ.

Методи дослідження. В ході розробки та вдосконалення математичних моделей і методів управління трафіком із забезпеченням якості обслуговування в умовах нестационарного режиму роботи ТКМ було використано функціонал тензорного обчислення та аналізу, теорії диференціальних рівнянь. Під час опису структури ТКМ використовувались теорія множин і теорія графів. В ході розробки ієрархічно-координаційних методів QoS-маршрутизації та швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження використано постулати та

принципи теорії оптимальних ієрархічних багаторівневих систем. Для розв'язання оптимізаційних задач відмовостійкої, безпечної та QoS-маршрутизації використано методи математичного (лінійного, нелінійного та змішаного) програмування. Для оцінки ефективності отриманих мережних рішень використано можливості пакетів MATLAB та Simulink.

Наукові положення, розроблені особисто дисертантом, та їх новизна.

В ході вирішення поставленої наукової проблеми та розв'язання сформульованих задач дослідження були отримані такі нові наукові результати:

1. Вдосконалено систему тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком, представлених у системах координат контурів і вузлових пар, а також міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар. Новизна моделей полягає у введенні динамічних тензорних метрик, які отримані на підставі використання стаціонарної точкової апроксимації нестаціонарного потоку під час опису стану мережі системою нелінійних диференціальних рівнянь. Це дозволило врахувати зміну в часі структурних і функціональних параметрів телекомунікаційної мережі та характеристик потоків пакетів у ході тензорного моделювання процесів маршрутизації й управління трафіком та отримати динамічні умови забезпечення якості обслуговування за показниками швидкості передачі та середньої міжкінцевої затримки пакетів у нестаціонарному режимі роботи мережних інтерфейсів маршрутизаторів ТКМ.

2. Набув подальшого розвитку дворівневий метод внутрішньодоменної ієрархічно-координаційної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів. Новизна методу полягає, по-перше, в забезпеченні узгодженого розв'язання задач розподіленої маршрутизації «від джерела» та резервування каналного ресурсу на основі використання принципу цільової координації, по-друге, у підтримці міжкінцевої якості обслуговування за показниками швидкості передачі та середньої міжкінцевої затримки пакетів завдяки використанню тензорної моделі ТКМ. Застосування методу дозволяє підвищити масштабованість рішень маршрутизації на основі резервування ресурсів із забезпеченням вимог щодо якості обслуговування за множиною QoS-показників.

3. Вперше запропоновано динамічну модель багатошляхової маршрутизації із забезпеченням якості обслуговування за показником імовірності своєчасної доставки пакетів у телекомунікаційній мережі. Новизною представленого рішення є те, що розрахунок множини шуканих маршрутів і розподіл каналного ресурсу мережі відбувається на основі врахування нестационарного характеру роботи інтерфейсів маршрутизаторів мережі. Це дозволило залежно від виду використаного критерію оптимальності отримуваних рішень максимізувати ймовірність своєчасної доставки пакетів або забезпечити виконання вимог щодо її необхідного значення з урахуванням нестационарної динаміки зміни стану мережі протягом деякого часового інтервалу, наприклад, таймера оновлення маршрутних таблиць.

4. Набула подальшого розвитку система поточкових моделей відмовостійкої маршрутизації без резервування елементів телекомунікаційної мережі за шляхами, що не перетинаються або перетинаються лише за вузлами. Новизною рішень є введення в структуру моделей нелінійних умов використання шляхів заданого типу при балансуванні навантаження. Це дозволило підвищити показники якості обслуговування при розв'язанні задач безпечної або відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційній мережі.

5. Набула подальшого розвитку потокова модель швидкої перемаршрутизації. Новизна моделі полягає, по-перше, в лінійній формі умов захисту каналу та вузла при реалізації багатошляхової маршрутизації; по-друге, у введенні системи критеріїв оптимальності рішень щодо відмовостійкої маршрутизації з встановленням ієрархії співвідношень вагових коефіцієнтів у відповідних цільових функціях. Це дозволило підвищити продуктивність телекомунікаційної мережі та масштабованість рішень щодо швидкої перемаршрутизації, а також знизити обчислювальну складність їх протокольної реалізації.

6. Вперше запропоновано дворівневий метод швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в програмно-конфігурованих мережах. Новизна методу полягає, по-перше, у введенні відповідно до принципу прогнозування

взаємодій дворівневої ієрархії розрахунків маршрутних змінних, що відповідають за формування основних і резервних шляхів з реалізацією схем захисту каналу, вузла, шляху та їх пропускної здатності, а по-друге, у забезпеченні збалансованої завантаженості каналів зв'язку мережі потоками, що протікають як за основними, так і за резервними маршрутами, що відповідає вимогам концепції Traffic Engineering.

7. Вперше запропоновано лінійну оптимізаційну модель багатошляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в телекомунікаційній мережі з захистом каналу, вузла та пропускної здатності. Новизною запропонованої моделі є те, що узгоджене рішення завдань щодо балансування навантаження і швидкої перемаршрутизації із захистом каналу, вузла та пропускної здатності забезпечується в ході розв'язання задачі лінійного програмування. Це дозволило знизити обчислювальну складність розрахунку маршрутних змінних, відповідальних за формування основного та резервного шляхів, і забезпечити збалансовану завантаженість каналів зв'язку мережі відповідно до вимог концепції Traffic Engineering.

8. Вдосконалено метод ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації, заснований на декомпозиційному представленні потокової моделі маршрутизації та використанні принципу цільової координації. Новизною методу є забезпечення захисту приграничних маршрутизаторів ядра мережі на підставі розрахунку основних і резервних міждоменних шляхів як при реалізації одношляхової, так і для багатошляхової маршрутизації, що дозволило підвищити масштабованість та відмовостійкість маршрутних рішень.

9. Вперше запропоновано систему поточкових моделей відмовостійкої маршрутизації з захистом шлюзу за замовчуванням. Новизною моделей є, по-перше, реалізація функцій відмовостійкості шляхом введення додаткових керуючих змінних, відповідальних за вибір основного та резервного шлюзів за замовчуванням з балансуванням навантаження між ними, по-друге, забезпечення погодженого розв'язання задач щодо захисту шлюзу за замовчуванням і швидкої

перемаршрутизації в транспортній мережі, що дозволило підвищити рівень відмовостійкості телекомунікаційної мережі засобами маршрутизації.

10. Вперше запропоновано математичну модель відмовостійкої QoS-маршрутизації в мультисервісній телекомунікаційній мережі, новизною якої є те, що за її допомогою забезпечується реалізація схеми захисту рівня якості обслуговування за показниками пропускної здатності та середньої міжкінцевої затримки пакетів. Отримати подібне рішення вдалось на підставі тензорного опису процесу відмовостійкої маршрутизації, що дозволило отримати в аналітичному вигляді шукані умови захисту, а також сформулювати та розв'язати оптимізаційну задачу щодо розрахунку основних та резервних маршрутів, вздовж яких забезпечувався заданий рівень якості обслуговування.

11. Вперше запропоновано методи безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, які перетинаються, що належать до класу проактивних і реактивних рішень щодо забезпечення заданого рівня мережної безпеки. Новизна методу безпечної маршрутизації полягає в тому, що він, по-перше, допускає використання особливого класу шляхів, що перетинаються, які складають основу композитних шляхів і містять мережні фрагменти з послідовним та (або) паралельним з'єднанням каналів зв'язку мережі, а по-друге, заснований на оптимізації процесу вибору множини композитних шляхів і балансування за ними частин повідомлення, що передається, із забезпеченням допустимих значень його ймовірності компрометації. Новизна методу безпечної швидкої перемаршрутизації полягає в тому, що в разі порушення вимог мережної безпеки, викликаного підвищенням ймовірності компрометації одного або множини композитних шляхів, що входять в основний мультишлях, багатошляхова передача частин конфіденційного повідомлення із забезпеченням заданих значень ймовірності його компрометації здійснюватиметься вже за заздалегідь розрахованою множиною резервних композитних шляхів, реалізуючи захист або основного мультишляху в цілому, або одного чи декількох заздалегідь заданих композитних шляхів, що входять в цей основний мультишлях.

Обґрунтованість і достовірність наукових результатів, висновків і рекомендацій, сформульованих у дисертаційній роботі, забезпечувалась коректним використанням положень добре апробованого математичного апарату, представленого елементами теорії множин, теорії графів, тензорного обчислення та аналізу, методами математичного програмування, а також належним обґрунтуванням прийнятих гіпотез і наближень, наочністю та чіткою фізичною інтерпретацією отриманих результатів дослідження. Крім того, адекватність отриманих результатів підтверджувалась допустимою збіжністю результатів аналітичних розрахунків та імітаційного моделювання.

Використання результатів роботи на практиці. Практична цінність отриманих у дисертації результатів полягає в тому, що запропоновані моделі та методи мають стати основою математичного та алгоритмічно-програмного забезпечення перспективних протоколів маршрутизації та управління трафіком з метою підвищення рівня якості обслуговування, відмовостійкості, мережної безпеки та масштабованості телекомунікаційних мереж у цілому.

Отримані в дисертаційній роботі результати були використані у навчальному процесі кафедри інфокомунікаційної інженерії ХНУРЕ у лекційному курсі та практичних заняттях з дисципліни «Управління та маршрутизація в ТКС» при підготовці студентів спеціальності «Телекомунікації». Використання матеріалів дисертації підтверджено наявністю методичних праць [100]. Результати дисертаційної роботи також використані в звітах про науково-дослідні роботи: № 299-1 «Підвищення масштабованості технологічних рішень щодо забезпечення якості обслуговування в конвергентних телекомунікаційних системах» (ДР №0115U002432), № 308 «НИТКА – 3» (ДР №0116U000066 т), в яких здобувач виступав виконавцем. Отримано патент на корисну модель [99].

Повнота викладення матеріалів дисертації в публікаціях та особистий внесок в них автора. Всі основні наукові результати, висвітлені в дисертаційній роботі, здобувач отримав самостійно. Крім того, в роботі [102] здобувачу належить розробка схеми оцінювання ефективності впровадження нових

криптографічних алгоритмів перетворення інформації в телекомунікаційних пристроях з урахуванням показників якості обслуговування; в статті [105] здобувачу належить обґрунтування вибору показників ступеня критичності загроз передачі інформації у відкритій мережі та пропозиції щодо послідовності фаз протоколу обміну інформацією; в статті [106] здобувачем проведено порівняльний аналіз моделей продуктивності класичної та адаптивної TCP/HTTP потокової передачі відео; в роботі [107] здобувач дослідила особливості використання динамічних математичних моделей для опису процесу синтезу однорангових віртуальних приватних мереж; в публікації [108] автором проведено аналіз принципів застосування мультипотоккових моделей одноадресної, багатоадресної та широкомовної відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах; у статті [109] здобувачем проведено аналіз переваг використання методів змішаного цілочисельного лінійного програмування при оптимальному розподілі ресурсів LTE мережі; в роботі [110] здобувачем проведено аналіз відомих рішень щодо підвищення продуктивності та забезпечення якості обслуговування в безпроводових mesh-мережах; у публікації [111] здобувач дослідила особливості використання динамічних математичних моделей для опису процесу структурно-функціонального синтезу телекомунікаційних систем; в статті [112] автором запропоновано удосконалення моделі безпечної маршрутизації з оптимальним балансуванням числа фрагментів повідомлення в мобільних мережах, що самоорганізуються; в роботі [113] здобувачем запропоновано алгоритм безпечної багатошляхової маршрутизації з оптимальним балансуванням фрагментів повідомлення в MANET; у публікації [115] автором запропоновано потокову модель багатошляхової маршрутизації в телекомунікаційній мережі за шляхами, що перетинаються за вузлами; в статті [116] здобувачем виконано вибір та опис математичної моделі для дослідження впливу стану інтерфейсу на динаміку завантаженості черги на маршрутизаторі телекомунікаційної мережі в ході аналітичного розрахунку середньої довжини черги на інтерфейсі маршрутизатора; в роботі [118] автором проведено аналіз задачі підвищення

масштабованості та продуктивності рішень щодо відмовостійкої маршрутизації; в публікації [119] здобувачем запропоновано динамічне представлення тензорної моделі багатошляхової QoS-маршрутизації в нестационарному режимі роботи мережних інтерфейсів; у роботі [121] здобувачем вдосконалено ієрархічний метод міждоменної швидкої перемаршрутизації в комунікаційних мережах, який включає в себе умови для захисту приграничних маршрутизаторів, адаптованих як для одношляхової, так і для багатошляхової маршрутизації; в публікації [122] здобувачем запропоновано рішення щодо захисту шлюзу за замовчуванням при відмовостійкій маршрутизації в IP-мережі; в статті [123] автором запропоновано удосконалення потокової моделі швидкої перемаршрутизації з реалізацією масштабованих схем захисту елементів телекомунікаційної мережі; в статті [124] автором удосконалено потокову модель відмовостійкої маршрутизації із забезпеченням захисту шляху на підставі використання білінійного критерію оптимальності маршрутних рішень; в роботі [125] здобувачем розроблено та досліджено методи безпечної маршрутизації та безпечної швидкої перемаршрутизації щодо забезпечення заданого рівня мережної безпеки в телекомунікаційних мережах; в публікації [126] автором запропоновано дворівневий метод швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в програмно-конфігурованих мережах; у статті [127] автором розроблено лінійну оптимізаційну модель швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в телекомунікаційних мережах; у роботі [130] здобувачем проведено огляд існуючих програмних пакетів імітаційного моделювання телекомунікаційних мереж та розроблено за допомогою пакета Simulink імітаційну модель динамічного аналізу середньої міжкінцевої затримки пакетів в умовах нестационарного режиму роботи мережних інтерфейсів.

Апробація. Основні результати дисертації доповідалися та були схвалені на 60 Міжнародних наукових конференціях, форумах і семінарах [131-190], в тому числі: на 3-му та 4-му Міжнародних радіоелектронних форумах «Прикладна радіоелектроніка. Стан і перспективи розвитку» (МРФ-2008, МРФ-2011) (Харків, ХНУРЕ, 2008, 2011); на XIX Міжнародному молодіжному форумі

«Радіоелектроніка та молодь в XXI столітті» (Харків, ХНУРЕ, 2015); на XXIII Міжнародній науково-практичній конференції «Інформаційні технології: наука, техніка, технологія, освіта, здоров'я» (Харків, НТУ «ХП», 2015); на одинадцятій та дванадцятій наукових конференціях Харківського університету Повітряних Сил імені Івана Кожедуба «Новітні технології – для захисту повітряного простору» (Харків, ХУПС ім. І. Кожедуба, 2015, 2016); на Міжнародній IEEE конференції «International Siberian Conference on Control and Communications» (SIBCON-2015) (Омськ, РФ, 2015); на IX-XII Міжнародних науково-технічних конференціях «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2015, ПТ-2016, ПТ-2017, ПТ-2018 (Київ, НТУУ «КПІ», 2015-2018); на науково-технічних конференціях Інформатика, математика, автоматика ІМА::2015, ІМА::2016, ІМА::2017 (Суми, СумДУ, 2015-2017); на четвертій Міжнародній науково-технічній конференції «Проблеми інформатизації» (Київ, ДУТ, 2015); на п'ятій міжнародній науково-технічній конференції «Сучасні напрями розвитку інформаційно-комунікаційних технологій та засобів управління» (Полтава, ПНТУ, 2015); на XIII Міжнародній науковій конференції студентів, аспірантів та молодих вчених «Шевченківська весна 2015: Радіофізика. Електроніка. Комп'ютерні системи» (Київ, КНУ імені Тараса Шевченка, 2015); на першій, другій та третій Міжнародних науково-технічних конференціях «Проблеми електромагнітної сумісності перспективних безпроводових мереж зв'язку» (EMC-2015, EMC 2016, EMC-2017) (Харків, ХНУРЕ, 2015-2017); на науково-технічній конференції «Проблеми експлуатації та захисту інформаційно-комунікаційних систем» (Київ, НАУ, 2015); на II-IV Міжнародних науково-технічних IEEE конференціях «Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)» (Харків, ХНУРЕ, 2015-2017); на першій Міжнародній конференції Advanced Information and Communication Technologies-2015 (AICT-2015) (Львів, НУ ЛП, 2015); на науково-технічній конференції «Сучасні інформаційно-телекомунікаційні технології» (Київ, ДУТ, 2015); на Всеукраїнській науково-практичній конференції молодих учених і студентів «Проблеми навігації і управління рухом» (Київ, НАУ, 2015); на XIII та XIV Міжнародних IEEE конференціях

«Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET)» (Львів, Славське, НУ ЛП, 2016, 2018); на першій та другій Міжнародних науково-технічних конференціях «Проблеми науково-технічного та правового забезпечення кібербезпеки у сучасному світі» (Харків, НТУ «ХП», 2016, 2017); на Міжнародній IEEE конференції «Electronics and Information Technology (EIT)» (Одеса, ОНПУ, 2016); на Міжнародних науково-практичних конференціях «Інформаційні технології та комп'ютерне моделювання» (ІТСМ-2016, ІТСМ-2017) (Івано-Франківськ, ПНУ імені Василя Стефаника, 2016, 2017); на Міжнародних науково-практичних конференціях «Інформаційна безпека та комп'ютерні технології» (Кропивницький, ЦНТУ, 2016, 2017); на Міжнародній науково-практичній конференції «Структурні зміни у суспільстві та економіці під впливом комунікацій та інформації» (Полтава, ПУЕТ, 2016); на Міжнародній IEEE конференції «Smart Systems and Technologies (SST)» (Осієк, Осієцький університет імені Йосипа Юрая Штросмаєра, Хорватія, 2016); на I, II Міжнародних IEEE конференціях «Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo)» (Київ, Одеса, НТУУ «КП», ОНАЗ ім. О.С. Попова, 2016, 2017); на XI, XII Міжнародних IEEE конференціях «Computer Sciences and Information Technologies (CSIT)» (Львів, НУ ЛП, 2016, 2017); на шістнадцятій Міжнародній науково-технічній конференції «Проблеми інформатики та моделювання» (Харків, НТУ «ХП», 2016); на V-й міжнародній науково-практичній конференції «Фізико-технологічні проблеми передавання, оброблення та зберігання інформації в інфокомунікаційних системах» (Чернівці, ЧНУ ім. Ю. Федьковича, 2016); на Міжнародній IEEE конференції «The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (CADSM)» (Поляна-Свалява, НУ ЛП, 2017); на VI Міжнародній науково-технічній конференції «Захист інформації і безпека інформаційних систем» (Львів, НУ ЛП, 2017); на першій Всеукраїнській IEEE конференції «ELECTRICAL AND COMPUTER ENGINEERING (UKRCON)» (Київ, НТУУ «КП», 2017); на другій Міжнародній IEEE конференції «Advanced Information and Communication Technologies (AICT)» (Львів, НУ ЛП, 2017); на VI міжнародній науково-практичній

конференції (I Міжнародному симпозиумі) «Практичне застосування нелінійних динамічних систем в інфокомунікаціях» (Чернівці, ЧНУ ім. Ю. Федьковича, 2017); на I Міжнародній науково-практичній конференції «Проблеми кібербезпеки інформаційно-телекомунікаційних систем» (PCSITS) (Київ, КНУ імені Тараса Шевченка, 2018).

Публікації. За матеріалами дисертації опубліковано 91 роботу, у тому числі 30 статей, серед яких 24 статті у наукових фахових виданнях України та таких, що включені до міжнародних наукометричних баз [101-107, 109-120, 124, 127-130], 6 статей у закордонних журналах [108, 121-123, 125, 126]. Шість статей індексуються наукометричною базою Scopus [120-123, 125, 126], вісім статей виконано без співавторства [101, 103, 104, 114, 117, 120, 128, 129]. Отримані результати та висновки апробовано на 60 Міжнародних наукових конференціях та форумах [131-190], з яких 23 на конференціях, що проходили під егідою IEEE та індексуються наукометричною базою Scopus [136, 144, 145, 149, 150, 153, 160-162, 164, 165, 167, 168, 177-184, 187, 188]. Отримано один патент на корисну модель [99].

Структура та обсяг дисертації. Дисертація складається зі вступу, п'яти розділів та чотирьох додатків. У роботі 123 рисунки та 41 таблиця. Загальний обсяг роботи становить 487 сторінок, у тому числі 334 сторінки основного тексту, 33 сторінки з рисунками та таблицями, анотації на 25 сторінках, додатки на 38 сторінках. Список використаних джерел містить 374 найменувань, викладених на 45 сторінках.

РОЗДІЛ 1

АНАЛІЗ ТЕОРЕТИЧНИХ ТА ТЕХНОЛОГІЧНИХ РІШЕНЬ ЩОДО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ЯКОСТІ ОБСЛУГОВУВАННЯ, ВІДМОВОСТІЙКОСТІ ТА МЕРЕЖНОЇ БЕЗПЕКИ ПРИ УПРАВЛІННІ ТРАФІКОМ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ СИСТЕМАХ

1.1. Аналіз сучасного стану та тенденцій розвитку телекомунікаційних систем і мереж

Як показав проведений аналіз, на сучасному етапі розвитку та відповідного переходу світової цивілізації до інформаційного суспільства ступінь впровадження інфокомунікаційних технологій стає безпосереднім рушієм зростання національної конкурентоспроможності та інтеграції України у світовий інформаційний простір [7]. В свою чергу, інформаційно-комунікаційні технології (ІКТ), які представляють собою інтеграцію телекомунікацій та різноманітних технічних засобів, програмного забезпечення з метою створення, отримання доступу, зберігання, передавання та змінювання інформації, є важливим фактором розвитку громадянського суспільства, зайнятості населення та створення цифрової економіки в цілому на підставі введення електронно-комунікаційної взаємодії в рамках електронної торгівлі, телемедицини, міських інформаційних служб, інтелектуальних систем транспортування, систем позиціонування, електронних бібліотек та музеїв тощо [6]. Крім того, важливе значення ІКТ засвідчено, наприклад, у Стратегії соціально-економічного розвитку Європейського Союзу на період до 2020 року «Європа 2020», базові ініціативи якої ґрунтуються на виконанні «Плану розвитку цифрових технологій в Європі» [7].

Еволюція технологічних рішень призвела до появи мереж майбутнього (Future Networks, FN) (рис. 1.1), які є втіленням ідей глобальної інформаційної

інфраструктури (Global Information Infrastructure, GII) та подальшим розвитком мереж наступного покоління (Next Generation Networks, NGN) [9-13, 44, 45].

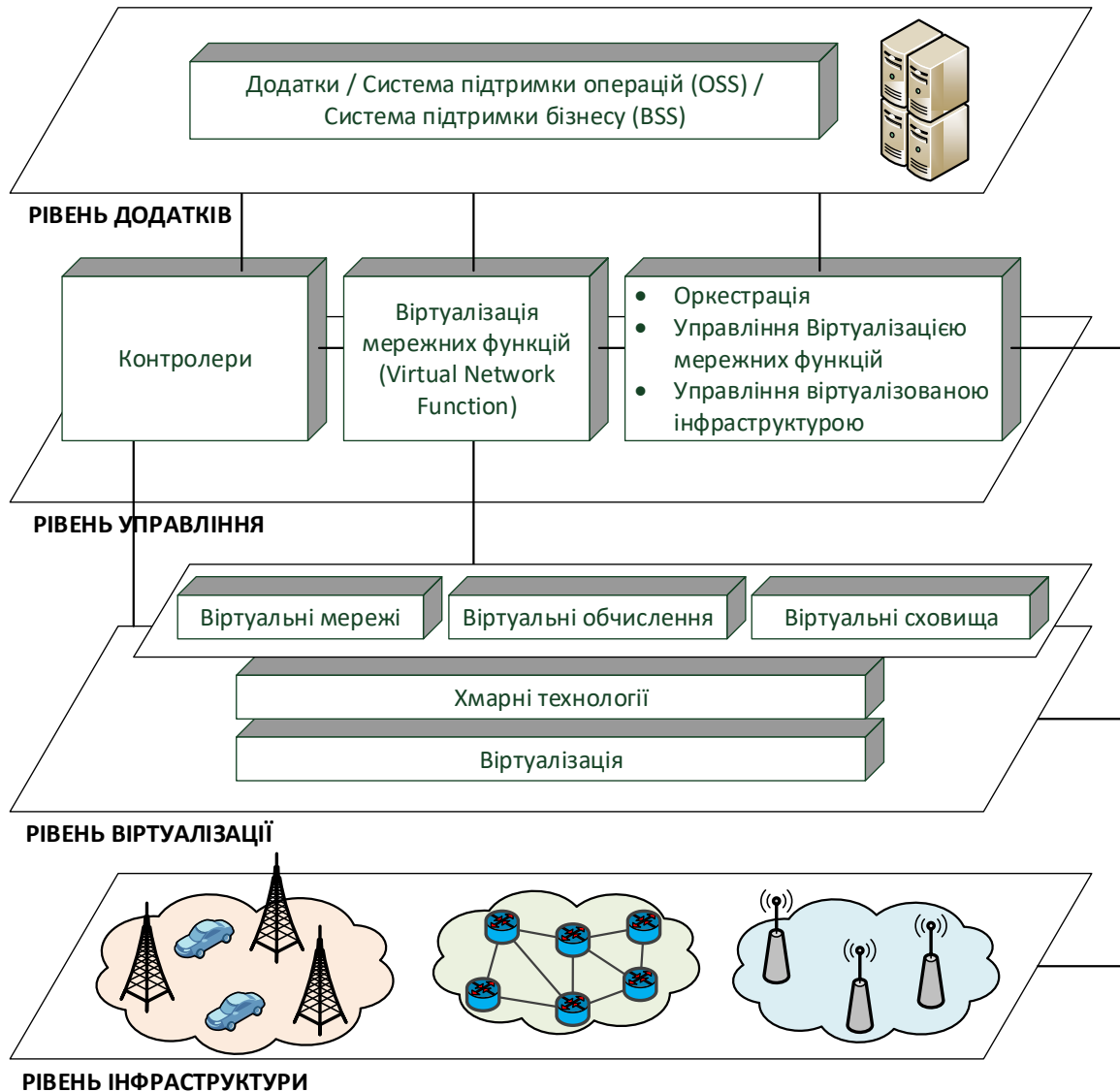


Рис. 1.1. Варіант архітектури мережі майбутнього FN

Концепція мереж майбутнього базується на тому, що існуючі інфраструктури вимагають нових рішень щодо управління та адаптації сучасних послуг, самоорганізації та саморегулювання з метою задоволення нових вимог зв'язку, особливо мобільних користувачів. Для того, щоб забезпечити високу продуктивність сучасних телекомунікаційних систем та мереж необхідне проведення модернізації та вдосконалення технологічних рішень щодо функціонування мережі та управління її ресурсами [14, 44]. Зокрема, можливості ефективного управління призначені для забезпечення швидкої адаптації

операторів зв'язку та провайдерів послуг у випадках, коли додавання нових послуг не передбачає надмірного збільшення капітальних або операційних витрат. У цьому контексті з'явився набір передових технологій – програмно-конфігуровані мережі (Software-Defined Networking, SDN), віртуалізація мережних функцій (Network Function Virtualization, NFV), самоорганізовані мережі (Self-Organized Networks, SON), мережі на основі хмарних технологій (Cloud Networking), інформаційно-орієнтовані мережі (Information Centric Networking, ICN), які спрямовують традиційні телекомунікаційні системи до створення архітектур мереж майбутнього (рис. 1.1) [16-18, 57, 58, 76].

Мережі FN спрямовані на підтримку нових послуг без різкого зростання витрат введення в експлуатацію. Також, наприклад, якщо для послуги потрібен певний процес, який повинен виконуватися всередині мережі, вона повинна динамічно забезпечувати всі комунікації щодо управління, обчислення та ресурсів для зберігання, необхідні для цієї послуги. Крім того, ці ресурси можуть бути віртуалізовані для забезпечення гнучкого розгортання та використання послуг. В свою чергу для підтримки різноманітних послуг мобільних користувачів, у тому числі пристроїв зв'язку при міжмашинній взаємодії (Machine-to-Machine, M2M), необхідні передові можливості мобільності, які гарантують достатню якість обслуговування для користувачів як в однорідних, так і гетерогенних мобільних середовищах [44].

Управління мережею відіграватиме значну роль для надання можливості підтримувати ці різноманітні послуги і включатиме в себе не тільки управління фізичними ресурсами, а й віртуальними. Крім того, уніфіковане управління мережами майбутнього, яке включає в себе автономне управління [11, 14], що є підходом, де функції управління розподілені та мають розміщуватися в межах мереж/підмереж, які підлягають управлінню, або поблизу елементів мережі, необхідних для надання послуги. Також послуги, які надаються мережами майбутнього, повинні забезпечувати функціонування об'єктів критичної інфраструктури (mission-critical services); тобто FN вимагатимуть підвищеного рівня безпеки та відмовостійкості в порівнянні з існуючими мережами [19-21].

Одним з найбільш перспективних напрямків розвитку телекомунікацій є побудова програмно-конфігурованих мереж [17, 57, 58]. Основною метою впровадження на практиці SDN-рішень є підвищення ефективності процесів, пов'язаних із забезпеченням заданого рівня якості обслуговування. Для цього передбачається здійснити перенесення деяких основних функцій з управління мережею в цілому і трафіком зокрема з комутаційного обладнання рівня інфраструктури на сервери мережної операційної системи (Network Operating System, NOS), які розміщуються на рівні управління (рис. 1.1). Подібний підхід, з одного боку, дозволить здешевити використання комутаційного обладнання за рахунок розвантаження його програмного забезпечення, що становить іноді до 70% вартості мережного обладнання в цілому. З іншого боку, винос ключових керуючих функцій на рівень NOS повинен підвищити якість прийнятих рішень за рахунок більш повного й адекватного врахування стану мережі.

В рамках архітектури мереж SDN відокремлюється площина управління від площини даних (інфраструктури), яка включає в себе мережне обладнання. Такий розподіл забезпечує ряд переваг, а саме:

- централізоване та комплексне управління мережею та її інфраструктурою;
- автоматизація процесу управління;
- вдосконалене забезпечення інформаційної безпеки;
- зниження експлуатаційних витрат;
- зниження вартості управління апаратними ресурсами мережі;
- інфраструктура, орієнтована на використання хмарних технологій.

На практиці з різних причин, в т.ч. пов'язаних з необхідністю забезпечення якості обслуговування, відмовостійкості та безпеки, використовуються різні типи архітектур SDN-мереж (рис. 1.2 – рис. 1.5) [191, 192]. Часткове розгортання SDN шляхом розміщення обмеженої кількості пристроїв SDN наряду з традиційним мережним обладнанням формує так звану гібридну мережу SDN (Hybrid SDN, H-SDN) (рис. 1.3, рис. 1.4), яка має широкий спектр застосування (табл. 1.1) [191].

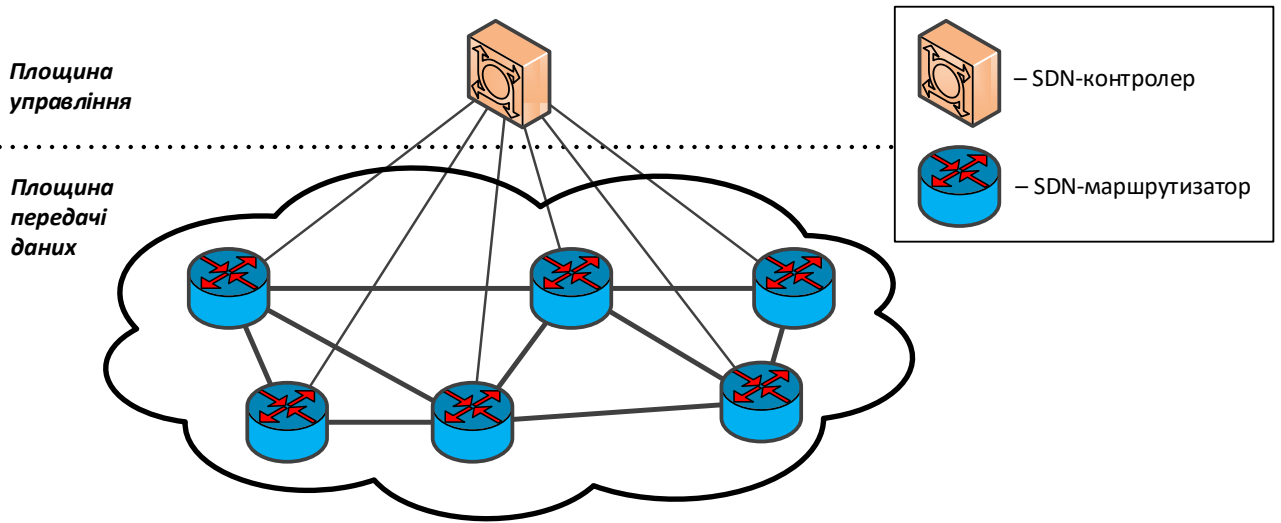


Рис. 1.2. SDN-мережа з централізованим управлінням

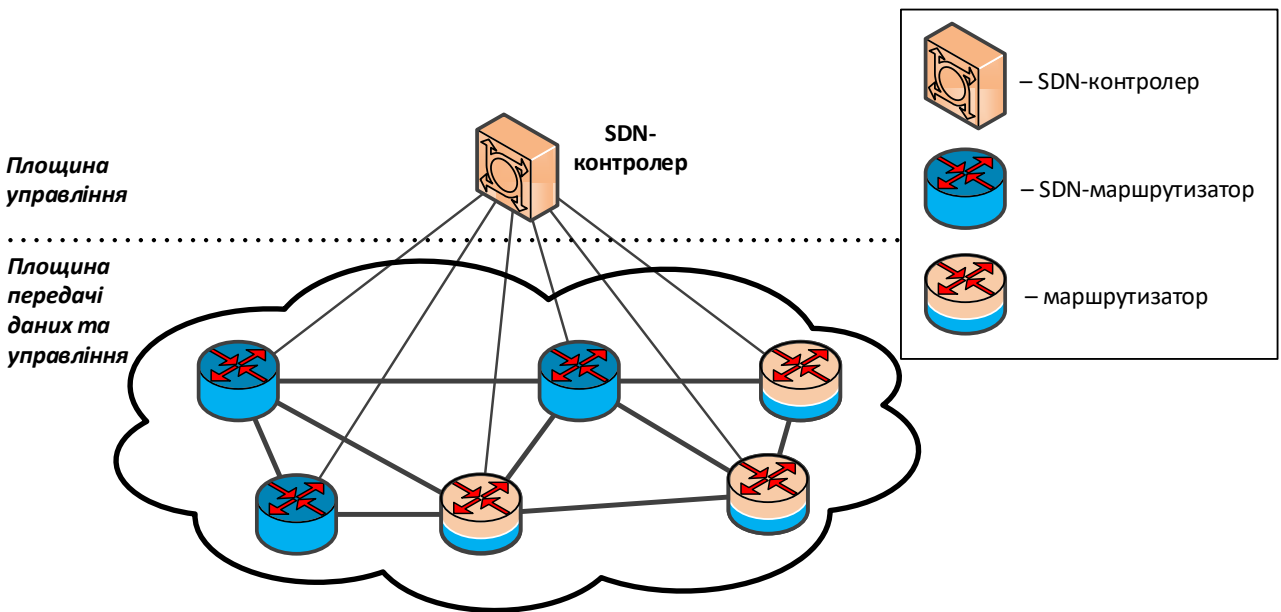


Рис. 1.3. Гібридна SDN-мережа

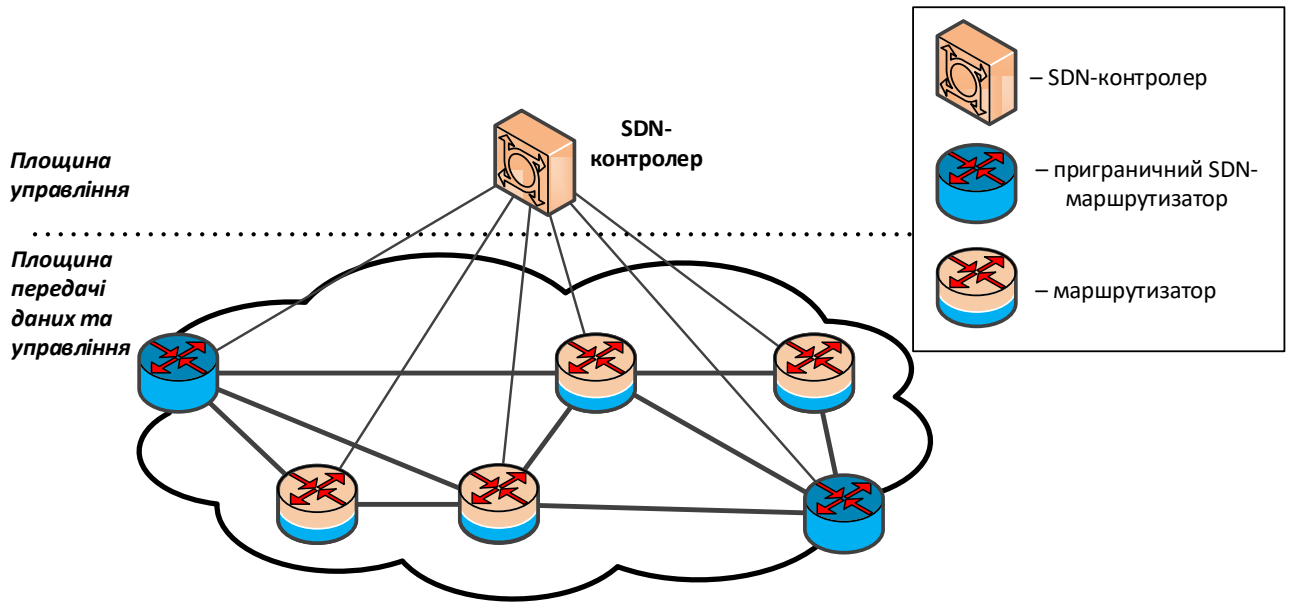


Рис. 1.4. Гібридна SDN-мережа з приграничними SDN-маршрутизаторами

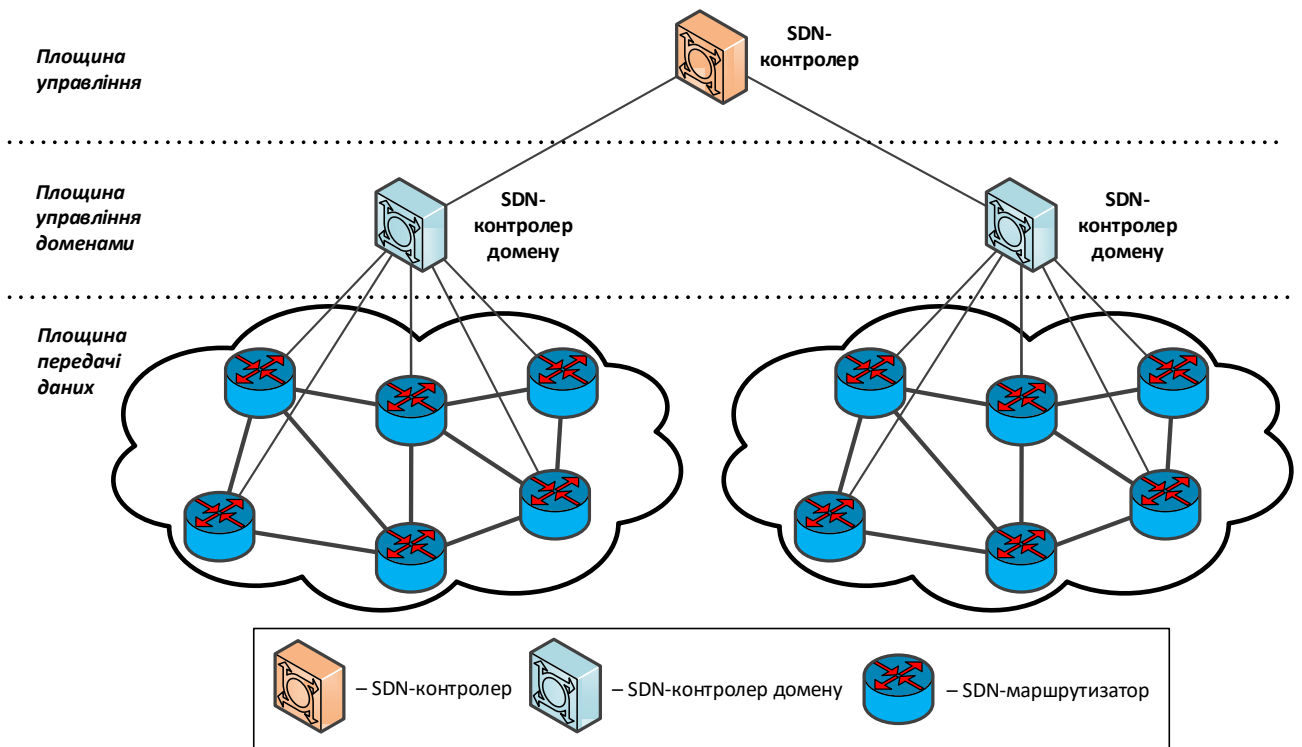


Рис. 1.5. Ієрархічна SDN-мережа

Таблиця 1.1

Порівняльна характеристика SDN, Н-SDN та традиційних IP/MPLS-мереж

Характеристика	SDN	Н-SDN	IP/MPLS-мережі
Програмованість	Підтримується	Частково підтримується	Не підтримується
Підтримувані протоколи	OpenFlow	OpenFlow та традиційні протоколи IP/MPLS-мереж	Традиційні протоколи IP/MPLS-мереж
Розгортання	Обмежене	Більш поширені	Поширені
Вартість	Висока	Модерується	Низька
Відмови	Критичні	Не критичні	Не критичні
Традиційне мережне обладнання	Не використовується	Використовується	Використовується
Управління мережею	SDN контролери	SDN контролери	Складне
Модель розгортання	SDN	Відповідно до вимог	Відповідно до вимог
Службове навантаження на контролери мережі	Високе	Кероване	Відсутнє
Відмовостійкість	Низька	Висока	Висока
Робастність	Низька	Висока	Висока
Масштабованість	Складно масштабовані	Легко масштабовані	Легко масштабовані

В роботі [191] представлено сучасний огляд досліджень та розробок у галузі гібридних мереж SDN, який включає гібридні стратегії розгортання мережі SDN, контролери для гібридних мереж SDN, протоколи управління та механізми інжинірингу трафіку для гібридних SDN-мереж, а також тестування, перевірки та механізми безпеки.

1.2. Характеристика вимог, які висуваються до телекомунікаційних систем і мереж

Як показав проведений аналіз [9-58], вибір для FN тих чи інших мережних технологій залежить від ступеня задоволення *комплексу вимог*, що продиктовані всіма учасниками інформаційно-комунікаційного процесу – користувачами, операторами зв'язку та виробниками різноманітного телекомунікаційного обладнання та програмного забезпечення [50]. Основною вимогою, що висувається до мережі майбутнього як до ТКС, є виконання її основної функції – надання користувачам широкого переліку послуг зв'язку із забезпеченням заданого рівня якості обслуговування.

Суцільний комплекс вимог до сучасних ТКС можна узагальнити наступним чином [50]:

- забезпечення широкого спектру градацій якості обслуговування користувачів, підтримка класів обслуговування;
- висока продуктивність ТКМ, заснована на ефективному використанні мережних ресурсів (канальних, буферних, обчислювальних, програмних та інформаційних);
- надійність ТКС як на експлуатаційному рівні (відмовостійкість), так і на рівні доставки пакетів (імовірність доставки);
- висока масштабованість, тобто здатність ТКС зберігати в заданих границях показники своєї ефективності в умовах зростання розміру мережі, кількості користувачів, послуг, що досягається сегментацією ТКМ і використанням ієрархічної структурної та функціональної побудови;

- підтримка комплексних апаратно-програмних рішень щодо мережної безпеки, яка має забезпечуватися на всіх рівнях надання послуги.

Для кількісної оцінки рівня якості обслуговування вводяться числові характеристики, які в подальшому будуть іменуватись QoS-показниками. В залежності від того, між якими точками мережі вимірюються ці показники, їх поділяють на показники якості обслуговування, що сприймається (Quality of Experience, QoE) на рівні користувача та показники мережної продуктивності (Network Performance, NP), які оцінюються, як правило, на рівні границь транспортної мережі [28-43].

Показники мережної продуктивності умовно розділяються на три типи: показники пропускної здатності (швидкісні показники), часові показники та показники надійності. До швидкісних показників відносять мінімальну, середню та максимальну швидкість передачі пакетів; часові показники представлені середньою затримкою та джитером (варіацією затримки) пакетів, а показники надійності, як правило, пов'язані з рівнем (ймовірністю) втрат пакетів. На числові значення показників QoE, які представлені відповідними оцінками MOS (Mean Opinion Score) [39-43], крім показників мережної продуктивності також впливають характеристики мереж доступу та термінального обладнання.

Трафік, що циркулює в інтересах того чи іншого мережного додатка, по різному чутливий до значень перелічених QoS-показників [37]. При наданні більшості послуг необхідно забезпечувати заданий рівень якості обслуговування одночасно за декількома різнотипними QoS-показниками. Відповідно до змісту рекомендації ITU-T Y.1541, в табл. 1.3 наведені гранично допустимі значення основних QoS-показників, визначених для IP-мереж, в залежності від типу використаного мережного додатка. Варто зазначити, що ці QoS-вимоги послужили основою для створення восьми класів мережної якості обслуговування (табл. 1.2). При цьому, клас 5, наприклад, не містить жодного граничного значення, що передбачає можливість їх динамічного формування на основі поточного запиту.

Таблиця 1.2

Гранично допустимі значення основних QoS-показників в IP-мережах [37]

Класи QoS	Додатки (приклади)	Показник QoS				
		IPTD	IPDV	IPLR	IPER	IPRR
Клас 0	Додатки реального часу, чутливі до джитеру, з високою взаємодією (VoIP)	100 мс	50 мс	10^{-3}	10^{-4}	<i>H</i>
Клас 1	Додатки реального часу, чутливі до джитеру, інтерактивні (VoIP)	400 мс	50 мс	10^{-3}	10^{-4}	<i>H</i>
Клас 2	Дані транзакцій, високо інтерактивні додатки (сигналізація)	100 мс	<i>H</i>	10^{-3}	10^{-4}	<i>H</i>
Клас 3	Дані транзакцій, інтерактивні додатки	400 мс	<i>H</i>	10^{-3}	10^{-4}	<i>H</i>
Клас 4	Додатки з низькими втратами (короткі транзакції, об'ємні дані, потокове відео)	1 с	<i>H</i>	10^{-3}	10^{-4}	<i>H</i>
Клас 5	Традиційні додатки типових IP-мереж	<i>H</i>	<i>H</i>	<i>H</i>	<i>H</i>	<i>H</i>
Клас 6	–	100 мс	50 мс	10^{-5}	10^{-6}	10^{-6}
Клас 7	–	400 мс	50 мс	10^{-5}	10^{-6}	10^{-6}

IPTD – затримка передачі IP-пакета, яка включає в себе затримки поширення та обробки в черзі; IPDV – міжкінцева варіація затримки (джитер); IPLR – допустима ймовірність втрат IP-пакетів; IPER – допустима ймовірність прийому пакетів з помилками; IPRR – допустима ймовірність зміни порядку надходження IP-пакетів; *H* – параметр не визначено.

Щоб забезпечити підтримку QoS для певної послуги, необхідно визначення відповідних критеріїв та параметрів якості обслуговування. Загальна структура та основні терміни QoS визначаються рекомендацією G.1000 ITU-T [29], де в свою чергу зазначено основні критерії QoS:

- швидкість (відноситься до всіх функцій обслуговування);
- точність (наприклад, якість мовлення, коефіцієнт успішності виклику тощо);
- доступність (наприклад, покриття, доступність послуг та ін.);
- надійність (наприклад, співвідношення відхилених викликів, кількість скарг на виставлення рахунків тощо);
- безпека (наприклад, запобігання шахрайству);
- простота (наприклад, легкість оновлення програмного забезпечення, полегшення припинення дії контракту тощо);
- гнучкість (наприклад, легкість змін у контракті, наявність різних методів оплати тощо).

Незважаючи на постійно зростаючу надійність сучасного комунікаційного обладнання, проблема забезпечення заданого рівня відмовостійкості телекомунікаційних мереж також стоїть досить гостро. До основних глобальних причин відмов в ТКМ відносять масштабні катастрофи, соціально-політичні та економічні чинники, вторинні відмови, людський фактор (помилки людини-оператора), загрози мережній безпеці, екологічні проблеми та ін. [47, 49, 71-76]. Крім того, серед основних технологічних факторів, що викликають відмови в обслуговуванні в мережі, виділяють відмови фізичного рівня, збої та перевантаження мережного обладнання при його експлуатації, помилки при конфігурації та оновленні термінального та мережного програмного забезпечення (рис. 1.6, табл. 1.3) [46-49]. У зв'язку з цим на сьогоднішній день надзвичайно актуальною є задача, пов'язана з побудовою так званих відмовостійких мереж (Resilient Networks), здатних забезпечити високий рівень якості обслуговування та відмовостійкості (Quality of Resilience, QoR) [46, 47].

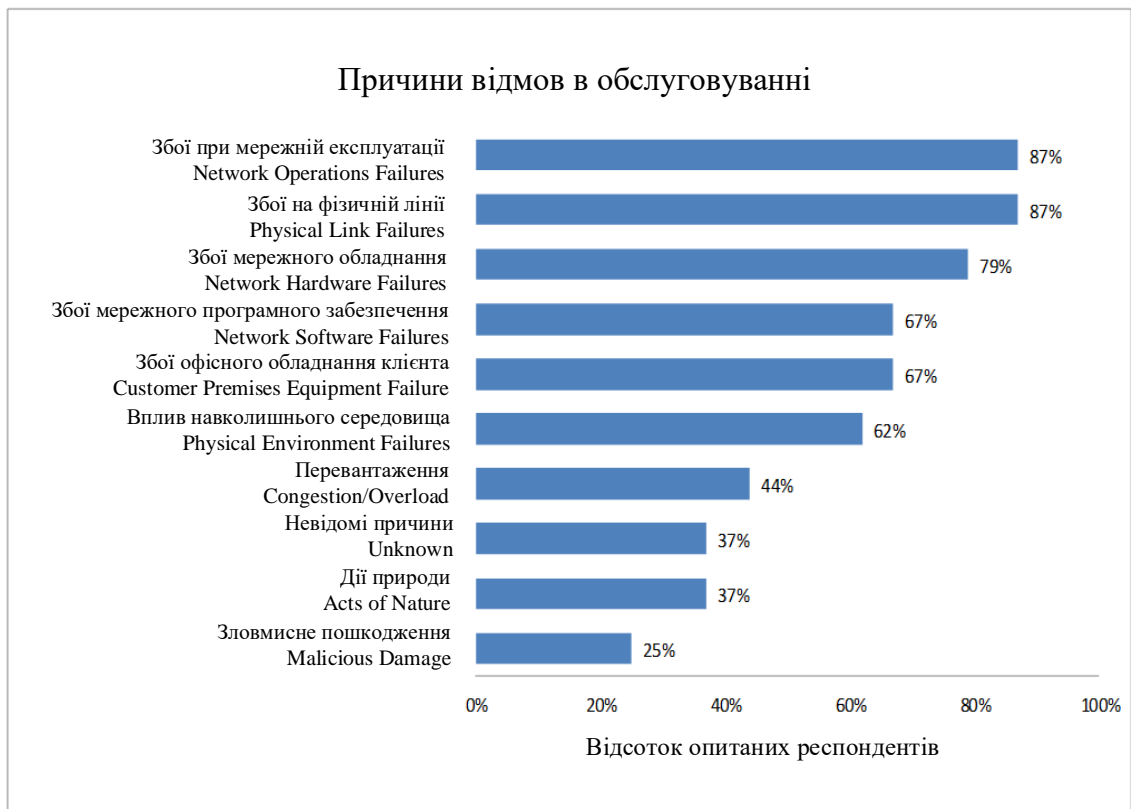


Рис. 1.6. Основні причини, що викликають відмови в обслуговуванні

Таблиця 1.3

Типи відмов та відсоток їх появи при функціонуванні мережного обладнання

Типи виходу з ладу		Відсоток, %
Конфігурація оновлення	програмного забезпечення	22
	апаратного забезпечення	9
Збої програмного забезпечення	Площина управління	15
	Площина даних	5
	Інші	5
Збій обладнання	Управління	7
	Карта Введення/Виводу	7
Відмови каналів зв'язку		20
Відключення електроенергії		1
Інші/Невідомі		9

Варто зазначити, що відмовостійкість мереж була визначена як окремий аспект забезпечення якості обслуговування, що зосереджує увагу на параметрах, пов'язаних із відмовостійкістю ТКМ. Надзвичайна важливість QoR обумовлена її значенням для функціонування мереж, а також впливає з широкого спектру технологій, що забезпечують диференційовану QoS кінцевим користувачам (рис. 1.7) [46, 48]. Вимірювані показники для кількісного визначення відмовостійкості вказані у відповідних стандартах ІТУ-Т та ІЕТF [19-22].

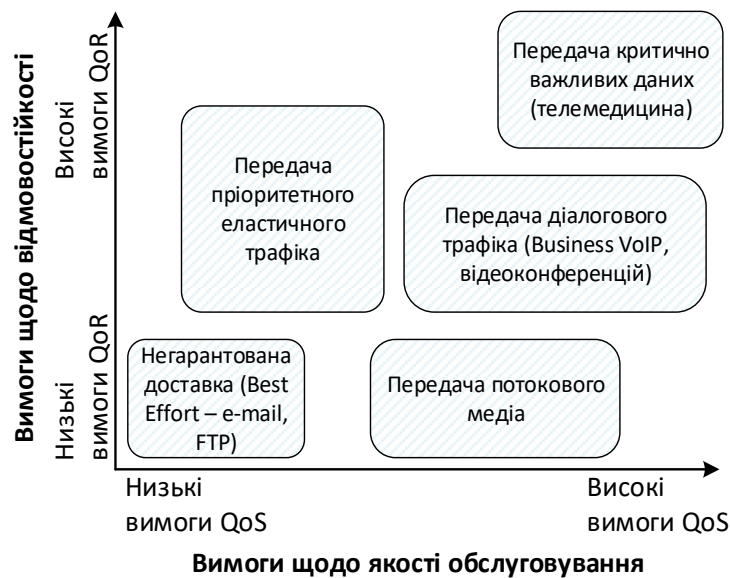


Рис. 1.7. Співвідношення вимог якості обслуговування та відмовостійкості [48]

До основних засобів забезпечення відмовостійкості ТКМ відносять:

- інженерні методики організації експлуатації, технічного обслуговування та ремонту телекомунікаційного обладнання;
- засоби діагностики (самодіагностики) та перевірки (оцінки) працездатності елементів мережі;
- протоколи моніторингу та збору інформації про стан мережі;
- засоби превентивного виявлення відмов елементів мережі та аналізу ймовірних несправностей;
- протоколи резервування (дуплікації) елементів мережі та її сегментів;
- протоколи маршрутизації;

- балансування навантаження;
- планування мережі з введенням структурної та функціональної надлишковості;
- методи реконфігурації мережі.

Як показав проведений аналіз [23-27, 50, 52-56, 67-69, 71-75], однією з найважливіших задач, яка регламентується стандартами побудови телекомунікаційних систем та мереж, є завдання реалізації функцій інформаційної безпеки. Згідно до стандарту ІТУ-Т Х-805 [193], в архітектурі безпеки (рис. 1.8) телекомунікаційної системи умовно виділяють наступні площини:

- функціональні площини безпеки:
 - контролю (для передачі службової інформації з метою моніторингу стану ресурсів ТКС);
 - управління (для передачі службової інформації з метою поточного управління ресурсами ТКС);
 - користувача (для передачі інформації);
- рівні безпеки:
 - інфраструктури, яка складається з елементів ТКС (каналів зв'язку, каналоутворюючої апаратури, маршрутизаторів, серверів тощо);
 - сервісів (послуг), які надаються кінцевим користувачам телекомунікаційною системою та провайдерами;
 - додатків, які приймають участь в комунікаційному процесі та генерують користувальницький трафік, який циркулює в мережі.

У відповідності до цих площин та рівнів, формуються модулі захисту ТКС, які характеризуються наступними параметрами: управління доступом; автентифікація; збереженість інформації; конфіденційність даних; безпека зв'язку; цілісність даних; доступність; секретність.

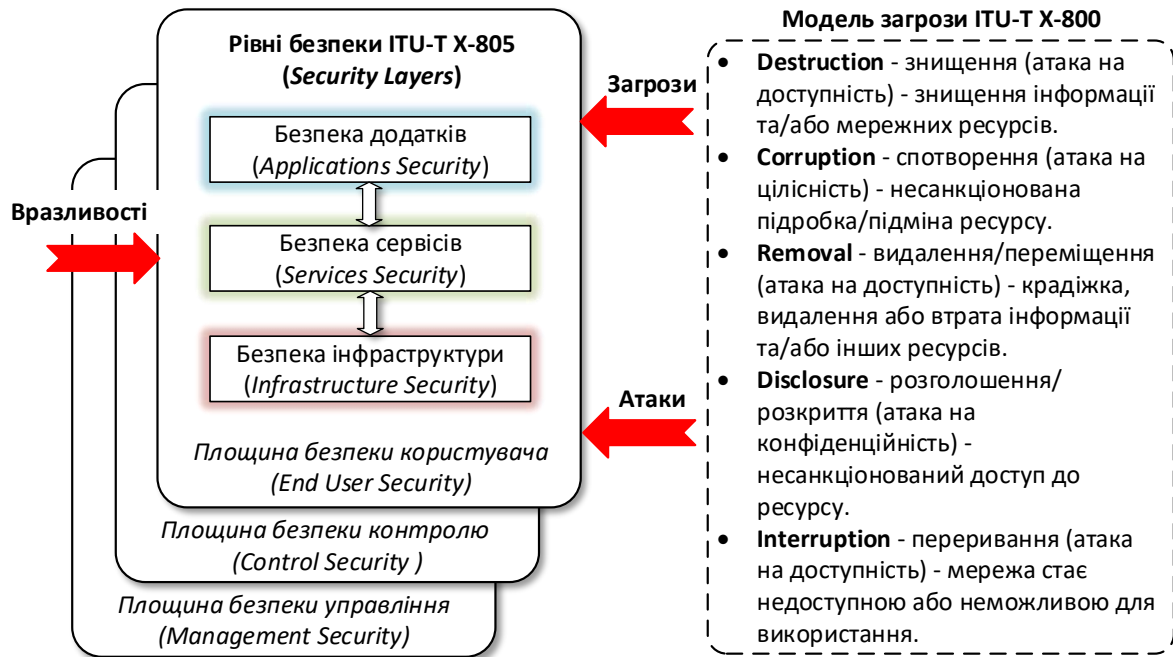


Рис. 1.8. Архітектура безпеки відповідно до стандарту ІТУ-Т X-805

Відповідно до вимог стандартів ІТУ, забезпечення інформаційної безпеки здійснюється в рамках трьох рівнів: безпеки інфраструктури, безпеки сервісів і безпеки додатків (рис. 1.8) [193]. При цьому ефективність роботи верхніх двох рівнів цілком і повністю визначається ефективністю функціонування засобів рівня безпеки інфраструктури, основними завданнями якого є: забезпечення безпеки на рівні мережних елементів (комутаторів, маршрутизаторів, серверів), каналів зв'язку та маршрутів в цілому, які з них складаються.

Якщо розглядати забезпечення мережної безпеки з точки зору рівнів моделі OSI (Open Systems Interconnection) і стандарту ISO 7498-1, а також архітектури безпеки, згідно з ISO 7498-2 [194-196], то відповідність їх рівнів представляється, як показано на рис. 1.9. При цьому сервіси безпеки повинні забезпечуватися протоколами відповідних рівнів моделі взаємодії відкритих систем. У свою чергу безпека на мережному рівні повинна підтримуватися і забезпечуватися також протоколами маршрутизації.



Рис. 1.9. Відповідність рівнів OSI та моделі безпеки

До засобів забезпечення мережної безпеки, як правило, відносять автентифікацію; криптографічний захист; системи аналізу та аудиту; виконання політик безпеки; використання міжмережних екранів; застосування систем виявлення та протидії атакам; управління трафіком та контроль доступу [197, 198].

Таким чином, як показав проведений аналіз, саме технологічні засоби управління трафіком, які представлені протоколами маршрутизації, резервування ресурсів та механізмами профілювання трафіка, контролю доступу тощо, є досить універсальним та ефективним інструментарієм забезпечення високого рівня якості обслуговування, відмовостійкості та мережної безпеки відповідно до вимог, що висуваються до сучасних та перспективних телекомунікаційних мереж.

1.3. Огляд технологічних і протокольних рішень щодо управління трафіком в ТКМ

1.3.1. Аналіз місця і задач управління трафіком в архітектурах диференційованого та інтегрованого обслуговування в ТКМ

Згідно з рекомендаціями ІТУ-Т Y.1291 [199], визначено наступні три площини управління трафіком при забезпеченні QoS в мережах з комутацією пакетів (рис. 1.10):

1. Площина керування (*Control Plane*), яка виконує контроль доступу (*Admission Control*), QoS-маршрутизацію та резервування ресурсів.

2. Площина даних (*Data Plane*), до основних функцій якої відносять запобігання перевантаження, маркування пакетів, планування та обслуговування черг, класифікацію, обмеження та вирівнювання трафіка.

3. Площина управління (*Management Plane*): угоди щодо рівня обслуговування (*Service Level Agreement, SLA*), відновлення трафіку, вимірювання та записи, а також виконання політик.

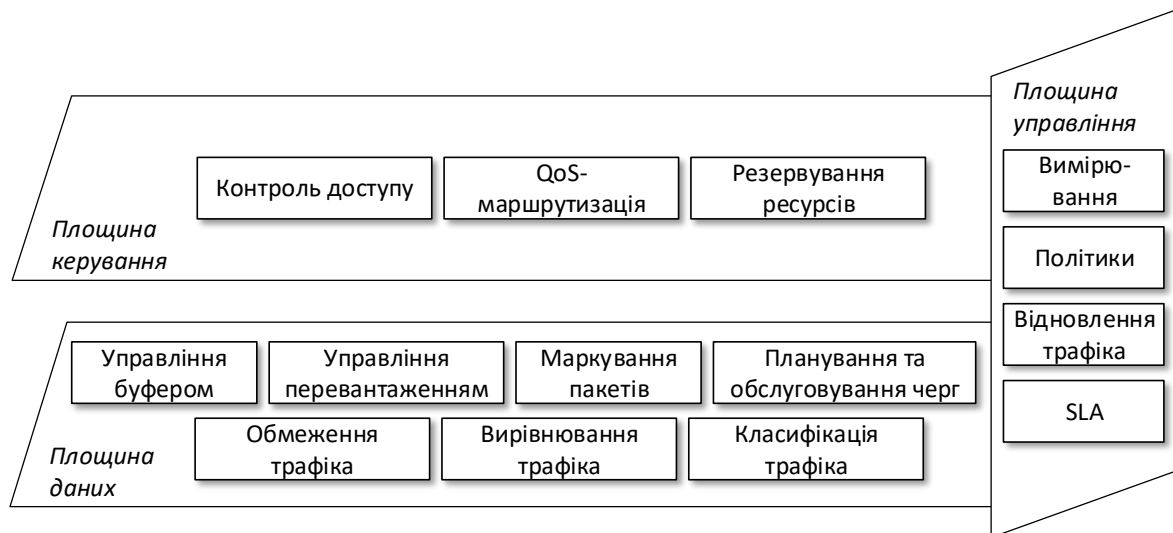


Рис. 1.10. Архітектура управління трафіком в ТКМ

Перші спроби стандартизації QoS з'явилися в середині 1990-х років, коли IETF було запропоновано архітектуру інтегрованого обслуговування (Integrated Services, IntServ) – RFC 1633, 2211 та 2212 [200-205]. Ці специфікації RFC

зосереджені головним чином на протоколі сигналізації – протоколі резервування ресурсів (Resource Reservation Protocol, RSVP), який має забезпечувати передачу інформації щодо значень пропускної здатності та затримки для кожного сеансу до кожного вузла вздовж шляху (*logical circuit*) від вузла відправника до вузла одержувача. Спочатку RSVP вимагав від кожного вузла окремого резервування, що було надзвичайно непрактично з точки зору використання мережних ресурсів, а також зберігання на кожному вузлі стану кожного потоку.

Для вирішення цих завдань з'явився інший набір стандартів, а саме архітектура диференційованого обслуговування (Differentiated Services, DiffServ) – RFC 2474, 2597, 2598, 3246, 4594 [206-217]. При цьому в рамках моделі DiffServ для кожного типу трафіку було визначено різні види маркування пакетів, а саме IP-пріоритет (IP Precedence, IPP), його наступник – поле коду диференційованого обслуговування (Differentiated Services Code Points, DSCP), а також опис конкретного типу обробки пакетів Per-hop Behavior (PHB).

Проте, незважаючи на постійний розвиток та вдосконалення моделей IntServ та DiffServ, жодна з них не забезпечує повного вирішення завдань щодо якості обслуговування. Моделі IntServ та DiffServ концептуально конкурують, але на практиці, як правило, стають більш взаємодоповнюючими. Хоча реалізація QoS на мережних архітектурах вирішена в першу чергу за допомогою моделі DiffServ, іноді має місце накладення обраних функцій IntServ.

Тоді як негарантована доставка даних (Best-effort Service) є доставкою за можливістю і не гарантує забезпечення будь-яких показників QoS [216]. Незважаючи на деяке зниження продуктивності, для більшості додатків, що орієнтовані на передачу інформації (наприклад, таких, що забезпечують взаємодію за HTTP, FTP), цей тип обслуговування є цілком достатнім [51]. В табл. 1.4 приведено порівняльну характеристику базових архітектурних моделей забезпечення QoS у мережах IP.

Порівняльна характеристика базових архітектурних моделей QoS

Характеристика	Best Effort	DiffServ	IntServ
Наданий рівень якості обслуговування	Негарантована доставка	Рівень диференційованих послуг (Soft QoS), не забезпечує QoS-гарантій.	Рівень інтегрованих послуг (Hard QoS), забезпечення QoS-гарантій.
Управління рівнем обслуговування	–	На вузлах (<i>per hop</i>)	З кінця в кінець (<i>end-to-end</i>)
Врахування ресурсів мережі	–	Засноване на використанні класів трафіка	Засноване на характеристиках потоків та QoS-вимогах
Класифікація трафіка	–	Обмежується кількістю класів обслуговування	Обмежується кількістю потоків та фільтрів
Функція QoS мережного рівня	Зв'язність вузлів мережі, рекомендується застосовувати механізми запобігання перевантажень (WRED)	Механізми CB-Marking, Class-Based Shaping, CAR, WRED, WFQ, CBWFQ, LLQ. У мережах MPLS – CoS	Протокол RSVP
Переваги	Простота, не вимагає реалізації складних QoS-механізмів	- висока масштабованість; - можлива організація великого числа класів обслуговування.	- забезпечення QoS-гарантій; - реалізація управління доступом з метою перевірки доступних ресурсів.
Недоліки	Відсутність гарантій щодо якості та самого факту доставки, відсутність диференціації трафіка на класи обслуговування.	- відсутність QoS-гарантій; - вимагає реалізації великої кількості механізмів QoS, можливі складності в налаштуванні.	- низька масштабованість, - великі обсяги сигнальної інформації.

1.3.2. Аналіз засобів класифікації та маркування пакетів в ТКМ

Класифікація пакетів (Packet Classification) – це спосіб, який дозволяє віднести пакет до того чи іншого рівня пріоритету або класу обслуговування залежно від значення одного або декількох службових полів пакета [50]. Шляхом маркування відповідних полів у заголовку пакета сигналізується про належність цього пакета до певного класу. Кожний з організованих класів трафіка має свій набір вимог до значень показників QoS (швидкість передачі, середня затримка, джитер, рівень втрат пакетів), і, як наслідок, кожному з них призначається своя політика обробки в мережі з метою задоволення цих вимог.

Найпоширенішим у використанні є маркування полів IP-пріоритету та DSCP у заголовку IP-пакета (рис. 1.11) [63, 206].

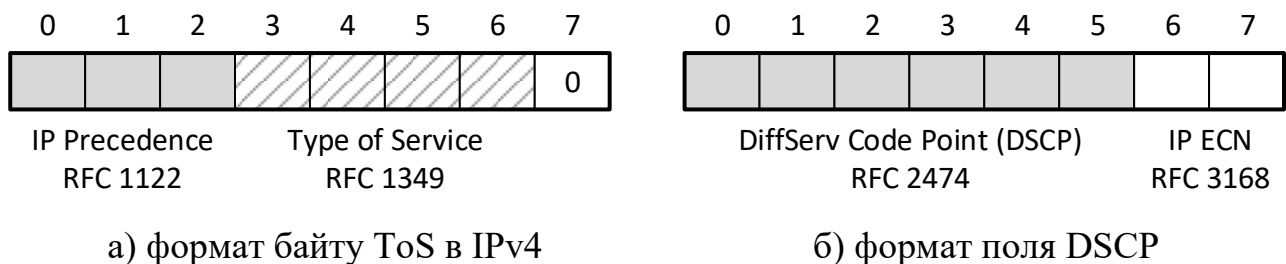


Рис. 1.11. Структура байту Type of Service (IPv4) та Traffic Class (IPv6) в заголовку IP-пакета

Варто відзначити, що практично в кожній мережній технології, яка підтримує QoS, існує спеціально відведене поле для відображення класу обслуговування: в АТМ (Asynchronous Transfer Mode) – це біт CLP (Cell Loss Priority), у Frame Relay – біт DE (Discard Eligible), в MPLS – 3 біти поля Exp (Experimental) (табл. 1.5) [63]. Крім того, класифікація може проводитися на основі одного або множини параметрів [50]:

- адреса джерела IP-пакета;
- адреса одержувача IP-пакета;
- MAC-адреси джерела й одержувача пакетів;

- стандартний або розширений список доступу до джерел / адресатів;
- TCP/UDP-порти джерела або одержувача пакетів;
- зміст полів IP-пакета: DSCP або IP Precedence;
- код довжини пакета;
- qos-group [0-99];
- NBAR;
- зміст поля CoS;
- експериментальні біти MPLS;
- біт Frame Relay DE.

Таблиця 1.5

Маркування полів на каналному та мережному рівнях OSI [63]

Технологія	Рівень моделі OSI	Поле маркування	Довжина поля (біт)	Діапазон значень
Ethernet (802.1 Q/p)	Канальний	CoS	3	0÷7
802.11 WiFi		TID	3	0÷7
Frame Relay		DE	1	0÷1
ATM		CLP	1	0÷1
MPLS	Канальний/ мережний	EXP	3	0÷7
IPv4 та IPv6	Мережний	IP Precedence	3	0÷7
IPv4 та IPv6		DSCP	6	0÷63

Поля, що використовують однобітове значення, такі як в ATM та Frame Relay, забезпечують лише індикацію відносного пріоритету відкидання («так» чи «ні») між кадрами. Поля, що використовують 3-бітну ширину, можуть кодувати до 8 класів обслуговування. Найкраща деталізація пропонується за допомогою 6-бітної ширини поля, де можна визначити до 64 класів обслуговування.

Шестибітні поля DSCP, що використовуються в заголовках IPv4 та IPv6, закодовані, як показано на рис. 1.11. Значення DSCP можуть бути виражені в числовій формі або спеціальними іменами ключових слів PHB. Виділяють три існуючі класи DSCP PHB: Best-Effort (BE або DSCP 0), гарантована (AF) та швидка доставка (EF). На додаток до цих трьох визначених PHB, також зазначені точки коду селектора класу (CSx), сумісні з IP-пріоритетом (CS1 від CS7 ідентичні значенням IP-пріоритету від 1 до 7) [208, 209, 214].

RFC 2597 визначає чотири класи Assured Forwarding, позначені літерами AF та двома цифрами. Перша цифра позначає AF клас і може варіюватися від 1 до 4. Друга цифра відноситься до пріоритету відкидання для кожного AF класу та може приймати значення від 1 (найнижчий пріоритет) до 3 (найвищий пріоритет). Наприклад, в періоди перевантаження мережі (на вузлі, сумісному з RFC 2597), AF33 статистично буде відкидатися частіше, ніж AF32. В табл. 1.6 показано схему кодування AF PHB.

1.3.3. Огляд механізмів управління чергами та розподілом пропускну здатності каналів зв'язку в телекомунікаційних мережах

Розподіл пропускну здатності каналів зв'язку ТКМ може здійснюватися за допомогою механізмів організації та обслуговування черг на мережних вузлах [50]. Механізм обслуговування черг шляхом регулювання порядку обслуговування пакетів певного потоку (класу) трафіка дозволяє варіювати частоту їхньої обробки й у такий спосіб виділяти певну пропускну здатність даному потоку (класу).

Найчастіше в маршрутизаторах і комутаторах застосовуються такі механізми обслуговування черг [50]:

- алгоритм FIFO (First-In-First-Out,);
- пріоритетне обслуговування (Priority Queuing, PQ);
- справедливе обслуговування (Fair Queuing, FQ);
- довільне обслуговування (Custom Queuing, CQ);

Рекомендації RFC для класифікації трафіка [63]

Додаток	Класифікація мережного рівня		IETF	Маркування каналного рівня
	PHB	DSCP	RFC	CoS
Мережне управління (<i>Network Control</i>)	CS6	48	RFC 2474	6
VoIP	EF	46	RFC 3246	5
Визивна сигналізація (<i>Call-Signaling</i>)	CS5	40	RFC 2474	5
Мультимедійні конференції (<i>Multimedia Conferencing</i>)	AF41	34	RFC 2597	4
Інтерактивні додатки реального часу / дистанційна присутність (<i>Real-Time Interactive / TelePresence</i>)	CS4	32	RFC 2474	4
Додатки потокового мультимедіа (<i>Multimedia Streaming</i>)	AF31	26	RFC 2597	3
Ширококомовне відео (<i>Broadcast Video</i>)	CS3	24	RFC 2474	3
Дані з малою затримкою / дані транзакцій (<i>Low-Latency Data / Transactional Data</i>)	AF21	18	RFC 2597	3
Функціонування / адміністрування (<i>Operations / Administration Management</i>)	CS2	16	RFC 2474	2
Дані, чутливі до пропускнуої здатності / передача великих масивів даних (<i>High-Throughput Data / Bulk Data</i>)	AF11	10	RFC 2597	1
Доставка «за можливістю» (<i>Best Effort</i>)	DF	0	RFC 2474	0
Дані з низьким пріоритетом / (<i>Low-Priority Data / Scavenger Data</i>)	CS1	8	RFC 3662	1

- обслуговування на основі класів (Class Based Queuing, CBQ);
- зважене справедливе обслуговування (Weighted Fair Queuing, WFQ);
- зважене справедливе обслуговування на основі класу (Class Based WFQ, CBWFQ);
- обслуговування з малою затримкою (Low Latency Queuing, LLQ);
- зважене кругове обслуговування (Weighted Round-Robin, WRR);
- кругове обслуговування з дефіцитом (Deficit Round-Robin, DRR).

Механізми обслуговування черг можуть бути класифіковані за такими ознаками:

- реалізація розподілу ресурсів (без розподілу ресурсів – FIFO, пріоритетний розподіл ресурсів шляхом застосування однойменного обслуговування – PQ, пропорційний розподіл у круговому обслуговуванні черг – CQ, WRR, рівномірний розподіл шляхом реалізації максимінної схеми – WFQ, CBWFQ);
- надання гарантій за обраними параметрами мережного з'єднання (у термінах виділеної пропускну здатності або гарантованої середньої затримки: з наданням гарантій – CBWFQ, LLQ, без надання гарантій – FIFO, PQ);
- принцип розподілу трафіка по чергах (формування черг на основі потоку або – WFQ, на основі класу – CBQ, CBWFQ);
- режим виконання (розподілений на процесорах VIP-плат – DWFQ, нерозподілений на центральному процесорі маршрутизатора – WFQ).

Для забезпечення QoS механізм обслуговування черги повинен мати можливість диференціювання різних потоків пакетів із визначенням рівня їхніх вимог щодо якості обробки. Прикладами механізмів, здатних забезпечити необхідну пропускну здатність у мережах IP, є механізм зваженого рівномірного обслуговування черг – WFQ, механізм WFQ на основі класу – CBWFQ і на основі потоку – Flow-Based Distributed Weighted Fair Queuing.

Трафік реального часу, чутливий до затримки, вимагає двох атрибутів від алгоритму управління чергами: абсолютну гарантію щодо пропускну здатності

та гарантію щодо затримки. На сьогодні серед рекомендованих рішень виділяють наступні (табл. 1.7) [63]:

- CBWFQ, який є гібридним механізмом, що поєднує гарантію пропускну здатності (від CQ) з динамічною справедливістю до інших потоків в рамках класу трафіку (від WFQ); проте CBWFQ не забезпечує гарантію щодо затримки і тому підходить лише для управління трафіком даних;
- LLQ, який додає можливості CBWFQ суворого пріоритету і тому підходить для поєднання трафіку реального часу та інших типів трафіку, не чутливих до затримки; при цьому LLQ забезпечує як гарантію щодо затримки, так і щодо пропускну здатності.

Таблиця 1.7

Порівняльна характеристика алгоритмів CBWFQ та LLQ [63]

Атрибут	CBWFQ	LLQ
Класифікація	Заснований на класах	Заснований на класах
Кількість черг	До 256 класів черг	1 PQ+CBWFQ
Гарантія пропускну здатності	Підтримується	Підтримується
Гарантія затримки	Не підтримується	Підтримується
Рекомендація для трафіку реального часу	В загальному випадку не рекомендується	Рекомендується

Проте, як показав проведений аналіз, переважна більшість механізмів обслуговування черг базується на статичних рішеннях, які реалізуються в ході адміністративного налаштування мережного обладнання. З іншої сторони, робота перерахованих засобів розподілу пропускну здатності каналів зв'язку жодним чином не пов'язана з іншими засобами управління трафіком, наприклад, протоколами маршрутизації тощо. Це є серйозним недоліком, так як формування маршрутних метрик в найбільш ефективних протоколах маршрутизації здійснюється відповідно до пропускну здатності каналів зв'язку.

1.3.4. Характеристика засобів профілювання трафіка в ТКМ

Управління інтенсивністю (профілювання трафіка) здійснюється з метою запобігання перевантаження та контролю за параметрами вхідного трафіка відповідно до заданого профілю, зазначеного в SLA. Для контролю, як правило, використовуються алгоритми «кошика маркерів» (token bucket), «дірявого відра» (leaky bucket) або їх різновидів. Безпосередньо управління інтенсивністю трафіку досягається за рахунок застосування двох функцій: функції обмеження трафіка (traffic policing) і функції вирівнювання трафіка (traffic shaping, TS) [50, 51, 63]. Незважаючи на однакове призначення, ці функції відрізняються способом обробки трафіку в момент порушення параметрів профілю. У табл. 1.8 приведена порівняльна характеристика функції обмеження і функції вирівнювання трафіка [51].

Особливістю засобів профілювання трафіка на основі правил політики (policing) є те, що у випадку порушення параметрів профілю (наприклад, перевищення тривалості пульсації або середньої швидкості) пакет відкидається або маркується зі зниженням пріоритету. Відкидання деяких пакетів знижує інтенсивність потоку і приводить його параметри у відповідність до тих, що зазначені у профілі. Маркування пакетів без відкидання потрібне для того, щоб пакети все-таки були обслуговані цим вузлом (або наступними за потоком), але зі зниженим рівнем QoS.

Механізми вирівнювання трафіка (shaping) призначені для надання трафіку, який вже пройшов профілювання, потрібної «форми» у часі і реалізується шляхом буферизації пакетів. В основному за допомогою цієї функції прагнуть згладити пульсації трафіку, і тим самим, зменшити черги на вузлах мережі, які будуть обробляти трафік далі за потоком. Вирівнювання доцільно використовувати для відновлення часових співвідношень трафіка додатків, що працюють з рівномірними потоками, наприклад, мовних додатків.

Порівняння функцій обмеження та вирівнювання трафіка [51]

	Функція обмеження трафіку	Функція вирівнювання трафіку
Характеристика	<i>Обмежник</i> інтенсивності методом <i>відкидання</i> при перевищенні заданої швидкості	<i>Обмежник-вирівнювач</i> інтенсивності методом <i>затримки</i> (буферизації пакетів) і подальшого пересилання з узгодженою інтенсивністю при перевищенні заданої швидкості
Вплив на рівень QoS	Не додає затримку чи джитер до потоку, що передається (обмеження швидкості передачі без буферизації). Спричиняє повторні передачі TCP в разі відкидання пакетів.	Додає затримку та джитер до потоку, що перевищує узгоджену швидкість. Натомість пакети не відкидаються, не спричиняючи повторні передачі.
Призначення	Обмеження трафіку до швидкості контракту з метою захисту мережі від можливого перевантаження. Обмеження трафіку може допомогти й у випадку запобігання DOS атакам	1. На границі двох мереж. 2. На інтерфейсах транзитних маршрутизаторів. 3. Обмеження швидкості доступу до контрактних значень.
Рівень адаптації	Не підтримується	Підтримується
Маркування пакетів	Підтримується, може змінити маркування пакета	Не підтримується
Область застосування	Переважно приграничні пристрої (маршрутизатори, комутатори), вхідні або вихідні порти.	Завжди на вихідному інтерфейсі. Зазвичай реалізується на виході маршрутизатора, що граничить з іншою мережею
Приклад	механізм Committed Access Rate (CAR), Class-Based Policing	GTS, Class-Based Shaping, DTS, FRTS

Основними недоліками проаналізованих засобів профілювання трафіка є невисока функціональність та гнучкість з причини використання досить примітивних схем «кошика маркерів» та «дірявого відра»; недостатнє врахування характеристик трафіка; відсутність погодженості в діях з іншими засобами управління трафіком та боротьби з перевантаженням.

1.3.5. Огляд технологічних засобів резервування ресурсів в ТКМ

Основними функціональними задачами моделі IntServ є резервування ресурсів (resource reservation) і контроль доступу (admission control). При цьому необхідною умовою забезпечення гарантованої якості обслуговування є наявність протоколу сигналізації, який дозволяє відповідним додаткам заявляти про свої QoS-вимоги, встановлювати та контролювати з'єднання зі здійсненням за необхідністю резервування потрібних мережних ресурсів уздовж розрахованого маршруту (маршрутів). Таким протоколом є протокол резервування ресурсів RSVP (Resource ReSerVation Protocol) (RFC 2205 – 2215) [201-205], використання якого дозволяє механізмам управління окремих вузлів обмінюватися службовою інформацією, що сприяє координації зусиль щодо забезпечення необхідних значень параметрів міжкінцевої якості обслуговування.

Функціонування RSVP пов'язано з виконанням наступних завдань:

- резервування ресурсів і підтримка «стану резервування»;
- звільнення зарезервованих ресурсів;
- сигналізація про помилки.

RSVP працює після становлення маршрутним протоколом відповідного шляху, перевіряючи доступність цього маршруту та резервуючи вздовж нього необхідний мережний (канальний та буферний) ресурс [201]. Протокол RSVP для підвищення масштабованості мережних рішень підтримує декілька стилів резервування – індивідуальне (distinct) або загальне (shared) резервування. Інша опція резервування контролює вибір джерел: явний (explicit) або довільний (wildcard) вибір (табл. 1.9) [51]. У випадку явного вибору кожному джерелу ставиться у відповідність певна специфікація фільтра, у випадку довільного вибору – таких специфікацій не потрібно.

Індивідуальне резервування застосовується для тих додатків, в яких кілька відправників даних можуть надсилати інформацію одночасно. Індивідуальне резервування відбувається явно для відправника і встановлюється за допомогою стилю резервування з фіксованим фільтром (Fixed Filter, FF).

Стилі та фільтри резервування RSVP [51]

Кількість джерел	Стилі резервування	
	Індивідуальне	Загальне
Явне резервування	FF (резервування з фіксованим фільтром)	SE (загальне явне резервування)
Групове резервування	Не визначено	WF (резервування з груповим фільтром)

Загальне резервування (shared reservations) використовується, коли декілька джерел даних не схильні передавати інформацію одночасно. Такі потоки не мають потреби в окремому резервуванні ресурсів для кожного відправника, необхідно лише одне резервування, яке за потребою можна буде застосувати до будь-якого відправника в групі. У термінах протоколу RSVP такий потік називається загальним потоком (shared flow), який устанавлюється за допомогою загального явного (Shared Explicit, SE) або групового (Wildcard Filter, WF) резервування.

При загальному явному резервуванні SE потоки, що резервують мережні ресурси, вказуються окремо. Іншими словами створюється резерв ресурсів, що використовується спільно декількома відправниками, перелік яких задається безпосередньо. За допомогою групового фільтра WF пропускна здатність і характеристики затримки можуть бути зарезервовані для будь-якого джерела. Такий фільтр не дозволяє вказати джерела окремо. Резервування здійснюється в найбільшому серед запитаних одержувачами обсязі ресурсів, що не залежить від числа відправників, а потім зарезервованій груповий ресурс поділяється поміж потоками усіх відправників.

Слід відмітити, що RSVP може застосовуватися в рамках двох операційних моделей, як це показано на рис. 1.12 [63]:

1. Модель IntServ: традиційна операційна модель RSVP, основним недоліком якої є обмеження щодо масштабованості.

2. Модель IntServ/DiffServ: відокремлює операції площин управління та даних. Функціонування RSVP пов'язано лише з контролем доступу (AC), тоді як механізми DiffServ виконують класифікацію, маркування, профілювання та вирівнювання трафіку (рис. 1.12). Завдяки цьому модель IntServ/DiffServ більш масштабована та гнучка.

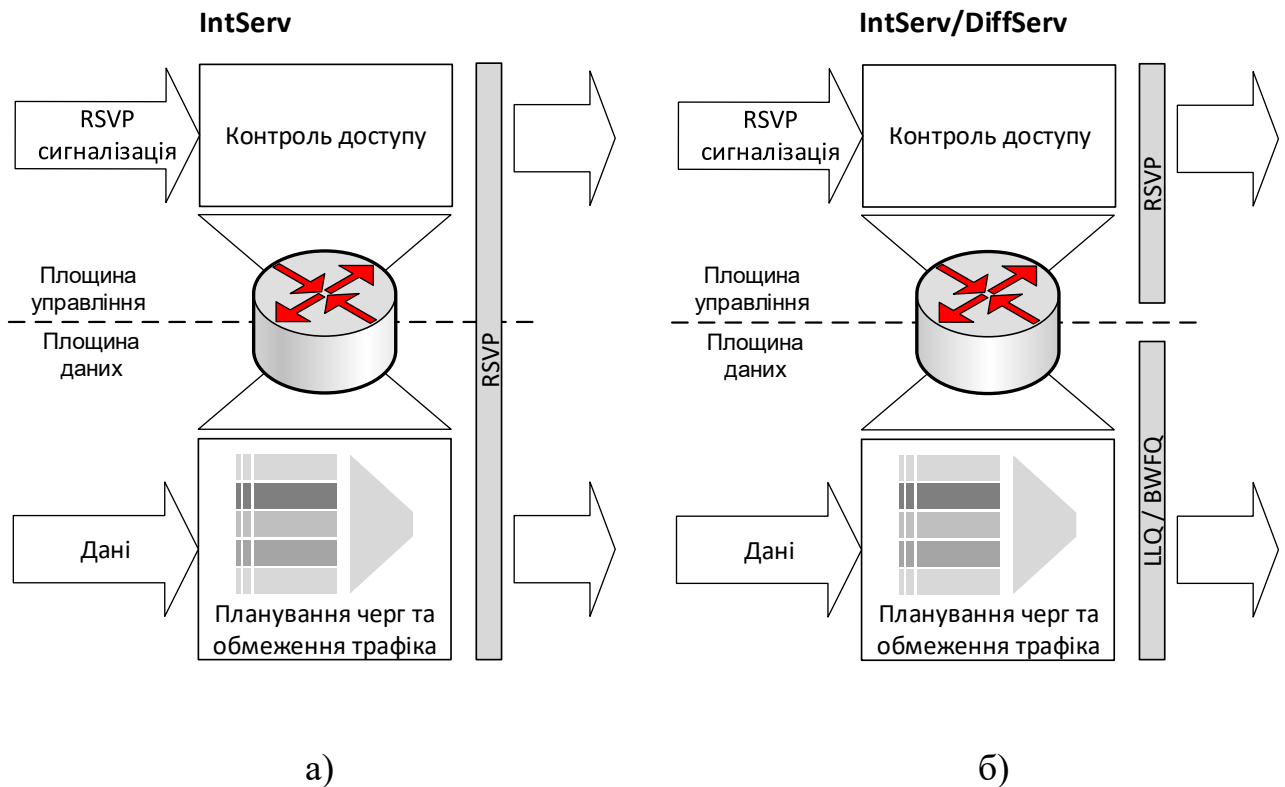


Рис. 1.12. Операційні моделі RSVP: IntServ (а) та IntServ/DiffServ (б)

Основним недоліком протоколу RSVP є те, що він функціонує після відпрацювання протоколу маршрутизації, який хоч і визначає найкращий в межах обраної метрики шлях, але не гарантує наявності необхідного мережного ресурсу вздовж нього. Тому помилки резервування та повторні запити вносять додаткові затримки в процес управління трафіком та забезпечення QoS. Перші кроки з точки зору погодження в роботі засобів маршрутизації та сигналізації (резервування ресурсів) зроблено в маршрутному протоколі PNNI, який використовується в АТМ-мережах.

1.4. Характеристика засобів маршрутизації в ТКМ

1.4.1. Загальна класифікація маршрутних рішень в ТКМ

Важливе місце серед засобів управління трафіком в ТКМ посідає такий ключовий процес мережного рівня OSI як маршрутизація. Вона вимагає погодженої роботи всіх інших засобів управління трафіком, які реалізуються як на окремих мережних інтерфейсах, так і в мережі в цілому. На даний час існує досить велика кількість маршрутних рішень [50, 51, 58-66, 88, 218], які відрізняються принципами роботи, рівнем ефективності та областю ймовірного використання. Зважаючи на наявність спільних рис в цих рішеннях, у загальному випадку має місце наступна класифікація маршрутних протоколів та методів (рис. 1.13):

- за рівнем адаптивності маршрутних рішень (частотою оновлення маршрутних таблиць) виділяють статичну, квазістатичну та динамічну маршрутизацію;
- за способом збору інформації про стан мережі – дистанційно-векторну маршрутизацію та маршрутизацію на основі стану каналів (зв'язків);
- за місцем формування маршрутів – маршрутизацію покрокову (hop-by-hop) та «від джерела» (on source);
- за типом використаної маршрутної метрики – маршрутизацію за структурною метрикою та маршрутизацію за функціональною метрикою;
- за кількістю врахованих параметрів мережі – маршрутизацію на основі скалярної, композитної (складної) або векторної метрики;
- за типом врахованих параметрів мережі – маршрутизацію за показниками якості обслуговування та маршрутизацію за показниками мережної безпеки;
- за кількістю одержувачів пакетів – одноадресну, багатоадресну та широкомовну маршрутизацію;

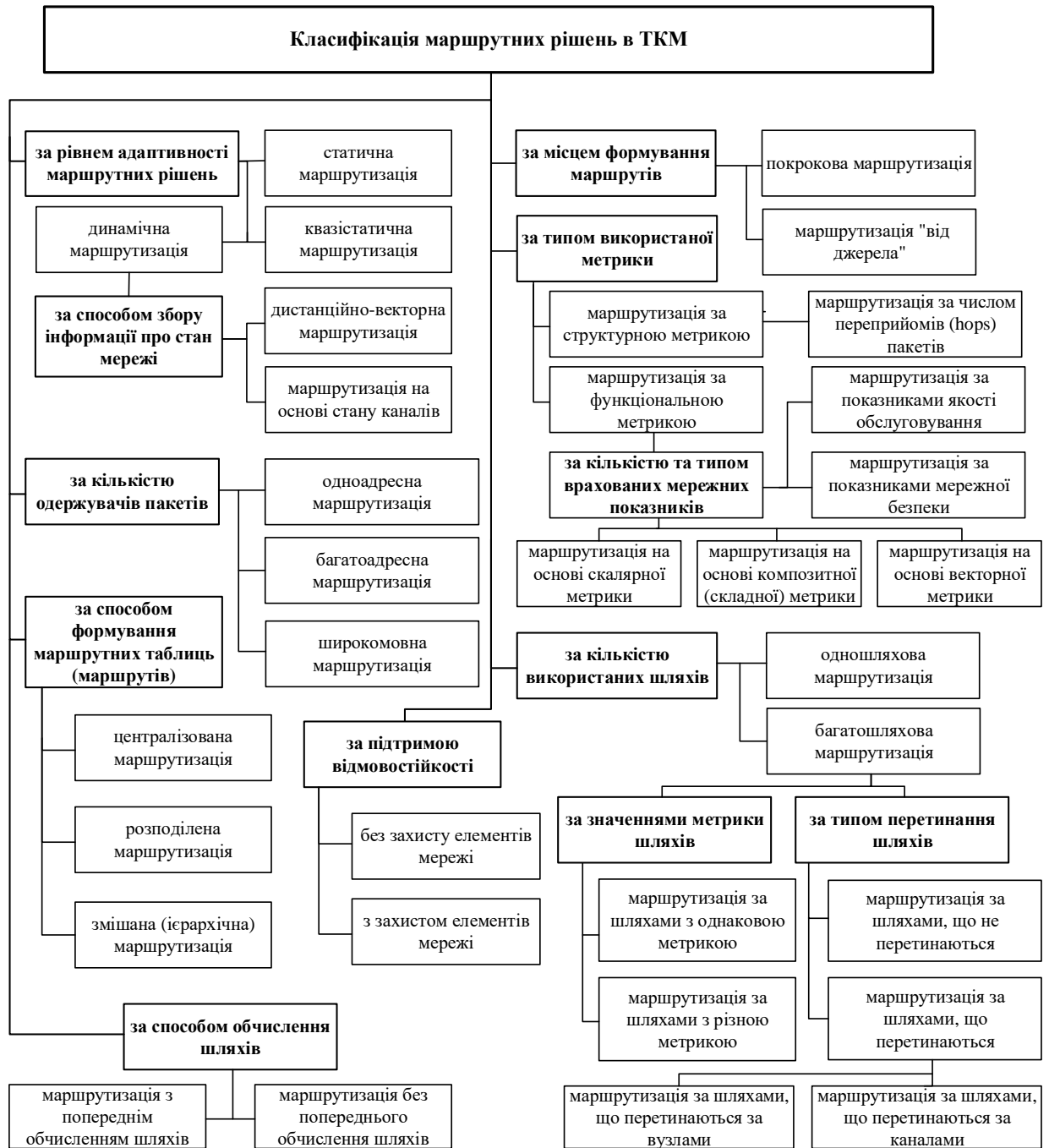


Рис. 1.13. Класифікація маршрутних рішень в телекомунікаційних мережах

- за числом використаних шляхів – одно- та багатошляхову маршрутизацію;
- за способом формування маршрутних таблиць (маршрутів) – централізовану, розподілену та змішану маршрутизацію;
- за способом обчислення шляхів – маршрутизацію з обчисленням або без попереднього обчислення шляхів;

- за рівнем забезпечення відмовостійкості мережі – із захистом та без захисту (резервування) елементів мережі (каналу, вузла, шляху, мережного сегменту) та (або) їх пропускної здатності.

За частотою оновлення маршрутних таблиць, спричиненого адаптацією до зміни стану мережі, виділяють статичну, квазістатичну та динамічну маршрутизацію. При статичній маршрутизації автоматична адаптація маршрутних рішень до зміни як структурних, так і функціональних параметрів ТКМ практично виключена, тому що зміст маршрутних таблиць визначається адміністративно та вноситься до маршрутизаторів переважно вручну. Відсутність необхідності в зборі інформації про стан мережі призводить до втрати оперативності реакції системи маршрутизації на можливе перевантаження чи вихід з ладу мережного обладнання, проте мінімізує об'єм створюваного службового навантаження та не вимагає високої обчислювальної потужності маршрутизаторів, так як не потрібно перерозраховувати маршрути. При квазістатичній маршрутизації передбачається зміна маршрутів та відповідно маршрутних таблиць, але не в реальному часі та, як правило, також в ході адміністративних налаштувань.

В сучасних умовах функціонування ТКМ лише динамічна маршрутизація здатна забезпечити найбільш високий рівень адаптації маршрутних рішень, які реалізуються за допомогою відповідних протоколів, здатних автоматично збирати й аналізувати інформацію про стан мережі та розраховувати маршрути в реальному часі. Переважна більшість існуючих протоколів динамічної маршрутизації, наприклад, IGRP/EIGRP, OSPF, IS-IS, PNNI та ін., здатні адаптуватись до зміни як топологічних параметрів мережі (числа маршрутизаторів та каналів зв'язку, порядку їх з'єднання), так і функціональних (пропускної здатності каналів зв'язку, затримок та рівня втрат пакетів на інтерфейсах маршрутизаторів) [59, 65]. Протокол RIP при розрахунку шляхів може враховувати оновлену інформацію лише про топологію ТКМ [65].

В свою чергу протоколи динамічної маршрутизації умовно поділяються на два класи, що відрізняються способом збору інформації про стан ТКМ. Для

дистанційно-векторної маршрутизації, відповідно до якої працюють, наприклад, протоколи RIP, IGRP та BGP, характерно, що в ході оновлення інформації про стан мережі сусідні маршрутизатори періодично (30-90 с) обмінюються повними копіями своїх маршрутних таблиць. Однак вважається, що більш доцільним є використання протоколів маршрутизації на основі стану каналів [58-65], за допомогою яких мінімізується обсяг переданої службової інформації про стан ТКМ, тому що на вимогу розсилаються лише зміни у змісті маршрутних таблиць за принципом «кожен з кожним». Це сприяє оперативному формуванню більш адекватної карти мережі на кожному з маршрутизаторів і зниженню ймовірності зациклення пакетів, що характерно для протоколів дистанційно-векторної маршрутизації. До маршрутних протоколів стану каналів класу відносять OSPF, IS-IS та PNNI [64]. Варто зазначити, що в дистанційно-векторних протоколах маршрутизації для розрахунку шуканого оптимального шляху, як правило, використовується алгоритм Беллмана-Форда, а в протоколах стану каналів – алгоритм Дейкстри. У протоколі EIGRP, що поєднує в собі принципи як дистанційно-векторної маршрутизації, так і стану каналів, використовується алгоритм DUAL [60].

В сучасних IP-мережах, заснованих на дейтаграмному режимі пакетної комутації, використовуються переважно протоколи покрокової маршрутизації. При покроковій маршрутизації кожен маршрутизатор ТКМ наділений функціями розрахунку шляху проходження пакетів, тобто шлях, який розрахував приграничний маршрутизатор може бути змінений (уточнений) кожним наступним транзитним маршрутизатором. Реалізація покрокової маршрутизації сприяє більш ефективній адаптації маршрутних рішень під зміни стану мережі, але в ряді випадків може призвести до створення циклів (петель) в маршрутах проходження пакетів. При маршрутизації «від джерела», яка переважно використовується в ATM і MPLS мережах, орієнтованих на віртуальні з'єднання, функціями формування шляхів наділені лише приграничні маршрутизатори. Тобто всі пакети передаються до маршрутизатора-одержувача пакетів лише за тим маршрутом (віртуальним шляхом), який визначив приграничний

маршрутизатор. Всі транзитні маршрутизатори тільки проводять комутацію пакетів відповідно до розрахованих на приграничних маршрутизаторах шляхів. Хоча маршрутизація «від джерела» менш оперативно реагує на зміни в структурі та завантаженості мережі, проте істотно знижує ймовірність зациклення пакетів і спрощує функції щодо контролю за міжкінцевими показниками QoS.

Залежно від числа одержувачів пакетів розрізняють одноадресну, багатоадресну та ширококомовну маршрутизацію. При одноадресній маршрутизації пакети передаються між заданою парою вузлів джерело-одержувач. При ширококомовній маршрутизації пакети одного і того ж потоку передаються від маршрутизатора-джерела відразу до всіх інших маршрутизаторів мережі. При багатоадресній маршрутизації пакети передаються одночасно декільком, але, на відміну від ширококомовної маршрутизації, не всім маршрутизаторам ТКМ. На практиці використання того чи іншого виду маршрутизації в цілому визначається типом наданої послуги.

Сучасні маршрутні протоколи обирають шлях, що є оптимальним в рамках обраних критеріїв, які в даному випадку називаються маршрутними метриками. Маршрутні рішення можуть класифікуватись за типом використаної маршрутної метрики, значення якої вздовж обраного шляху повинне бути мінімальним. В загальному випадку при маршрутизації може використовуватись структурна або функціональна метрика. Структурна метрика визначається особливостями топологічної побудови ТКМ. Найпростішим випадком маршрутизації є використання структурної метрики, пов'язаної з мінімізацією кількості переприйомів (hops) пакетів, як, наприклад, реалізовано у протоколі RIP. Використання функціональної метрики засноване на врахуванні функціональних параметрів елементів мережі. При маршрутизації за показниками якості обслуговування (QoS-маршрутизації) в ролі метрики може виступати функція від пропускну здатності та завантаженості каналів зв'язку, маршрутизаторів та шляхів в цілому, а також від значень затримок та втрат пакетів в них. При безпечній маршрутизації метрика повинна враховувати показники мережної безпеки, наприклад, ймовірність компрометації пакета, вузла, каналу та шляху.

За кількістю врахованих параметрів мережі виділяють маршрутизацію на основі скалярної, композитної (складної) або векторної метрики. Більшість існуючих рішень, представлених протоколами маршрутизації, використовують скалярні метрики. Частіше за все скалярні метрики характеризують функцію від одного з QoS-показників, як, наприклад, в протоколі OSPF, або показника мережної безпеки. Якщо маршрутна метрика є згортокою множини показників, то така метрика називається композитною (складною). Композитна метрика використовується, наприклад, в протоколах IGRP/EIGRP або IS-IS. Проте використання композитної метрики лише сприяє поліпшенню значень множини QoS-показників, які згортаються, але гарантій щодо числових значень цих показників та їх відповідності встановленим вимогам не надається. Тому більш перспективними є маршрутні рішення, які використовують векторний підхід, коли з кожним каналом та маршрутизатором, а в результаті і маршрутом, пов'язано одночасно декілька метрик (вектор метрик). Це дозволить забезпечити виконання вимог одночасно за множиною QoS-показників та показників мережної безпеки вздовж розрахованого оптимального шляху.

При одношляховій маршрутизації всі пакети одного і того ж потоку передаються за одним єдиним маршрутом, який, як правило, визначається на приграничному маршрутизаторі. Однак практично всі існуючі протоколи маршрутизації в IP, ATM та MPLS-мережах (RIP (Routing Information Protocol), IGRP (Interior Gateway Routing Protocol), EIGRP (Enhanced IGRP), IS-IS (Intermediate System – to – Intermediate System), OSPF (Open Shortest Path First), PNNI (Private Network – to – Network Interface)) [64, 65] підсилили свій функціонал з точки зору підтримки функцій балансування навантаження одночасно за множиною шляхів. Навіть в ході реалізації статичної маршрутизації на маршрутизаторах компанії Cisco підтримується багатошляхова маршрутизація одночасно за кількома маршрутами з рівною метрикою [65]. В свою чергу, багатошляхова маршрутизація є основою концепції Traffic Engineering (TE), впровадження якої націлене на забезпечення збалансованого використання доступного мережного ресурсу в сучасних ТКМ (табл. 1.10).

Таблиця 1.10

Порівняння технологій MPLS/IP TE [218]

Характеристика	MPLS TE	IP TE
Механізм маршрутизації	Явна маршрутизація з інкапсуляцією пакетів	Проста маршрутизація на базі IGP/BGP
Маршрутна оптимізація	Маршрутизація з обмеженням (<i>Constraint-based routing, CBR</i>)	Налаштування ваги каналу зв'язку IGP, налаштування атрибута маршруту BGP
Багатошляхова маршрутизація	Довільний розподіл трафіку	Рівномірний розподіл трафіку
Вимоги до обладнання	MPLS-маршрутизатори	IP-маршрутизатори
Гнучкість вибору маршруту	Більш гнучкий – довільний шлях	Менш гнучкий – лише найкоротший шлях
Масштабованість	Менш масштабований	Більш масштабований (залежить від масштабованості базового протоколу маршрутизації)
Вплив відмов на доставку трафіку (доступність)	Високий (необхідність розрахунку резервних шляхів)	Низький
Вплив відмов на продуктивність TE	Низький	Високий

Реалізація багатошляхової маршрутизації хоча і призводить до ускладнення процесу розрахунку, але сприяє забезпеченню більш збалансованого завантаження каналів і підвищенню якості обслуговування в ТКМ в цілому. В свою чергу багатошляхова маршрутизація може бути різних типів. Вона, наприклад, розділяється на маршрутизацію за шляхами з однаковою

або різною метрикою. Наприклад, протокол RIP підтримує балансування навантаження за шляхами з однаковою метрикою, а протоколи IGRP та EIGRP – за шляхами з різними значеннями метрики, проте це потребує додаткових адміністративних налаштувань. Крім того, при багатошляховій маршрутизації використані шляхи можуть перетинатись або не перетинатись. Два шляхи не перетинаються, якщо вони не містять спільних мережних елементів (маршрутизаторів та каналів), крім маршрутизаторів джерела та одержувача пакетів. Маршрути, що перетинаються, можуть мати спільні маршрутизатори та (або) канали зв'язку. У першому випадку маршрути перетинаються за вузлами, а в другому – за каналами.

За способом формування маршрутних таблиць розрізняють централізовану, розподілену (децентралізовану) та змішану маршрутизацію. При централізованій маршрутизації за розрахунок маршрутів та формування маршрутних таблиць для всіх вузлів мережі відповідає один центральний маршрутизатор, який також називають сервер (контролер) маршрутів (рис. 1.14).

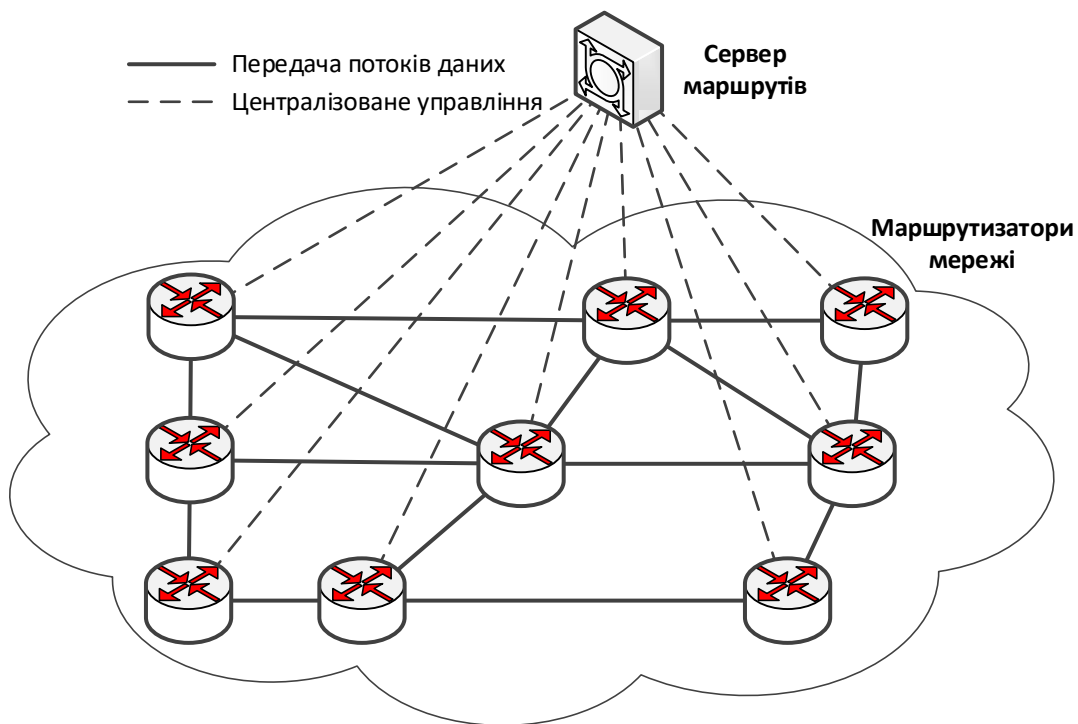


Рис. 1.14. Приклад організації централізованої маршрутизації

Яскравим прикладом централізованої маршрутизації є використання технології SDN, коли розв'язання задач щодо збору, обробки інформації про стан мережі та розрахунок маршрутів покладається на контролер мережної операційної системи [17, 57, 58, 61, 70, 238]. Функціональна централізація сприяє підвищенню якості розрахованих маршрутів з точки зору запобігання можливого перевантаження мережі, але негативно впливає на рівень надійності (відмовостійкості) та масштабованості маршрутних рішень в ТКМ великої розмірності, а також сприяє підвищенню вимог до обчислювальної потужності серверу (контролеру) маршрутів.

При децентралізованій маршрутизації функції визначення маршрутів розподіляються між множиною маршрутних серверів, в ролі яких можуть виступати й маршрутизатори ТКМ. В SDN, наприклад, кожен з множини маршрутних серверів може відповідати за розрахунок маршрутів в окремих підмережах ТКМ. В MPLS-мережі за розрахунок шляхів «з кінця в кінець» (Label Switching Path, LSP) відповідають приграничні маршрутизатори (Label Edge Router, LER), а транзитні вузли (Label Switching Router, LSR) лише пересилають пакети вздовж цих шляхів, не змінюючи їх. Граничним випадком децентралізації подібних рішень є реалізація IP-маршрутизації, в ході якої кожен IP-маршрутизатор сам для себе формує маршрутну таблицю.

Децентралізація маршрутних рішень, як правило, сприяє суттєвому підвищенню масштабованості та надійності мережі, проте негативно позначається на рівні якості обслуговування. Так відсутність координованості в роботі різних приграничних маршрутизаторів LER в MPLS-мережі при розрахунку шляхів може призвести до перевантаження каналного та буферного ресурсу, а у випадку реалізації IP-маршрутизації підвищується ймовірність зациклення пакетів (count to infinity), що призведе до зростання міжкінцевих затримок та ймовірності втрат пакетів.

Для мінімізації недоліків та реалізації основних переваг централізованої та децентралізованої (розподіленої) маршрутизації на практиці все частіше знаходять своє застосування принципи змішаної маршрутизації, які, як правило,

матеріалізуються у вигляді протоколів ієрархічної маршрутизації. Для подібних протоколів, до яких відносять EGP/BGP, OSPF, IS-IS та PNNI, характерна, по-перше, декомпозиція ТКМ на підмережі, а по-друге, введення структурної та функціональної ієрархії маршрутизаторів, які відповідають за маршрутизацію як безпосередньо всередині підмереж, так і між підмережами (рис. 1.15).

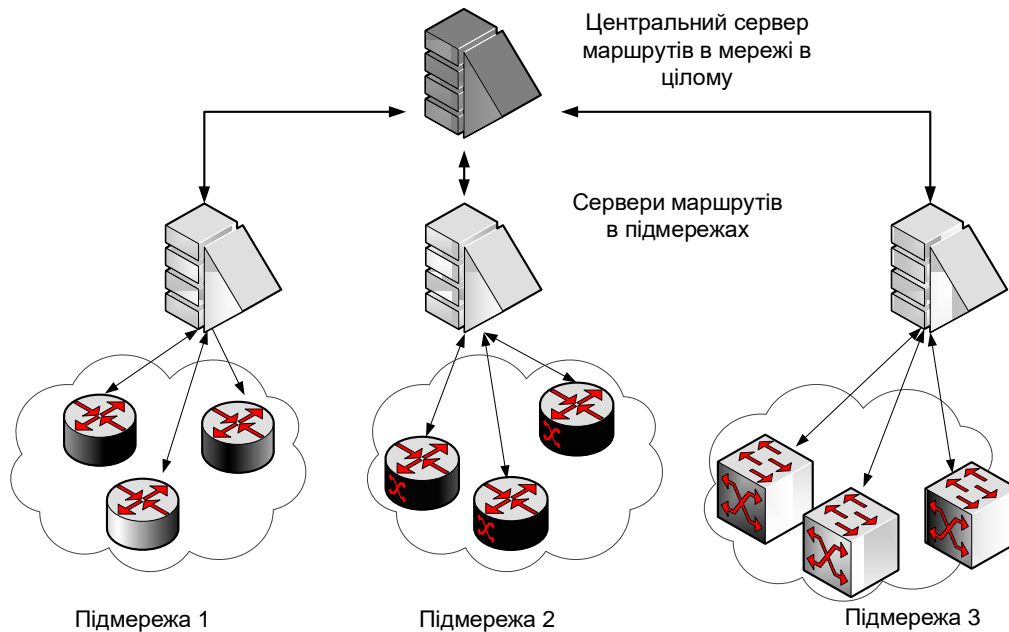


Рис. 1.15. Приклад організації ієрархічної маршрутизації

В залежності від типу використаної в мережі телекомунікаційної технології підмережі можуть називатись автономними системами (Autonomous System, AS), доменами або кластерами.

За способом обчислення шляхів розрізняють маршрутизацію з їх попереднім (precomputation routing) та без попереднього обчислення маршрутів. У першому випадку на маршрутизаторі шляхи можуть обчислюватись завчасно, тобто до надходження самих пакетів, які потребують маршрутизації. В цьому випадку для пакетів, що надійшли на маршрутизатор, може обиратись вже існуючий шлях або шляхи, які відповідають встановленим вимогам, в т.ч. і щодо рівня QoS. У іншому випадку необхідний шлях розраховується на маршрутизаторі під потреби конкретного потоку пакетів, які на нього надходять.

Перспективною тенденцією в розвитку маршрутних рішень є забезпечення їх відмовостійкості. Це обумовлено тим, що сучасні протоколи маршрутизації здатні реагувати на зміни в стані мережі протягом десятків секунд, тому що таймер перерахунку маршрутних таблиць, як правило, знаходиться в цих межах (для RIP – 30 с, а для IGRP – 90 с). І це без урахування того, що сповіщення про відмови в сучасних IP-мережах можуть поширюватися некоректно, нерідко викликаючи проблему зростання довжини маршруту до нескінченності (count-to-infinity problem), тобто зациклення пакетів [63, 218, 219]. Однак в ядрі мережі використовуються гігабітні або навіть терабітні швидкості передачі, тому при виході з ладу або перевантаженні елемента мережі перерахунок шляху, елемент якого відмовив, призведе до досить великих втрат пакетів. Реалізація відмовостійкої маршрутизації без захисту елементів ТКМ, як правило, зводить до використання множини шляхів, які не перетинаються, щоб відмова елемента одного шляху не впливала на працездатність інших маршрутів.

Крім того, в рамках відмовостійкої маршрутизації може передбачатись введення та використання ресурсної надлишковості, коли одночасно з основним розраховується й резервний маршрут (маршрути), реалізуючи ту чи іншу схему захисту елементів ТКМ. Причому резервний маршрут не повинен перетинатись з основним за тим елементом мережі (маршрутизатором або каналом зв'язку), який підлягає захисту. Реалізація відмовостійкої маршрутизації із захистом елементів ТКМ дозволяє в реальному часі (десятки мілісекунд) реагувати на можливий вихід з ладу мережного обладнання, тоді як у звичайних маршрутних протоколах час реагування відповідає десяткам секунд.

1.4.2. Класифікація засобів відмовостійкої маршрутизації в ТКМ

На сьогоднішній день класифікацію засобів відмовостійкої маршрутизації в ТКМ можна провести за наступними критеріями (рис. 1.16) [219-235]:

- за рівнем забезпечення резервування (захисту) елементів мережі;
- за типом підтримуваної схеми захисту;

- за підтримкою захисту рівня QoS;
- за місцем реалізації відмовостійкої маршрутизації в мережі;
- за типом використовуваної схеми резервування.

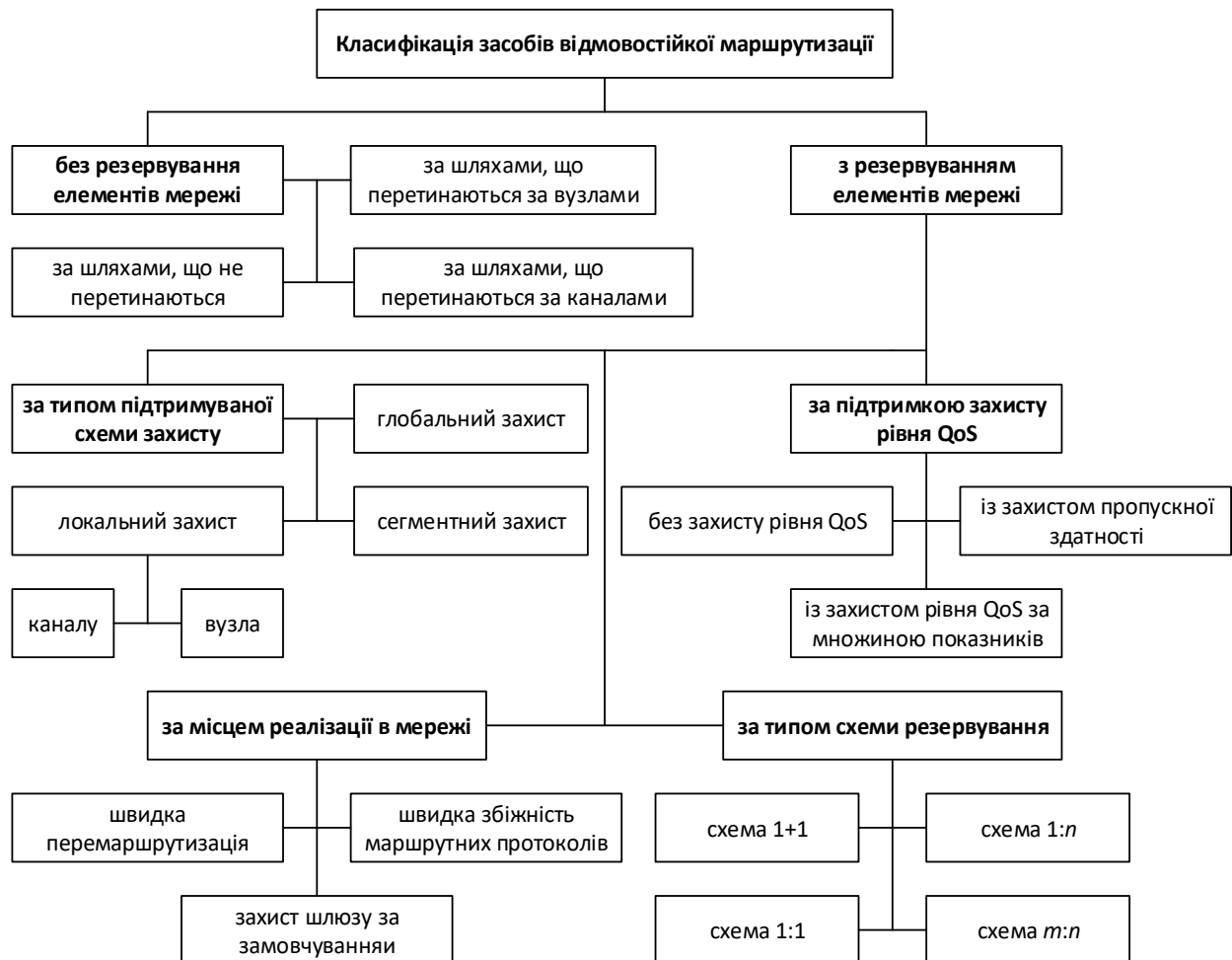


Рис. 1.16. Класифікація засобів відмовостійкої маршрутизації в ТКМ

За відсутності резервування (захисту) елементів мережі та реалізації стратегії багатошляхової маршрутизації можуть використовуватись шляхи наступних класів. У шляхів, які не перетинаються, спільними є лише вузли відправник та одержувач. Якщо шляхи містять хоча б один спільний вузол та (або) канал, то вони називаються такими, що перетинаються. Якщо шляхи мають спільні вузли, то вони називаються шляхами, що перетинаються за вузлами, а якщо спільні канали – шляхами, що перетинаються за каналами (рис. 1.17).



Рис. 1.17. Класифікація шляхів при багатошляховій маршрутизації

При забезпеченні резервування (захисту) елементів мережі в ході відмовостійкої маршрутизації передбачається розрахунок одночасно з основним ще й резервного шляху. Тоді в разі відмови елемента мережі з метою зменшення часу переривання обслуговування важливо не тільки скоротити час для того, щоб переорієнтувати трафік на резервний шлях (тобто дії перемикання щодо відновлення інколи включають розрахунок резервних шляхів після збою), але також зосередити увагу на інших етапах процедури відновлення, показаних на рис. 1.18, які зазвичай складаються з виявлення та локалізації відмов, повідомлення про них та перемикання щодо відновлення [48].

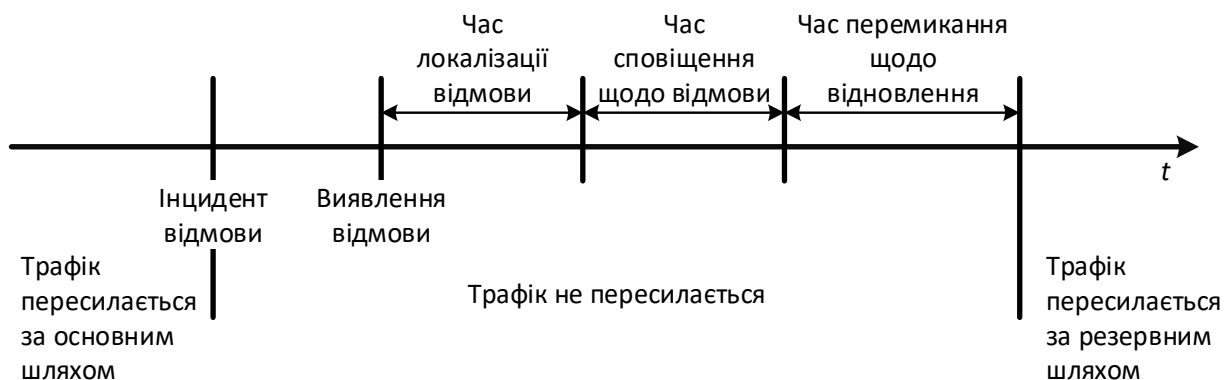


Рис. 1.18 Елементи процедури відновлення обслуговування

За типом підтримуваної схеми захисту при реалізації відмовостійкої маршрутизації в загальному випадку виділяють локальний захист (каналу, вузла), глобальний захист (шляху) та сегментний захист (множина елементів мережі) [48, 222,223]. Схема захисту каналу (link protection) є найбільш простим

рішенням і передбачає створення резервного маршруту в обхід аварійного каналу (рис. 1.19). При виявленні аварії маршрутизатор комутує потік на заздалегідь створений резервний маршрут. Трафік передається за резервним маршрутом до моменту розрахунку нового основного маршруту від відправника до одержувача.

Схема захисту вузла (node protection) використовується при відмові маршрутизатора (node failure). При цьому резервний маршрут не повинен містити в собі вузол, який захищається. Фактично реалізація даної схеми зводиться до захисту всіх каналів, які безпосередньо підключені до вузла, який захищається (рис. 1.20). Схема захисту маршруту (path protection) в мережах MPLS відноситься до глобальних механізмів захисту. При реалізації захисту шляху основний і резервний маршрути можуть мати спільними лише вузли відправника та одержувача (рис. 1.21).

За підтримкою захисту рівня якості обслуговування виділяють засоби відмовостійкої маршрутизації без захисту рівня QoS, із захистом одного QoS-показника, як правило пропускної здатності, та із захистом рівня QoS за множиною показників. В разі необхідності забезпечення захисту пропускної здатності відбувається резервування необхідного каналного ресурсу, потрібного для успішної передачі пакетів як за основним, так і за резервним маршрутом [48]. Схема захисту рівня QoS реалізується в тому випадку, коли наявності доступного резервного шляху недостатньо, а необхідно гарантувати, що уздовж цього шляху буде необхідний об'єм пропускної здатності. Це особливо важливо для потоків, чутливих до пропускної здатності, затримки та джитеру.

За місцем реалізації відповідно до багаторівневої архітектури сучасних ТКМ задачі відмовостійкої маршрутизації можуть розв'язуватись як на рівні доступу, так і на рівні ядра ТКМ або транспортної мережі (рис. 1.22) [64].

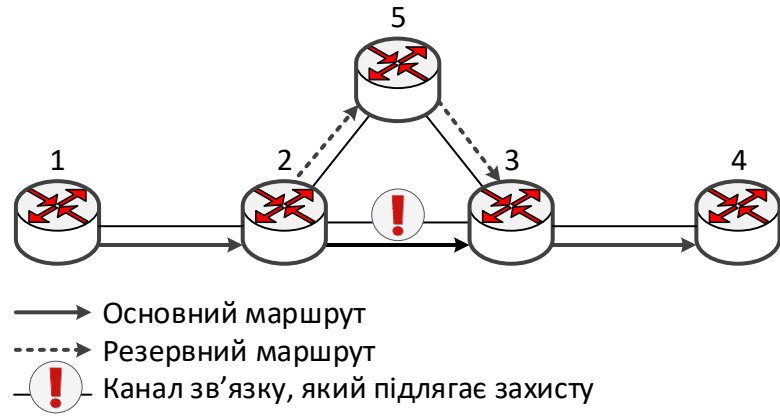


Рис. 1.19. Приклад реалізації схеми захисту каналу

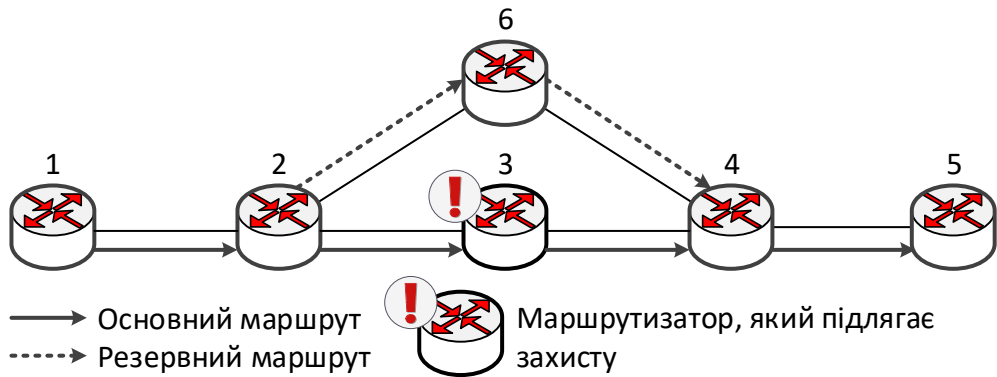


Рис. 1.20. Приклад реалізації схеми захисту вузла

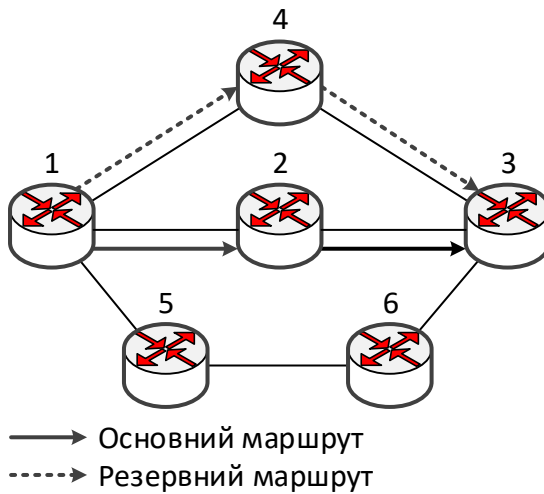


Рис. 1.21. Приклад реалізації схеми захисту маршруту

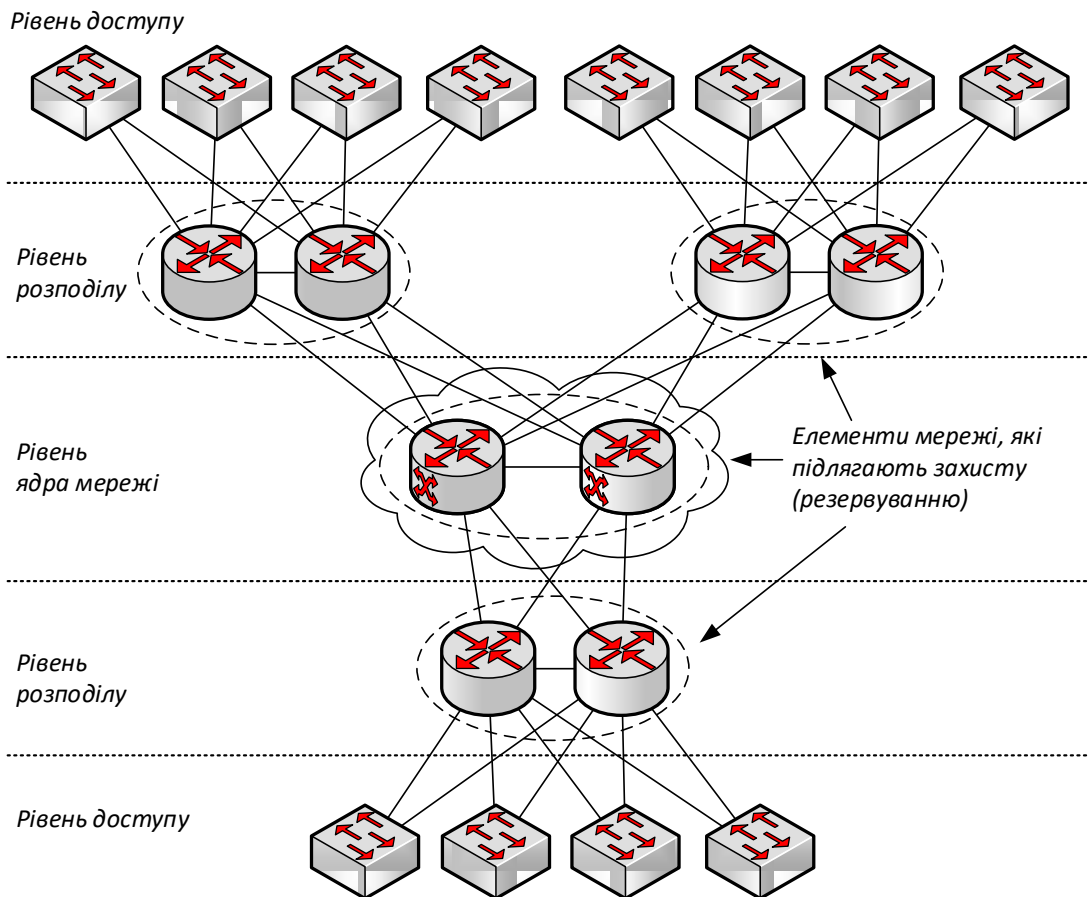


Рис. 1.22. Багаторівнева архітектура забезпечення відмовостійкості ТКМ

На рівні доступу задача відмовостійкої маршрутизації зводиться до захисту шлюзу за замовчуванням, тобто маршрутизатора, до якого комутується та чи інша мережа доступу. Це можливо організувати, коли мережі доступу комутуються одночасно до декількох приграничних маршрутизаторів, інтерфейси яких конфігуруються відповідним протоколом як віртуальний шлюз за замовчуванням. В IP-мережах до таких протоколів відносяться Hot Standby Router Protocol (HSRP) [227-230]; Virtual Router Redundancy Protocol (VRRP); Gateway Load Balancing Protocol (GLBP); Common Address Redundancy Protocol (CARP). Для підвищення доступності приграничних маршрутизаторів при відмові основного шлюзу протокол в автоматичному режимі здійснює перемикання потоків на резервний шлюз.

Так, наприклад, при застосуванні протоколу VRRP аналізується стан мережі та визначається інтерфейс віртуального маршрутизатора, який в

подальшому використовується мережею доступу для підключення до транспортної мережі. Крім того, балансування навантаження за декількома інтерфейсами віртуального маршрутизатора здатне підвищити доступність і надійність з'єднання, однак така функціональність не властива всім існуючим протоколам (табл. 1.11) [227, 230].

До найбільш суттєвих недоліків існуючих рішень щодо відмовостійкої IP-маршрутизації варто віднести:

- не враховується потоковий характер мережного трафіка;
- обмежені можливості для балансування навантаження з необхідністю адміністративної конфігурації;
- відсутність узгодженого рішення взаємопов'язаних завдань вибору шлюзу за замовчуванням і маршрутизації у транспортній мережі.

Наприклад, як показано в [227], для забезпечення балансування навантаження за інтерфейсами шлюзів за замовчуванням можуть використовуватися наступні механізми: Round Robin та Weighted (зважене) в GLBP; Host-dependent в GLBP та VRRP).

Метод Round Robin передбачає рівномірне балансування навантаження за всіма інтерфейсами віртуального шлюзу, що є прийнятним рішенням лише у випадку приблизно однакової доступності приграничних маршрутизаторів транспортної мережі. В іншому випадку доцільно використовувати зважене балансування навантаження, в якому трафік, що надходить від мереж доступу, розподіляється між інтерфейсами віртуального маршрутизатора пропорційно їх адміністративній вазі. Третій механізм (host-dependent) реалізує псевдобалансування, коли певний віртуальний інтерфейс шлюзу для однієї мережі доступу є основним інтерфейсом, а для іншої мережі доступу – резервним. Таким чином, для забезпечення нерівномірного балансування навантаження між приграничними маршрутизаторами транспортної мережі з різною доступністю необхідно адміністративно проводити додаткову конфігурацію обладнання.

Таблиця 1.11

Порівняння протоколів резервування шлюзу за замовчуванням

Характеристика	HSRP	VRRP	GLBP	CARP
Застосування	Cisco Proprietary	IEEE Standard	Cisco Proprietary	Not a standard (BSD based OS)
Стандарт	RFC 2281	RFC 5798	Hi	Hi
Рівень моделі OSI	Мережний	Мережний	Канальний	Мережний
Балансування навантаження	Не підтримується	Підтримується	Підтримується	Підтримується
IPv6	Підтримується	Підтримується	Підтримується	Підтримується
Переваги	<ul style="list-style-type: none"> – легка конфігурація; – низьке навантаження мережі службовим трафіком. 	<ul style="list-style-type: none"> – спрощене управління мережею; – висока адаптованість; – низьке навантаження мережі службовим трафіком; – балансування навантаження; – мінімізація обчислювальних витрат. 	<ul style="list-style-type: none"> – ефективне використання мережних ресурсів; – висока доступність; – автоматичне балансування навантаження; – низькі витрати на адміністрування; – ефективне проектування рівня доступу. 	<ul style="list-style-type: none"> – відкрита альтернатива HSRP та VRRP; – резервування для брендмауерів та маршрутизаторів; – балансування навантаження.
Недоліки	<ul style="list-style-type: none"> – неефективний для передачі трафіку реального часу; – слабкий рівень безпеки; – пропрієтарний протокол Cisco. 	<ul style="list-style-type: none"> – слабкий рівень безпеки (не включає жодного типу автентифікації). 	<ul style="list-style-type: none"> – пропрієтарний протокол Cisco; – висока складність управління мережею. 	<ul style="list-style-type: none"> – несумісність з існуючими стандартами; – слабкий рівень безпеки.

Ці механізми балансування значно знижують швидкість реакції мережі на можливі збої та обмежують функціональність мережних рішень для захисту шлюзів (резервування). Крім того, навіть при оптимізації балансування навантаження для захисту шлюзу відсутня гарантія, що після вибору шлюзу за замовчуванням в транспортній мережі є маршрут, який має необхідну пропускну здатність для забезпечення QoS. Це пов'язано з тим, що відомі рішення захисту шлюзу за замовчуванням не узгоджуються з рішеннями маршрутизації в транспортній мережі та вирішуються послідовно та незалежно один від одного.

На рівні ядра мережі функціонал відмовостійкої маршрутизації, як правило, реалізується в межах технологій технології швидкої IGP/BGP конвергенції (Fast IGP/BGP convergence) та швидкої перемаршрутизації (Fast ReRoute), які знайшли свою реалізацію в мережах IP та MPLS [219]. В рамках технології Fast IGP/BGP convergence забезпечується мінімізація часу реакції ТКМ на можливі відмови її елементів [219-226, 231-233]. Цей процес ще називається збіжністю мережі (network convergence) або процесом синхронізації таблиць маршрутизації після зміни топології. У загальному випадку в ході збіжності необхідно використати час на такі процеси:

- виявлення аварії в мережі;
- передача інформації про аварію, тобто поширення LSA (Link-state advertisement) в мережі;
- обчислення найкоротших шляхів на всіх маршрутизаторах при отриманні нової інформації про стан ТКМ;
- оновлення маршрутних таблиць на всіх маршрутизаторах в мережі.

Скоротити час збіжності в рамках технології IP FRR можна за рахунок зменшення часу виявлення аварії, таймера протоколу Hello; затримок при поширенні інформації LSA (LSA/LSP flooding), за рахунок використання алгоритму експоненційної відстрочки, який дозволяє динамічно розрахувати затримку для генерації LSA; затримки обробки і т.д. Адміністративне зменшення кожного з цих часових параметрів може негативно позначитися на обсягах циркулюючого в мережі службового трафіку, тобто привести до його

неконтрольованого зростання. Тому поряд з вибором в розумних межах значень перерахованих параметрів, необхідно реалізовувати і різні схеми резервування ресурсів мережі.

Технологія Fast ReRoute застосовується в IP/MPLS-мережах для захисту елементів транспортної мережі – каналу, вузла, шляху та пропускної здатності мережі в цілому. В IP-мережах для підвищення відмовостійкості використовується технологія IP Fast ReRoute (IP FRR) [221, 231], яка за своєю суттю багато в чому аналогічна технології Fast ReRoute, що функціонує в мережах MPLS-TE. Метою технології IP FRR є знаходження альтернативного шляху передачі пакетів в разі можливої несправності каналу або вузла мережі без виникнення мікропетель (microloops). В ході швидкої перемаршрутизації використовуються протоколи IP-мереж, такі як OSPF та I-IS-IS. Якщо маршрутизатор знає про декілька маршрутів з рівною метрикою (вартістю) (Equal Cost MultiPaths, ECMP) від відправника до одержувача, а деякі з них не включають в себе аварійні канали або вузли, то такі шляхи можна використовувати як резервні. При відсутності таких шляхів маршрутизатор шукає безпосередньо підключеного сусіда, який має маршрут, що не включає аварійний канал/вузол до одержувача. Такий шлях через безпосередньо підключеного сусіда називають альтернативним маршрутом без петель (Loop Free Alternate, LFA) [224].

При способі альтернативного U-обходу (U-turn Alternates), якщо шляхи ECMP/LFA не доступні, маршрутизатор може сформувати обхідний шлях за рахунок відправки пакетів в напрямку відправника (джерела), але через інший маршрутизатор, у якого в таблиці маршрутизації може зберігатися альтернативний шлях до вузла призначення. Шляхи відновлення через такі маршрутизатори називають шляхами відновлення мультитранзитної ділянки, і стандартний спосіб такого відновлення представлений в RFC 5714 [231]. В даний час запропоновано декілька варіантів реалізації способів альтернативного U-обходу [219]:

- пряма вказівка в заголовку IP-пакета на заборону пересилання пакета маршрутизатору, у якого відмовив канал [59];

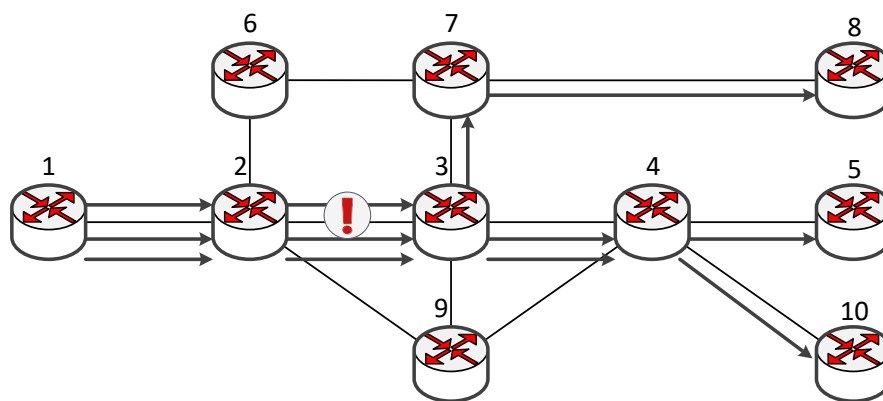
- відправка пакета іншому маршрутизатору, який має альтернативні відношення зв'язності з областю, в якій знаходиться вузол-одержувач;
- використання маршрутизаторами декількох топологічних конфігурацій дерев найкоротших маршрутів (мультитопологій) з можливістю переходу між ними в разі відмови каналу [232];
- тунелювання трафіку в напрямку U-обходу елемента, що відмовив, до місця, де може бути продовжена його безаварійна передача.

Також слід відмітити, що технології IP/MPLS-мереж, як і більшість рішень, пов'язаних з підвищенням мережної надійності, засновані на реалізації різних схем резервування [48, 66, 219]:

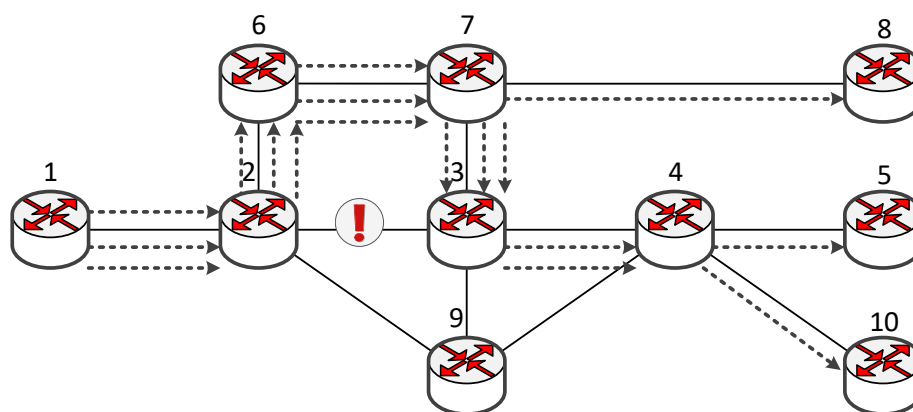
- схема 1+1, при якій потік передається і за основним, і за резервним маршрутом;
- схема 1:1, для кожного працюючого маршруту створюється резервний шлях, який не повинен містити проблемний елемент мережі (канал або вузол), який зазвичай входить в основний шлях;
- схема 1:n, при якій створюється *один* резервний шлях для *n* основних шляхів (*facility backup*);
- схема *m:n*, при якій створюється *m* резервних шляхів для *n* основних (працюючих) шляхів.

Приклад використання схеми 1:1 у випадку необхідності захисту каналу зв'язку та вузла показано на рис. 1.23 та рис. 1.24 відповідно.

З точки зору використання пропускної здатності політики щодо відмовостійкості класифікуються на виділені (*dedicated*) та спільні (*shared*) механізми. У виділеній схемі захисту певний обсяг пропускної здатності зарезервовано для перемаршрутизації кожного потоку. Навпаки, в разі використання механізму спільного захисту резервна пропускна здатність може спільно використовуватися (ділитися) між потоками, на які не впливають одні й ті самі відмови.



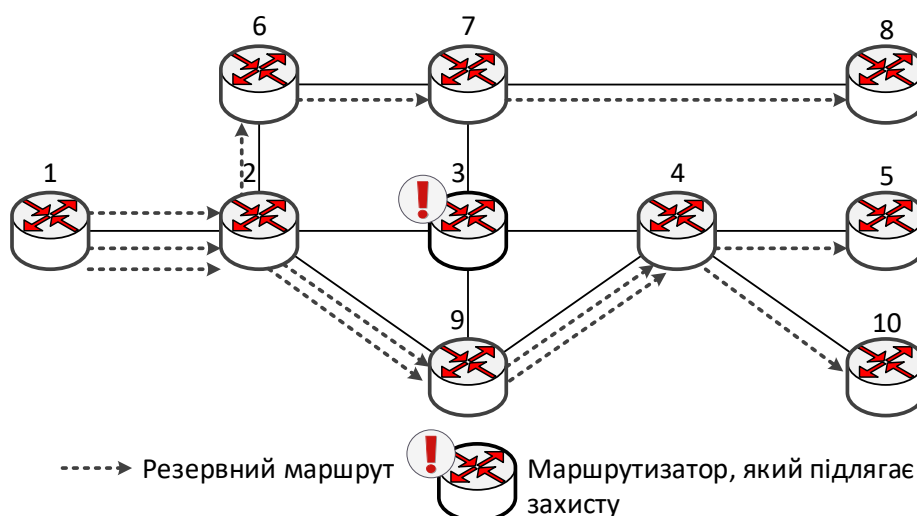
а) використання основного шляху



—> Основний маршрут
 - - -> Резервний маршрут
 ! Канал зв'язку, який підлягає захисту

б) використання резервного шляху

Рис. 1.23. Приклад реалізації схеми захисту каналу зв'язку при використанні схеми резервування 1:1 – а) використання основного шляху, б) використання резервного шляху



- - -> Резервний маршрут
 ! Маршрутизатор, який підлягає захисту

Рис. 1.24. Приклад захисту вузла при використанні схеми резервування 1:1

Це дозволяє зменшити обсяг необхідного для резерву мережного ресурсу, але призводить до ускладнення обчислювальних завдань. На вибір схеми відновлення/захисту також впливає протокол маршрутизації, що використовується. Наприклад, в технології MPLS дозволяється явним чином обирати шлях кожного потоку пакетів, гарантуючи тим самим більш гнучку політику маршрутизації та дозволяючи використання схеми захисту шляху. Тоді як, відповідно до протоколу OSPF маршрутизація відбувається за допомогою дерев найкоротших шляхів, і зазвичай застосовується саме схема відновлення.

Використання спільного механізму може бути продемонстровано при реалізації схеми резервування 1:n (рис. 1.25). В цьому випадку розраховується один резервний шлях для n основних шляхів і реалізується так звана схема *facility backup*, за рахунок чого підвищується масштабованість отримуваних рішень щодо відмовостійкої маршрутизації.

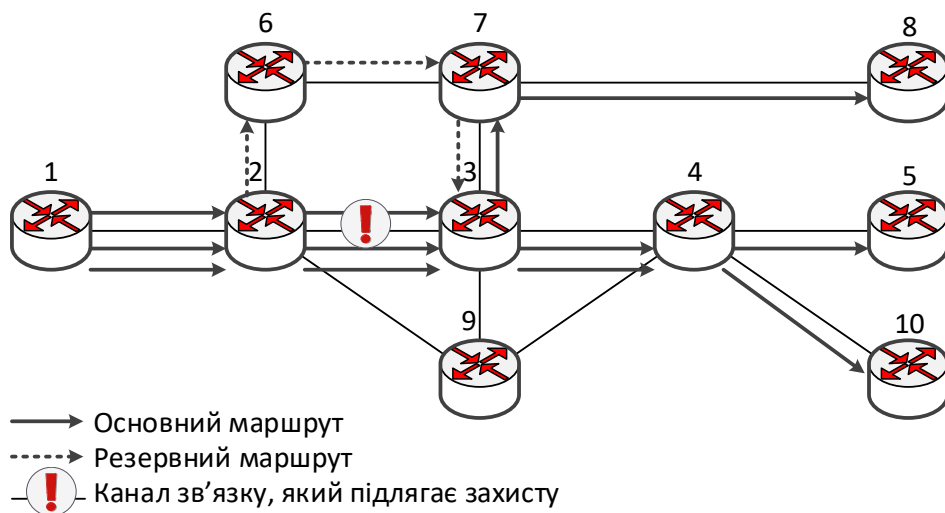


Рис. 1.25. Приклад захисту каналу зв'язку при використанні схеми 1:n

При відмові вузла схема його захисту в залежності від топології мережі може бути більш складною, що показано на рис. 1.26. Тут обхідними є кілька каналів зв'язку, хоча вони є спільними і складовими єдиного резервного маршруту для декількох основних.

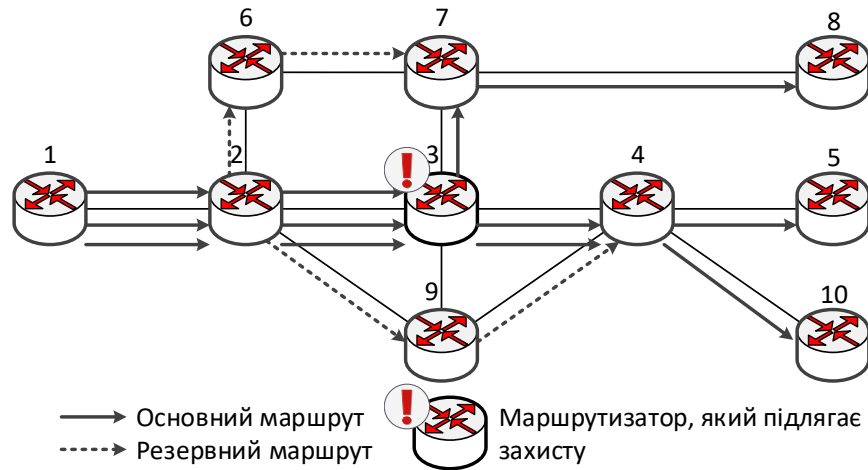


Рис. 1.26. Приклад захисту вузла при використанні схеми резервування 1:n

Таким чином, розглянуті протокольні рішення орієнтують на підвищення відмовостійкості мережі на підставі введення ресурсної надлишковості, пов'язаної з реалізацією тієї чи іншої схеми захисту елементів ТКМ. Тому в ході відмовостійкої маршрутизації дуже важливо забезпечити збалансоване використання доступного мережного, перш за все, каналного ресурсу, засноване на ефективному балансуванні навантаження в ТКМ, щоб захист елементів мережі не призвів до її перевантаження та істотного зниження рівня QoS. Науково-практичному напрямку реалізації швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в мережах MPLS (MPLS Traffic Engineering Fast ReRoute, MPLS TE FRR) також присвячено досить багато технологічних рішень [234, 235].

Як показав проведений аналіз [20-22, 46-49, 219-235], при реалізації відмовостійкої маршрутизації в SDN виникають певні особливості. При цьому в залежності від місця розташування мережного елемента, який відмовив, дана проблема охоплює три основні площини: площину передачі даних; площину управління; площину комунікацій між елементами площин даних та управління. Особливо гостро проблема забезпечення відмовостійкості постає на рівні інфраструктури через наявність на ньому великої кількості різномісних мережних елементів (комутаторів, маршрутизаторів, шлюзів, каналів зв'язку та ін.) і впливу широкого спектра факторів, що викликають відмови (рис. 1.6). При

цьому важливо врахувати той факт, що централізація функцій щодо управління трафіком в SDN негативно позначаються на масштабованості протокольних рішень щодо відмовостійкої маршрутизації. Тому ці задачі в SDN зазнають деяку модифікацію як на рівні їх постановки, так і отримання кінцевого рішення.

1.4.3. Характеристика засобів мережної безпеки при управлінні трафіком та маршрутизації в ТКМ

Важлива роль при управлінні трафіком в ході конфігурування мережного обладнання відводиться задачам формування списків доступу (Access Control List, ACL) [67, 68, 197]. Списки доступу можна використовувати для контролю над потоками пакетів, їх ідентифікації, для обмеження поширення оновлень маршрутизації, проте однією з найбільш важливих причин використання списків доступу є забезпечення мережної безпеки. Списки доступу входять до функціональних можливостей «брандмауера» (міжмережного екрану, Firewall) маршрутизаторів, які часто розташовані між LAN та WAN мережами. Можна також використовувати списки доступу на маршрутизаторах, розташованих між двома мережами, для управління трафіком при вході або виході з певної мережі.

ACL дозволяють фільтрувати мережний трафік шляхом заборони або дозволу передачі пакетів, що надходять на вхідні та/або вихідні інтерфейси маршрутизатора. В ході фільтрації трафіка маршрутизатор перевіряє кожен пакет і приймає рішення про те, передати його або відкинути, ґрунтуючись на ACL. Крім того, при розподілі каналного ресурсу ТКМ в ході конфігурування механізмів PQ, CQ, CBWFQ та LLQ за допомогою посилань на ACL можна конкретизувати, яким саме пакетам (потокам) виділяється та чи інша черга та пропускна здатність інтерфейсу.

Критерії, які використовуються для класифікації пакетів та наступної їх фільтрації, вказані в пункті 1.3.2. І якщо стандартні ACL використовуються для фільтрації пакетів виключно на основі IP-адреси джерела трафіка на мережному рівні моделі OSI, то розширені ACL можуть оперувати інформацією про

ймовірного відправника та/або одержувача пакетів, що належить мережному та транспортному рівням моделі OSI: IP-адреси, номери портів транспортних протоколів TCP та UDP, значення полів пріоритету пакетів тощо.

Основним недоліком технологій фільтрації трафіка, заснованих на використанні ACL, є те, що їх налаштування на маршрутизаторі здійснюється вручну адміністратором мережі, як правило, в режимі командного рядку. Це, з одного боку, негативно позначається на оперативності реакції на можливі загрози безпеці мережі та комутаційного обладнання, а з іншого, встановлює пряму залежність між рівнем підготовки, досвіду та кваліфікації адміністраторів мережі в цілому та рівнем її безпеки. Крім того, при виході з ладу мережного обладнання на відновлення раніше налаштованих списків доступу можуть знадобитися тижні, тому в SDN-мережах ACL, як правило, зберігаються на серверах мережної операційної системи, а в перспективні задачі формування та коригування ACL мають бути автоматизовані.

Ключову роль в забезпеченні мережної безпеки також відіграють криптографічні засоби захисту інформації, які широко реалізуються в сучасних ТКМ. Наприклад при пороговій криптографії на стороні відправника конфіденційне повідомлення (секрет) розбивається на декілька частин, які в загальному випадку мають доставлятися отримувачу незалежно одна від одної. При цьому повідомлення може бути дешифровано лише за наявності у отримувача більш ніж заданої порогової кількості його частин. Таким чином, при використанні порогової криптографії зломисник має скомпрометувати не менше порогової кількості частин повідомлення. Слід відмітити, що порогова криптографія вважається однією з найбезпечніших криптосистем та використовується в сучасних рішеннях, наприклад, таких як RSA (алгоритм Рівеста-Шаміра-Алдемана), криптосистема Пейє, криптосистема Дамгорда-Юрика, схема Ель-Гамала, алгоритм електронного цифрового підпису з використанням еліптичних кривих [236-238].

Концепція порогової криптографії широко використовується та має різні застосування при побудові сучасних телекомунікаційних мереж і знаходить

реалізацію в технологіях хмарних обчислень, механізмах автентифікації, управління ключами, технології Інтернету речей (Internet of Things, IoT), мобільних самоорганізованих мережах (Mobile Ad hoc Network, MANET), сенсорних мережах, електронних цифрових підписах, додатках електронного голосування, візуальній криптографії тощо (табл. 1.12) [237]. Схеми розділення секрету (secret sharing schemes) можна класифікувати наступним чином [238]:

- проактивне розділення секрету;
- динамічне розділення секрету;
- розділення секрету з можливостями вето;
- робастне розділення секрету;
- поліноміальне розділення секрету;
- схеми, засновані на китайській теоремі про остачі (Chinese Remainder Theorem, CRT);
- анонімне розділення секрету;
- розділення секрету на основі систематичних блокових кодів;
- розділення секрету у вигляді «чорного ящика» (black box secret sharing);
- візуальне розділення секрету.

Так, наприклад, схема Шаміра відноситься до схем поліноміального розділення секрету, тоді як схема Асмута-Блума базується на використанні теореми CRT. У схемі візуального розділення секрету візуальне зображення виступало як конфіденційне повідомлення. До прикладів забезпечення мережної безпеки також можна віднести концепцію безпечної маршрутизації, яка реалізована в телекомунікаціях, наприклад, за допомогою механізму SPREAD [239-243]. Це рішення засновано на багатошляховій доставці частин конфіденційного повідомлення, які сформовано відповідно до схеми Шаміра. При цьому чим більше шляхів буде використано, та чим менше вони будуть перетинатись, тим з кращою ймовірністю компрометації повідомлення буде доставлено адресату. Подібні особливості, в свою чергу, накладають додаткові вимоги на використовувані математичні моделі та методи маршрутизації в ТКМ.

Таблиця 1.12

Області застосування різних порогових схем при побудові ТКМ

Область застосування	Схема порогового розділення секрету	Переваги використання
Хмарні обчислення	Схема Шаміра	Зменшення кількості ключів; забезпечення конфіденційності приватних даних; безпечне та надійне зберігання даних; безпечна передача даних.
Автентифікація	Схема Шаміра, криптосистема Пейє	Швидка групова автентифікація користувачів; стійкість до масиву атак, масштабованість, гнучкість; легковагова, масштабована групова автентифікація в IoT; анонімна автентифікація в IoT.
Ad-Hoc мережі	Схема Шаміра, порогова криптографія на основі еліптичних кривих (ECC)	Стійкість до сертифікатів фальшивих відкритих ключів, захист від вразливостей, спричинених шкідливими вузлами; високий рівень безпеки, доступний сервіс керування ключами.
Електронний цифровий підпис	Схема Шаміра, схема Шаміра з криптосистемою Ель-Гамала	Відстежуваність підписів, множина політик підпису; відсутність потреби в довіреній третій стороні.
Електронне голосування	Схема Шаміра, схема Асмута-Блума, криптосистема Пейє	Зменшення порушення цілісності даних, відсутність потреби в довіреній третій стороні; надійність, конфіденційність; підтримка множинного та нульового вибору, ієрархічність; використання властивості гомоморфності.
Цифрова обробка зображень	Схема Шаміра	Безпечна передача зображення через незахищені мережі.

1.5. Аналіз теоретичних досліджень щодо управління трафіком та маршрутизації в телекомунікаційних мережах

1.5.1. Огляд рішень щодо управління трафіком та маршрутизації із забезпеченням якості обслуговування

Як показано у роботі [244], при одноадресній QoS-маршрутизації в ТКМ вирішенню підлягає задача маршрутизації потоків між відповідними парами вузлів відправника та одержувача при забезпеченні вимог щодо якості обслуговування цих потоків. В залежності від QoS-вимог, що висуваються, можуть бути визначені різні типи задач маршрутизації, найчастіше використовувані з яких наведені в табл. 1.13.

Таблиця 1.13

Порівняння типів задач QoS-маршрутизації [244]

Тип задачі	Кількість метрик, що оптимізуються (<i>Optimized Metrics</i>)	Кількість метрик, що входять до обмежень (<i>Constrained Metrics</i>)
Пошук найкоротшого шляху <i>Shortest Path (SP)</i>	1	0
Пошук найкоротшого шляху з обмеженням <i>Constrained Shortest Path (CSP)</i>	1	1
Пошук найкоротшого шляху з декількома обмеженнями <i>Multi-Constrained Shortest Path (MCSP)</i>	1	M
Пошук шляху з декількома обмеженнями <i>Multi-Constrained Path (MCP)</i>	0	M

При розв'язанні задачі пошуку найкоротшого шляху *SP* має бути знайдено такий маршрут, при якому оптимізується значення єдиного показника (метрики) міжкінцевої якості обслуговування. При пошуку найкоротшого шляху з обмеженням *CSP* знаходиться такий шлях, вздовж якого мінімізується один показник QoS за умови виконання обмеження щодо значення іншого показника (підтримання його значення нижче вказаного граничного). Тоді як задача пошуку найкоротшого шляху з декількома обмеженнями *MCSP* аналогічна задачі *CSP* та відрізняється лише кількістю обмежень, які накладаються на множину показників міжкінцевої якості обслуговування. Останній тип задач QoS-маршрутизації – це пошук шляху з декількома обмеженнями *MCP*, коли метрика не оптимізується, а в рамках розрахованого маршруту мають виконуватися лише обмеження щодо значень показників міжкінцевої якості обслуговування. Також окремо виділяється клас задач багатокритеріальної QoS-маршрутизації, в рамках яких оптимізації підлягає більше однієї метрики – QoS-показника [245-249]. Проведений аналіз показав, що при вирішенні завдань QoS-маршрутизації та управління трафіком в цілому використовуються евристичні [250-257], графокомбінаторні [258-284] та потокові [285-313] підходи.

Так, наприклад, в роботі [250] представлено евристичне рішення щодо QoS-маршрутизації на основі розподілу можливостей та м'яких обчислень. Неefективне управління трафіком в ТКМ призводить до деградації якості обслуговування у зв'язку з тим, що рішення щодо QoS-маршрутизації часто змушені базуватися на неточній інформації про стан мережних ресурсів. Ці неточності вносяться в результаті динамічних змін стану мережі та значної затримки службових повідомлень. Управляючи розподілом можливостей неточної інформації про стан ТКМ за допомогою м'яких обчислень, в [250] запропоновано евристичний алгоритм QoS-маршрутизації, яка складається з двох етапів. Першим кроком є отримання шляху до вузла одержувача, який задовольняє QoS-вимогам. При цьому пошук шляху здійснюється за допомогою лавинної розсилки зондуючих пакетів, які генеруються та надсилаються евристично. В свою чергу результати моделювання показали, що

запропонований в [250] алгоритм може забезпечити стабільність рівня QoS та надійність маршрутизації, а також може використовуватися в Ad-Hoc мережах, безпроводових мережах тощо.

У роботі [251] були отримані евристичні алгоритми як розвиток алгоритму Беллмана-Форда для розв'язання задач QoS-маршрутизації з k обмеженнями. Досліджувалося два типи евристик: з обмеженою деталізацією та обмеженого шляху. І хоча показано, що обидві евристики здатні розв'язувати задачі маршрутизації за поліноміальний час, для досягнення високої продуктивності евристичний алгоритм з обмеженою деталізацією вимагає набагато більше ресурсів, ніж це потрібно для алгоритму обмеженого шляху. Зокрема, евристика з обмеженою деталізацією має підтримувати таблицю розміром $O(|N|^{k-1})$ на кожному вузлі, що призводить до часової складності $O(|N|^k |E|)$, де $|N|$ визначає кількість вузлів, а $|E|$ – кількість каналів зв'язку в мережі. Тоді як при використанні евристики обмеженого шляху потрібно зберігати лише $O(|N|^2 \lg |N|)$ записів на кожному вузлі мережі. Результати моделювання [251] довели ефективність евристики обмеженого шляху при розв'язанні задач QoS-маршрутизації з k обмеженнями при $k > 3$, хоча результати дослідження також показали ефективність обох алгоритмів при $k = 2$. Перевага використання евристичного алгоритму з обмеженою деталізацією полягає в тому, що зберігаючи таблицю розміру $n^{k-1} N^{k-1}$, де n – достатньо велика константа, він гарантує пошук $(1 - \frac{1}{n})$ рішень, тоді як алгоритм обмеженого шляху не забезпечує такі гарантії.

В роботі [252] розглядався реверсивний евристичний *BFH* (*Backward-Forward Heuristic*) підхід при використанні обмеження щодо одного QoS-показника – пропускної здатності. Ця задача також відома як пошук обмеженого найкоротшого шляху (*Restricted Shortest Path, RSP*). В даному випадку при QoS-маршрутизації використовувався евристичний алгоритм, що базується на задачі

розширення «можливостей» (*Capacity Expansion Problem, CEP*) при обмеженні щодо пропускної здатності каналів зв'язку. Якщо при цьому немає перевантаження каналів зв'язку, QoS-маршрутизація вважається успішною. Алгоритм був протестований на числових прикладах, і в усіх випадках можна було знайти найкращу схему маршрутизації (послідовність розширення з мінімальними витратами) так само, як і при використанні алгоритму, що базується на точному підході. У той же час цей евристичний підхід продемонстрував значну економію обчислювального ресурсу. Крім того, запропонований в [252] евристичний підхід може успішно застосовуватися для маршрутизації на основі QoS в мережах DiffServ.

В роботі [253] також представлено евристичний алгоритм k -шляхової QoS-маршрутизації, в ході якої потрібно знайти відповідно k шляхів, які не перетинаються, від відправника до одержувача при виконанні вимог щодо якості обслуговування. Відомо, що задача пошуку k шляхів відноситься до класу *NP*-повних. В цій роботі вона сформульована як оптимізаційна задача булевого програмування, та запропоновано евристичний алгоритм для розв'язання цієї задачі, працездатність якого доведено та продемонстровано на числових прикладах.

Як приклад в [254] розглянуто нове евристичне рішення щодо міждоменної QoS-маршрутизації, назване *Inter-Domain Primary Path-based Pre-computation Algorithm (ID-PPPA)*. ID-PPPA базується на схемі попереднього обчислення, яка намагається розв'язати задачу QoS-маршрутизації, дотримуючи низький час відгуку, заздалегідь обчислюючи множину шляхів. Це рішення зберігає конфіденційність домену та вирішує проблему масштабування, пов'язану з міждоменною маршрутизацією, розподіляючи обчислення за доменами. Проведений теоретичний аналіз довів, що алгоритм ID-PPPA має низьку обчислювальну складність, що є необхідним для алгоритму попереднього обчислення при врахуванні інформації про швидко змінюваний стан каналів зв'язку мережі. В ході моделювання було підтверджено ефективність даного алгоритму щодо ефективності обчислюваних шляхів.

Проте, як показав проведений аналіз, евристичний підхід та засновані на ньому обчислювальні методи та алгоритми розв'язання задачі управління трафіком та QoS-маршрутизації мають певні серйозні недоліки, до яких можна віднести обмежене врахування характеристик потоків пакетів, що передаються в мережі; відсутність підтримки QoS за множиною показників, а також гарантій щодо їх числових значень в явному вигляді.

Багато досліджень присвячено графовим підходам до розв'язання задач управління трафіком та QoS-маршрутизації, серед яких можна виділити, наприклад, наступні роботи [258-284]. Слід відмітити, що основу графових рішень складають алгоритми пошуку найкоротшого шляху, які є широко відомим і досліджувалися протягом тривалого часу [259]. Алгоритм Дейкстри [260] являє собою централізований алгоритм, який обчислює найкоротший шлях від одного вузла-джерела до всіх інших вузлів на графі з невід'ємною вагою ребер. Тоді як алгоритм Беллмана-Форда [261-265] представляє собою розподілений алгоритм, який обчислює найкоротший шлях (*shortest path tree*) на графі, включаючи графі з негативною вагою ребер.

В роботі [266] було запропоновано вдосконалення алгоритму Дейкстри, а саме алгоритм пошуку A^* . Проведений аналіз показав, що централізований алгоритм Дейкстри загалом краще виконує пошук найкоротшого шляху, ніж інші алгоритми [267]. Аналогічно, алгоритм A^* більш ефективний, ніж розподілені алгоритми для пошуку найкоротшого шляху. Тому, наприклад, в роботі [244] розглядалися тільки алгоритми Дейкстри та A^* як базові для алгоритмів QoS-маршрутизації. Детальне кількісне порівняння, яке включає в себе алгоритм Беллмана-Форда, його централізовані покращення та евристики розрахунку найкоротшого шляху, а також вдосконалення алгоритму A^* проведено в дослідженнях [265, 268-270].

Проведемо огляд рішень [271-284], які використовуються при одноадресній QoS-маршрутизації в ході розв'язання задач пошуку найкоротшого шляху при наявності одного обмеження (*Constrained Shortest Path, CSP*) та

множини обмежень (*Multi-constrained Shortest Path, MCSP*). При цьому можна виділити такі основні категорії цих рішень, що базуються на:

- елементарних алгоритмах [271-273];
- алгоритмах на основі черг за пріоритетом [274, 275];
- алгоритмах Беллмана-Форда [276, 277];
- алгоритмах, що використовують методи множників Лагранжа [278-281];
- алгоритмах, що використовують інформацію про шляхи найменшої вартості (*Least-Cost, LC*) та затримки (*Least-Delay, LD*) в мережі [282-284].

Так, наприклад, відомий алгоритм для оптимального розв'язання задачі CSP показано в [274], де запропоновано графовий алгоритм на основі обмежень, який спочатку виконує пошук у ширину. Під час знаходження шляху найменшої вартості до кожного відвідуваного вузла алгоритм виявляє шляхи у зростаючому порядку щодо затримки, припиняючись, коли обмеження не виконується. Оскільки алгоритм насправді є продовженням алгоритму Дейкстри, він також іноді зустрічається під назвою алгоритму на основі обмежень (*Constrained Dijkstra, CD*). Дійсно, подібно до алгоритму Дейкстри, алгоритм CD спирається на черги за пріоритетом і базується на вартісному (*cost values*) підході.

В свою чергу в роботі [276] було поєднано стратегію пошуку алгоритму Беллмана-Форда з алгоритмом одноадресної маршрутизації з обмеженням по затримці (*Delay-constrained Unicast Routing, DCUR*), який заснований на пошуку шляхів найменшої вартості (LC) та найменшої затримки (LD), та отримано відповідно алгоритм Беллмана-Форда з обмеженням по затримці (*Delay-constrained Bellman-Ford, DCBF*). Отже, спочатку алгоритм DCBF обчислює зворотне дерево найменшої затримки. На наступному етапі запускається алгоритм Беллмана-Форда, але найкращий шлях у вузлі оновлюється лише за умови, що він має нижчу вартість та якщо сума затримки шляху, побудованого до цього моменту, затримка наступного каналу та затримка шляху LD від кінцевого вузла наступного каналу (тобто, вузла, який досягається через суміжне ребро) до вузла «призначення» нижче, ніж граничне значення затримки. В [276]

також запропоновано вдосконалення цього алгоритму kDCBF для знаходження k «найкращих» шляхів.

В роботі [277] запропоновано подвійний розширений алгоритм Беллмана-Форда (*Dual Extended Bellman-Ford, DEB*), який призначений для розв'язання задач пошуку найкоротшого шляху при наявності одного обмеження CSP. При цьому замість того, щоб запускати алгоритм пошуку найкоротшого шляху найменшої вартості та найменшої затримки, DEB запускає так званий розширений алгоритм Беллмана-Форда (*Extended Bellman-Ford, EB*), який здатний знаходити для будь-якої можливої кількості переходів («хопів») h оптимальний обмежений шлях довжини h . Для обох пробігів цей шлях вважається найкращим шляхом серед всіх знайдених. Проте алгоритм DEB не дозволяє отримати оптимальне рішення.

Отже, головною перевагою графового підходу є те, що він більш детально враховує параметри мережі, а саме її топологію, пропускні здатності каналів зв'язку, а іноді і часові характеристики (затримку) пакетів. Проте цей підхід має обмежені можливості щодо забезпечення якості обслуговування, тим більше за множиною показників. Відсутність врахування характеристик трафіка (потоків), що передається в ТКМ, також є значним недоліком графового підходу.

На сьогоднішній день, як показав проведений аналіз, найбільш перспективним та ефективним є потоковий підхід, який описано у множині наукових робіт [78-82, 89-95, 285-313]. При цьому важливо відзначити, що математичні моделі та методи маршрутизації повинні бути максимально адаптовані під вимоги мережних концепцій Traffic Engineering, Load-Balancing Routing і QoS-based Routing, а саме:

- реалізацію багатошляхової стратегії маршрутизації;
- забезпечення балансування навантаження по шляхам як з однаковою, так і різною метрикою;
- підтримку якості обслуговування одночасно за множиною різнотипних показників (часових, швидкісних і показників надійності).

Забезпечення балансування навантаження є невід'ємною частиною технологічних рішень щодо управління трафіком з підтримкою якості обслуговування в сучасних телекомунікаційних мережах, націленого на оптимізацію використання мережного ресурсу та доставки трафіка в ТКМ в цілому, наприклад, в рамках концепції інжинірингу трафіку (TE) [218]. Так, наприклад, в роботі [285] представлено рішення змішаного цілочисельного програмування (Mixed Integer Programming, MIP) щодо оптимізації мережі, засноване на схемах тунелювання в TE, при якому явно визначаються маршрути для кожного потоку. Зауважимо, що при застосуванні цієї схеми завдання вибору найкращих пар для тунелів та найкращого розподілу потоку за ними є доволі складним. Тому в [285] представлено спосіб обчислення оптимального рішення з точки зору кількості тунелів, що сприяє запобіганню перевантаження мережі та ефективному балансуванню навантаження в каналах зв'язку при заданій топології мережі. При цьому сформульована оптимізаційна задача MIP була розв'язана за допомогою високошвидкісного вирішувача, а отримані оптимальні розв'язки для декількох варіантів топології мережі, в тому числі GEANT, довели працездатність запропонованого рішення щодо запобігання перевантаження.

В роботі [286] було розглянуто рішення задачі узгодженого вибору маршруту та розподілення потоку в SDN мережах. З метою врахування чутливості потоків, що обслуговуються, до затримки пакетів дана задача була сформульована як оптимізаційна при мінімізації міжкінцевої затримки за умови виконання обмежень щодо передачі потоку даних та вимог щодо якості обслуговування. Оскільки сформульована оптимізаційна задача є NP-повною, було запропоновано модифікований алгоритм мінімальної вартості. Обираючи ітераційно шляхи для передачі потоків мінімальної вартості в оновленій допоміжній мережі, може бути отримано оптимальні рішення щодо маршрутизації та балансування потоків в мережі.

В свою чергу в роботі [287] запропоновано новий підхід TE при використанні віртуальних каналів в SDN мережах, які передбачають надання послуг з гарантованою QoS при передачі даних між двома точками в мережі

Інтернет сервіс провайдера (Internet Service Provider, ISP). Підхід засновано на архітектурі SDN, що базується на протоколі OpenFlow, який дозволяє з великою точністю розподіляти потік, що передається, за декількома шляхами. При цьому логіка управління трафіком контролера SDN ділиться на автономну (*offline*) та оперативну (*online*) складові. Оперативна складова керує динамічним надходженням запитів віртуальних каналів відповідно до вимог угод про рівень обслуговування. Тоді як автономна складова відповідає за періодичну оптимізацію розподілу трафіка в мережі. Таким чином, досягається збільшення коефіцієнту приймання запитів віртуальних каналів та мінімізується деградація трафіку з негарантованою доставкою (*Best Effort*) масштабованим способом. Результати моделювання показали, що запропонований підхід надавання віртуальних каналів більш ефективний, ніж рішення на основі MPLS.

Стисла характеристика оптимізаційних підходів [288-296] при розгортанні мереж N-SDN представлено в табл. 1.14.

За результатами проведеного аналізу відомих динамічних моделей маршрутизації в ТКМ відзначено, що вітчизняними та зарубіжними вченими, які спеціалізуються на проблемах математичного моделювання ТКМ, запропоновано та розвинене досить багато оригінальних підходів, які з різним ступенем ефективності описують динаміку процесів маршрутизації в мережі [297-303]. Так, в роботі [297] запропоновано рішення маршрутної задачі, в ході якої динаміка завантаженості буферів черг на маршрутизаторах телекомунікаційної мережі була представлена системою неавтономних лінійних диференціальних рівнянь. У роботах [298-302] цей підхід був розвинений в напрямку переходу до різницевих рівнянь, що описують стан ТКМ в дискретному часі. Характерним прикладом застосування нелінійних інтегральних рівнянь Вольтерра другого роду для опису маршрутних задач також служить модель, запропонована в [303] та описує динаміку зміни інтенсивності потоків в каналах зв'язку і завантаження черг на маршрутизаторах ТКМ.

Таблиця 1.14

Порівняння оптимізаційних підходів при маршрутизації в мережах H-SDN

Робота	Механізм	Протокол	Завдання
ILP оптимізація			
[289]	Оптимізаційний підхід та використання жадібного алгоритму	OSPF, OpenFlow	Траєкторія міграції від традиційного обладнання до SDN
[290]	Детерміністський підхід та використання апроксимації жадібного алгоритму	OpenFlow	Покрокове розгортання H-SDN
[291, 292]	Розподіл мережі на піддомени	OSPF, OpenFlow	Розподіл OSPF мережі з комутаторам SDN
Оптимізаційні евристики			
[293]	Евристичний підхід	OSPF, BGP, OpenFlow	Покрокове розгортання H-SDN із заміщенням традиційного обладнання
[294]	Евристичний алгоритм	OSPF, ECMP, OpenFlow	Покрокове розгортання H-SDN
[295]	Maximum number of uncovered path first (MUcPF), Maximum number of minimum hop covered path first (MMHcPF)	OSPF, OpenFlow	Задача максимального покриття в H-SDN
[296]	Генетичний алгоритм	OSPF, OpenFlow	Розташування обладнання SDN для ефективного TE

Відомо також багато математичних моделей, які з різним ступенем точності й ефективності описують динаміку зміни стану телекомунікаційної мережі при вирішенні широкого кола завдань з управління трафіком і забезпечення якості обслуговування. Наприклад, в роботах [304-307] за допомогою моделей,

представлених нелінійними диференціальними рівняннями зміни вікна передачі та інтенсивності TCP-потоків, вирішується завдання по вибору оптимальних значень параметрів як самого протоколу TCP (Transmission Control Protocol), так і функціонуючого спільно з ним механізму активного управління чергою AQM (Active Queue Management).

У статтях [298, 299] розвивається підхід до опису динаміки зміни завантаженості черг пакетів на інтерфейсах маршрутизаторів за допомогою лінійних диференціальних (різницевих) рівнянь стану мережі, який використовується при вирішенні маршрутних завдань і завдань розподілу каналного ресурсу. Лінійний характер моделі дозволив звести розв'язання задач з управління трафіком до задачі оптимального управління з квадратичним критерієм оптимальності.

У роботах [308-312] продемонстровані можливості по опису динаміки зміни середньої довжини черги на інтерфейсах за допомогою нелінійних диференціальних рівнянь, від яких багато в чому визначається характером обраних моделей потоків пакетів і дисципліни їх обслуговування на інтерфейсах маршрутизаторів. В даний час відома значна кількість математичних моделей, що базуються на різних наближеннях динаміки змін стану інтерфейсу маршрутизатора ТКМ [309]. Проте варто відзначити стаціонарну точкову апроксимацію нестаціонарного потоку (*Pointwise Stationary Fluid Flow Approximation, PSFFA*), незаперечною перевагою якої є можливість завдання в аналітичному вигляді динаміки зміни середньої довжини черги, що дозволяє чисельно оцінити зміни в часі таких важливих показників якості обслуговування як середня затримка, джитер пакетів, а також ймовірність втрат пакетів.

Таким чином, як показав проведений аналіз [297-303], динамічні моделі ТКМ в цілому орієнтовані на реалізацію багатошляхової маршрутизації, а їх розвиток, запропонований в роботах [301, 302], крім того, сприяє збалансованому навантаженню та використанню каналного і буферного ресурсів ТКМ. Однак виведення умов забезпечення якості обслуговування одночасно за множиною різнотипних показників при використанні динамічних моделей поки залишається

невирішеним завданням. Подібні умови були отримані в роботах [90, 93, 94, 313] в ході тензорного узагальнення математичних залежностей для розрахунку, наприклад, середньої затримки [94, 313] та ймовірності втрат пакетів [90, 93] в стаціонарному режимі ергодичного марківського ланцюга, що характеризує процес обслуговування пакетів на інтерфейсах маршрутизаторів ТКМ. Тобто ці розрахункові залежності справедливі лише при досить тривалому часу функціонування системи обслуговування ($t \rightarrow \infty$) з незмінними значеннями пропускної здатності інтерфейсу й інтенсивності потоку пакетів, який надходить на нього, що для практики телекомунікацій не завжди є прийнятним допущенням. Тому відкритим залишаються питання щодо забезпечення QoS за множиною показників за допомогою динамічних моделей маршрутизації також в нестационарному режимі роботи мережних інтерфейсів та ТКМ в цілому.

1.5.2. Аналіз моделей та методів відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах

Аналіз відомих рішень в області швидкої перемаршрутизації [314-340] дозволив сформулювати перелік ключових вимог, яким повинні відповідати перспективні рішення в цій області і, перш за все, математичні моделі та методи, на яких вони ґрунтуються:

- врахування потокового характеру трафіку, що є відмінною рисою більшості мультимедійних послуг і обов'язковим моментом при реалізації схем захисту пропускної здатності та інших показників якості обслуговування мережі;
- оптимізаційна постановка задачі: орієнтація на оптимізацію використання наявного мережного ресурсу;
- висока масштабованість рішень щодо відмовостійкої маршрутизації;
- підтримка базових схем захисту мережних елементів (вузла / каналу зв'язку / шляху / пропускної здатності та рівня QoS за множиною показників);
- узгоджене вирішення окремих завдань відмовостійкої маршрутизації, наприклад, захист шлюзу за замовчуванням, швидка перемаршрутизація тощо;

- розширення можливостей існуючих рішень щодо підтримки балансування навантаження, пов'язаних з реалізацією багатопляхової стратегії маршрутизації з відповідною підтримкою схем захисту не одного шляху, а мультишляху, тобто декількох шляхів, по яких передаються пакети одного і того ж потоку;
- прийнятна обчислювальна складність рішень маршрутизації.

Серед евристичних алгоритмів відмовостійкої маршрутизації розглянемо найбільш вагомні, які були виділені в ході проведеного аналізу робіт [314-324]. Так у роботі [314] було запропоновано адаптивний евристичний алгоритм відмовостійкої маршрутизації на основі використання графу (n, k) -зірки, який має широкі властивості щодо масштабованості. Автори реалізують ідею зібрання інформації, яка використовується в процесі маршрутизації на графі n -зірки, для застосування на графі (n, k) -зірки $(S_{n,k})$ (рис.1.27).

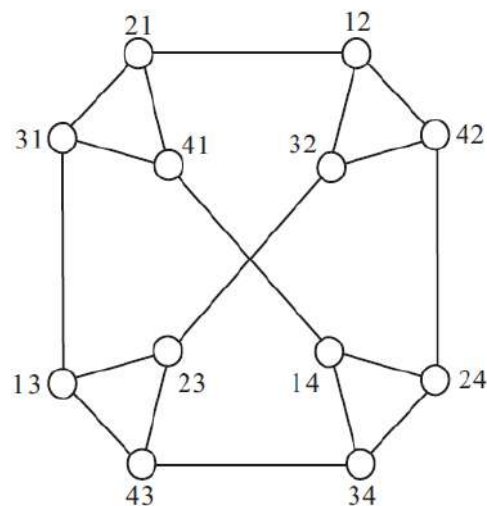


Рис. 1.27. Приклад графу $(4, 2)$ -зірки $(S_{4,2})$

При цьому кожен вузол $S_{n,k}$ ідентифікується за допомогою перестановки k , вибраної з $\{1, 2, \dots, n\}$, де n та k (при $1 \leq k \leq n-1$) є кількістю доступних для вибору та вибраних символів відповідно. Також авторами було запропоновано використання ймовірнісного вектору безпеки (Probabilistic Safety Vector, PSV) та розроблено алгоритм маршрутизації з метою визначення безвідмовного маршруту за допомогою PSV. При цьому ефективність маршрутизації PSV погіршується зі збільшенням відсотку вузлів, що відмовили, особливо при

перевищенні порогу відмов вузлів у 25%. Для підвищення ефективності маршрутизації з більшим відсотком відмов вузлів також запропоновано адаптивний метод визначення порогу для PSV. При цьому ефективність маршрутизації оцінювалася за середньою довжиною шляхів. Маршрутизація PSV з динамічним порогом показала найкращу продуктивність при моделюванні у порівнянні з іншими методами. Також до переваг запропонованого методу можна віднести його прийнятну обчислювальну складність.

В роботі [315] авторами запропоновано евристичний алгоритм відмовостійкої маршрутизації в mesh-мережах на основі мурашиного алгоритму пошуку оптимального шляху, коли враховуються вузли, що відмовили. При цьому для розв'язання задачі відмовостійкої маршрутизації в запропонованому алгоритмі використовувався алгоритм оптимізації мурашиної колонії (Ant Colony Optimization, ACO) при застосуванні кольорових феромонних мурах для подолання проблеми відновлення функціонування мережних елементів. Запропоноване рішення порівнювалось з алгоритмом відмовостійкої маршрутизації в mesh-мережах з використанням збалансованого кільця. Результати моделювання показали, що запропонований алгоритм швидко реагував на відмови в мережі, щоб в кожний момент часу можна було вибрати оптимальний шлях від відправника до одержувача. Продуктивність алгоритму було підвищено за допомогою оновлень мурах з метою інформування інших вузлів про виявлений найкоротший шлях.

В роботі [316] було запропоновано алгоритми відмовостійкої маршрутизації для ієрархічних дуальних мереж (Hierarchical Dual-Net, HDN) з обмеженою чи довільною кількістю вузлів, що відмовили. При цьому HDN побудовано на основі симетричного графа, який називається базовою мережею, як тривимірного тору та n -вимірного гіперкубу. Наведені алгоритми дозволяють знайти маршрут без відмов між відправником та одержувачем при відомій множині вузлів, що відмовили.

В статті [317] авторами розроблено механізм швидкої перемаршрутизації в IP-мережах із використанням кістякових дерев із коренем, які не

перетинаються за дугами, що гарантує відновлення від збоїв $(k-1)$ каналів зв'язку у мережі, яка описується k -реберно зв'язним графом. Оскільки кістякові дерева, які не перетинаються за дугами (рис. 1.28), можуть бути побудовані за час, пропорційний квадрату розміру мережі, запропонований підхід забезпечує високу масштабованість. Крім того, проведені експериментальні результати показали, що використання кістякових дерев, які не перетинаються за дугами, для відновлення після декількох відмов зменшує довжину шляху у порівнянні з раніше відомими методами.

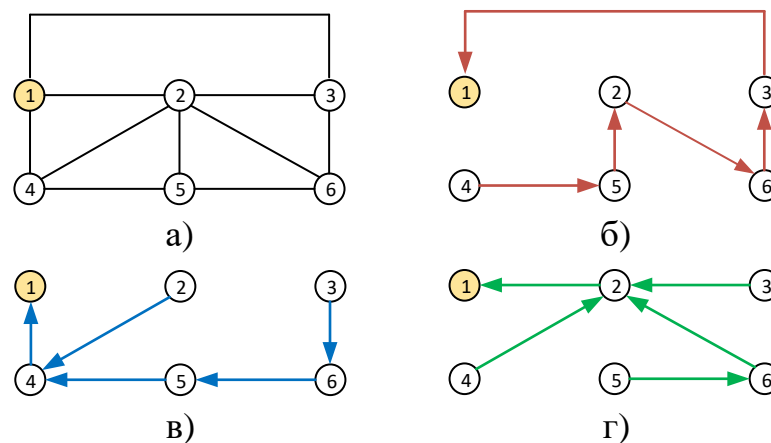


Рис. 1.28. Приклад дерев, які моделюють рішення задачі перемаршрутизації за шляхами, що не перетинаються за каналами зв'язку: (а) мережа, (б) червоне дерево, (в) синє дерево і (г) зелене дерево

Відомо, що інколи при відмовостійкій маршрутизації виникає задача визначення шляху між двома вузлами в мережі, які повинні відвідувати певні транзитні вузли. Наприклад, це може знадобитися у випадку, коли трафік, що передається, має бути проаналізований за допомогою глибокої перевірки пакетів з міркувань мережної безпеки на деякому специфічному вузлі мережі. Так, в статті [319] пропонується нова рекурсивна евристика для пошуку найкоротшого маршруту без циклів від вузла відправника до вузла одержувача, який відвідує певний набір транзитних вузлів у мережі. З метою забезпечення живучості до відмов вздовж шляху було запропоновано евристичний підхід, який

модифікувався для того, щоб забезпечити захист розрахованого шляху за допомогою відповідного резервного шляху, який не перетинається з основним за вузлами. Працездатність запропонованої евристики при обчисленні шляху із захистом і без нього оцінювалася порівняно із розв'язанням цієї задачі методами цілочисельного лінійного програмування (Integer Linear Programming, ILP). При цьому ILP рішення може не отримати шукане рішення протягом часу, що вимагається, особливо це стосується мереж великої розмірності, що виправдовує необхідність розробки евристичних алгоритмів.

Розглянемо ефективні графові та комбінаторні рішення щодо відмовостійкої маршрутизації, які представлені в роботах [325-330]. В роботі [325] запропоновано нові алгоритми відмовостійкої маршрутизації для гіперкубових мереж на основі приблизних маршрутних імовірностей (approximate routable probabilities), які характеризують доступність для маршрутизації будь-якого вузла на певній відстані. Кожен вузол вибирає один з сусідніх вузлів, щоб відправити повідомлення, беручи до уваги приблизні маршрутні ймовірності. Проведене авторами комп'ютерне моделювання підтвердило ефективність запропонованих алгоритмів.

Відомо, що вузли безпроводових сенсорних мереж (Wireless Sensor Networks, WSN) можуть швидко виходити з ладу, що призводить до відмов при маршрутизації та блокування зв'язку. В свою чергу в роботі [326] запропоновано алгоритм відмовостійкої маршрутизації на основі використання структурованих орієнтованих графів де Брюйна (Fault-Tolerant Routing Based on the Structured Directional de Bruijn Graph, FTRSDDB) для підвищення ефективності маршрутизації для WSN. Алгоритм випадковим чином розгортає деякі супер вузли (super nodes) з великим запасом енергії та потужною продуктивністю в WSN. Ці вузли несуть відповідальність за збір топологічної інформації з WSN для створення таблиці маршрутизації з резервуванням, а також для надання послуг передачі даних та маршрутизації для інших вузлів (popular nodes). Алгоритм FTRSDDB оптимізує топологічну структуру мережі, використовуючи граф де Брюйна, і може швидко знайти сусідні вузли, які відмовили, та недійсний

маршрут, а потім обчислити новий маршрут з низькою умовною вартістю, що значно підвищує продуктивність відмовостійкої маршрутизації у WSN. Проведені експериментальні дослідження показали високу ефективність алгоритму FTRSDDDB у порівнянні з іншими алгоритмами відмовостійкої маршрутизації (Gossiping, DD, Low Energy Adaptive Clustering Hierarchy (LEACH)) навіть в умовах атак шкідливих вузлів у WSN.

В роботі [327] було запропоновано модель відмовостійкої маршрутизації на основі графа зірки з векторами безпеки (безвідмовності). При цьому використання вектору безпеки здатне забезпечувати ефективну відмовостійку маршрутизацію в ТКМ на основі шаблонів маршрутів. Виходячи з концепції шаблону маршрутів, спочатку визначається неорієнтований вектор безпеки. Крім того, авторами запропоновано кілька методів розв'язання задач щодо визначення довжини векторів безпеки та класифікації шаблонів маршрутів.

В роботах [328, 329] було запропоновано моделі відмовостійкої маршрутизації на основі рівнів безпеки із застосуванням млинцевих графів та графів гіпер-зірка. Крім того, було проведено порівняння таких типів графів, як гіпер-зірка, зірка, гіперкуб та млинцевий граф щодо ефективності їх використання при відмовостійкій маршрутизації.

В роботі [330] досліджено можливості використання при підвищенні відмовостійкості ТКМ циркулянтних графів, які забезпечують високу гнучкість щодо кількості вузлів та зв'язності мережі (рис. 1.29). Було запропоновано архітектуру оптичної мережі на основі циркулянтного графу спільно з відмовостійкою маршрутизацією. Показано, що підвищення зв'язності мережі допомагає зменшити необхідну кількість довжин хвиль для одночасної взаємодії між усіма вузлами. Також у [330] було розроблено модель оцінки надійності з'єднання як при відмові вузлів, так і каналів зв'язку мережі. При цьому із застосуванням запропонованого алгоритму надійність зростала майже лінійно зі зростанням зв'язності мережі в логарифмічному масштабі.

Проте найбільш перспективними та ефективними представляються саме потокові моделі та методи відмовостійкої маршрутизації [47-49, 331-337],

оскільки, вони враховують потоковий характер трафіку, що передається в сучасних телекомунікаційних мережах, а також, як правило, формулюються у вигляді оптимізаційних задач, орієнтованих на оптимізацію використання мережних ресурсів, допускаючи реалізацію схем захисту пропускної здатності мережі.

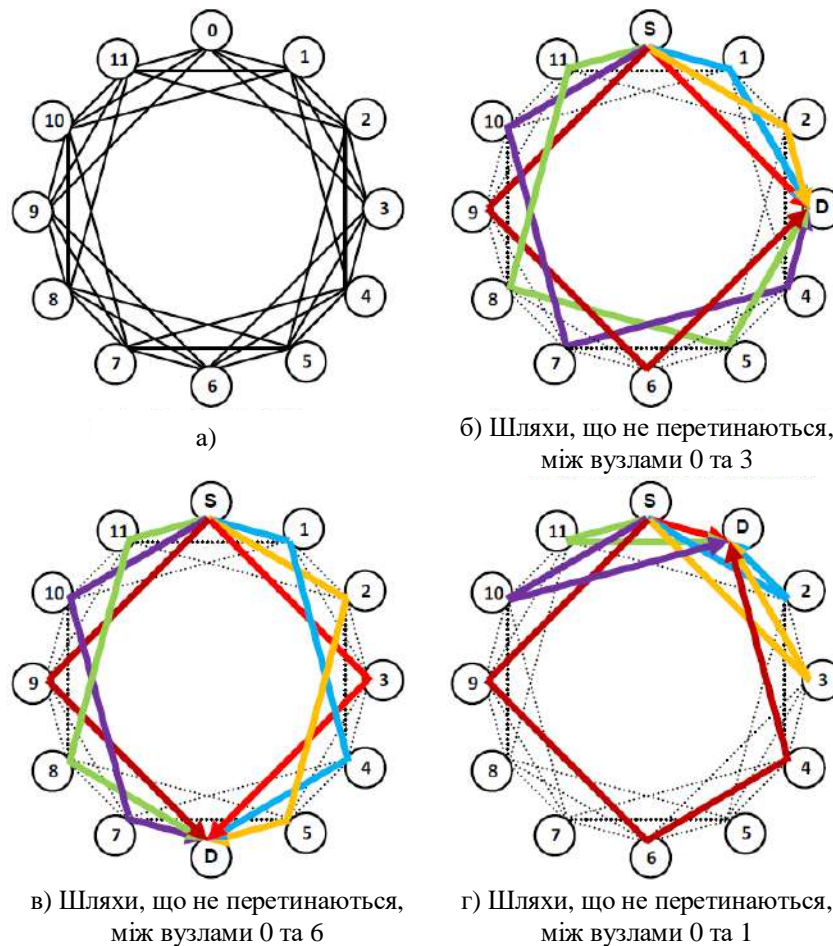


Рис. 1.29. Архітектура мережі на основі циркулянтного графа та приклади відмовостійкої маршрутизації за шляхами, що не перетинаються за вузлами

Відомо, що основні та резервні шляхи при швидкій перемаршрутизації MPLS можуть бути визначені як найкоротші шляхи відповідно до умовної вартості каналів зв'язку або як явно розраховані довільні шляхи. В обох випадках вибір маршруту можна оптимізувати таким чином, щоб максимальну завантаженість каналів зв'язку для множини розглянутих сценаріїв відмов було мінімізовано. В статті [331] авторами запропоновано лінійну оптимізаційну

модель для розрахунку шляхів як при реалізації одношляхової стратегії маршрутизації, так і при багатошляховій маршрутизації з метою забезпечення балансування навантаження. Отримані авторами результати щодо завантаженості каналів зв'язку при використанні запропонованої лінійної моделі при одношляховій та багатошляховій маршрутизації було порівняно з відповідними значеннями для шляхів, розрахованих згідно зі стандартними процедурами для IP-мереж, що дозволило визначити вигоду при використанні мережних ресурсів.

В свою чергу робота [332] присвячена вирішенню завдання мінімізації споживання енергії у відмовостійких ТКМ. При використанні підходу, запропонованого авторами, для кожного запиту має бути надана пара шляхів (основний та резервний), що не перетинаються за каналами зв'язку, і використовується спільна схема захисту (резервування). Споживання енергії здійснюється лише тими каналами зв'язку, що використовуються при відсутності відмов, але використання мережного ресурсу здійснюється як основним, так і резервним шляхами. Отже, автори [332] пропонують механізм спільного захисту (*shared protection*), який не залежить від відмов, при MPLS маршрутизації, а сформульована задача носить назву *спільного захисту при удосконаленому трафік інжинірингу (Shared protection Smart Traffic Engineering, SSTE)*. При цьому задача SSTE є NP-складною, оскільки включає в себе задачу визначення дерев Штейнера як окремий випадок. Проте в роботі [332] авторами запропоновано формулювання цієї задачі за Бендерсом, яке є набагато ефективнішим з обчислювальної точки зору.

В роботі [333] було запропоновано алгоритми розрахунку шляхів при відмовостійкій маршрутизації, які не перетинаються за вузлами та проходять через задані вузли. Задача розрахунку найкоротшого шляху, що проходить через задану множину вузлів, має, принаймні, таку ж складність, як і задача комівояжера, тому в літературі їй не було приділено значної уваги. Незважаючи на це, нещодавно було запропоновано ефективне формулювання цієї задачі як задачі ILP. Це формулювання, по-перше, адаптоване під включення обмеження, яке гарантує, що отриманий шлях може бути захищений за допомогою резервного

шляху, який не перетинається з основним за вузлами, а по-друге, має бути отримана така пара основного та резервного шляхів, що не перетинаються за вузлами та мають мінімальну вартість за умови, що кожен з них повинен проходити через певний набір заданих вузлів. Проте обчислювальні експерименти показали, що запропоновані підходи у великих мережах можуть не дозволити отримати розв'язання задачі відмовостійкої маршрутизації за заданий час. Тому для вирішення поставленої задачі авторами запропоновано евристику, яка здатна знайти рішення в більшості випадків. Крім того, розрахункові рішення мають прийнятну відносну похибку стосовно вартості отриманого шляху або пари шляхів, а процесорний час, який вимагає евристика, значно менше часу, який вимагає вирішувач ILP.

В роботі [334] представлено рішення щодо розподілу резервної пропускну здатності (*Spare Capacity Allocation, SCA*) при використанні спільного резервного захисту шляху при подвійних відмовах каналів зв'язку (*dual link failures*). Дана робота розширює застосування задачі SCA в IP mesh-мережах та WDM. Отже, в ході розв'язання задачі SCA потоки пакетів попередньо розподіляються за одним робочим і двома резервними шляхами, що взаємно не перетинаються, використовуючи схему спільного резервного захисту шляху (*Shared Backup Path Protection, SBPP*). Метод матричного резервного забезпечення (*Spare Provision Matrix, SPM*) агрегує інформацію щодо кожного потоку та обчислює загальну вільну пропускну здатність для подвійних відмов каналів зв'язку. Цей метод має достатню масштабованість і гнучкість. Задача SCA сформульована як задача нелінійного цілочисельного програмування і розділена на дві послідовні лінійні підзадачі: одна дозволяє знайти всі первинні резервні шляхи, а інша знаходить всі вторинні резервні шляхи. Авторами було розширено термінологію при захисті каналів 1+1 та 1:1 для захисту резервного шляху. Крім того, в роботі було показано, що удосконалений евристичний алгоритм успішної безвідмовної маршрутизації (*Successive Survivable Routing, SSR*) для випадку подвійних відмов добре масштабується в мережах з великою розмірністю.

Використання резервних (альтернативних) шляхів є загальною методикою забезпечення захисту при відмовах елементів ТКМ (вузлів / каналів зв'язку / шляхів тощо). Однак обчислення відповідних множин основних і резервних шляхів, що не перетинаються, вимагає значного часу, використовуючи доступні алгоритми (наприклад, підхід Бхандарі [335]). Це, в свою чергу, може значно вплинути на здатність мережі обслуговувати динамічні потоки (тобто ті, що характеризується відносно короткою тривалістю надання послуги). Щоб забезпечити вирішення цієї проблеми, в роботі [335] запропоновано підхід щодо попереднього обчислення множини шляхів, що не перетинаються, з метою отримання можливості обслуговування потоків одразу після їх надходження в мережу. Цей підхід базується на тому спостереженні, що задача обчислення множини шляхів, що не перетинаються за вузлами, еквівалентна задачі визначення «найдешевшого» циклу топології мережі, що проходить через вузли відправника та одержувача відповідного потоку. Зокрема, авторами запропоновано узагальнення цієї схеми, якщо припустити, що будь-яка пара шляхів, що не перетинаються за вузлами, може бути отримана шляхом об'єднання базових циклів, визначених для топології мережі (рис. 1.30).

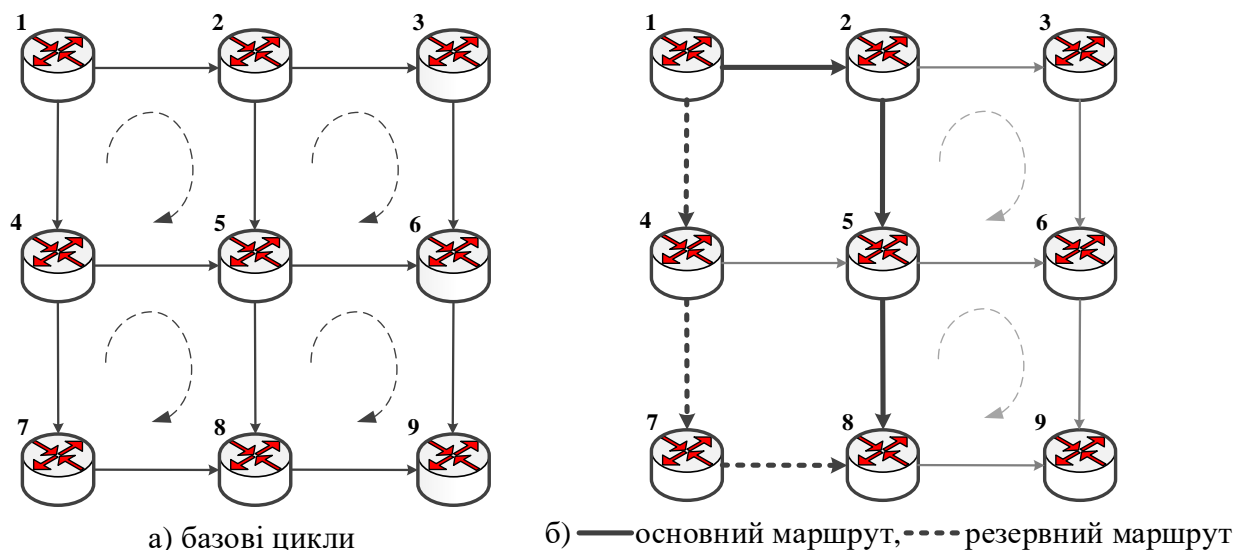


Рис. 1.30. Ілюстрація основної ідеї схеми попереднього розрахунку основного та резервного шляхів, що не перетинаються

Вводиться новий метод для розрахунку найдешевших циклів на основі так званих базових циклів, який, як підтверджено для реальних мережних топологій, зменшує до 70% часу, необхідного для встановлення шляхів, що не перетинаються за вузлами (у порівнянні з результатами, отриманими за схемою Бхандарі).

На сьогоднішній день телекомунікаційні мережі повинні гарантувати, що всі вузлові пари, які беруть участь у комунікаціях критичних інфраструктур, мають високу доступність. Як правило, лише невелика частка трафіку та користувачів потребує високого рівня доступності, але саме такий тип трафіку вимагає перегляду мережних рішень при проектуванні відмовостійких та високонадійних ТКМ. В статтях [336, 337] було запропоновано новий підхід до вирішення завдання ефективного забезпечення високого рівня міжкінцевої доступності, а саме використання концепції спайна. Основна ідея полягає в тому, щоб ввести високодоступну множину каналів зв'язку та вузлів, так званий *спайн* (*spine*), в топології мережі та відповідний захист і маршрутизацію з метою надавання диференційованих класів відмовостійкості з різним рівнем доступності. В роботі [336] було досліджено саму концепцію спайна на прикладі, що ілюструє потенційні переваги даного підходу. Також було показано як структурні властивості топології мережі можуть бути використані для визначення евристики для вибору відповідного спайна та порівняння з випадком, коли всі мережні компоненти мають однакову доступність.

Концепція застосування спайнів показана на наступному прикладі. Нехай повнозв'язна мережа, яка представлена графом, показаним на рис. 1.31, включає в себе чотири вузла та шість каналів зв'язку. При цьому для кожного l -го каналу зв'язку відома його метрика доступності a_l , яка змінюється в межах від 0 до 1 [336]. В даному прикладі обрано спайн, до складу якого входять канали зв'язку $1 \rightarrow 2$, $1 \rightarrow 3$ та $1 \rightarrow 4$, які мають вищі значення метрики доступності a_1 , a_5 та a_4 відповідно.

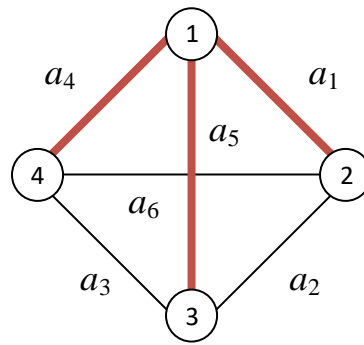


Рис. 1.31. Приклад мережі з повнозв'язною топологією та обраного спайна на ній

Таким чином, доступність основного маршруту (*working path*, WP) для потоку, що передається, визначається згідно з виразом [336]:

$$A^{WP} = \prod_{l \in WP} a_l. \quad (1.1)$$

Аналогічно формулі (1.1) визначається доступність резервного маршруту A^{BP} (*backup path*, BP). Тоді як доступність мережі для потоку, що передається, можна отримати таким чином [336]:

$$A = 1 - (1 - A^{WP})(1 - A^{BP}). \quad (1.2)$$

Подібні результати є важливим кроком на шляху оптимального проектування фізичної мережі для підтримки методів захисту (резервування) при досягненні високого рівня доступності елементів ТКМ.

Далі задача ефективного забезпечення високого рівня міжкінцевої доступності при передачі потоків між вузлами ТКМ формулювалася у вигляді оптимізаційної при використанні різних критеріїв оптимальності:

- максимізація суми доступності основних шляхів для всіх потоків, що еквівалентно максимізації середньої вартості доступності основних шляхів для всіх потоків;
- максимізація мінімуму доступності основних шляхів для всіх потоків.

У дослідженнях останніх років велика увага приділяється концепції надання диференційованих класів відмовостійких послуг через мережі зв'язку. В ряді рішень автори намагалися вирішити ці завдання шляхом створення різних категорій послуг із різними схемами захисту. Проте більшість з них орієнтовані на застосування в однорангових мережах та не мають узгодженої міжрівневої координації при багаторівневих (ієрархічних) сценаріях. Крім того, існує зростаюча потреба у наданні послуг з високими вимогами до відмовостійкості у мережах майбутнього. Це, однак, має бути зроблено економічно ефективним способом і без надмірної складності. В статті [337] запропоновано вдосконалення попереднього підходу на основі спайнів, який дозволяє спростити розробку необхідного механізму та забезпечує як високу відмовостійкість, так і її диференціацію. Отже, запропонований підхід використовує ідею концепції спайну щодо введення підмереж на фізичному рівні з відносно високою доступністю каналів зв'язку та вузлів [336]. Це створює основу для диференціації відмовостійкості між різними класами потоків. Потім міжрівневе відображення та маршрутизація з урахуванням спайну виконуються таким чином, щоб інформація щодо здатності диференціювання передавалася на верхній рівень. Тут також пропонувалося два оптимізаційних формулювання задачі маршрутизації та відображення, а також оцінено їх ефективність при багаторівневому сценарії.

Серед досліджень щодо відмовостійкості в SDN мережах можна виділити роботи [48, 76, 338-340]. Так, наприклад, в [338] запропоновано алгоритм локальної швидкої перемаршрутизації (*Local Fast Reroute, LFR*) з агрегацією потоків в програмно-конфігурованих мережах SDN. В алгоритмі LFR в разі виявлення відмови каналу зв'язку всі потоки трафіка, вражені відмовою, агрегуються у так званий «великий» потік. Далі локальний резервний шлях для перемаршрутизації динамічно розгортається контролером SDN для агрегованого потоку. Таким чином, алгоритм LFR зменшує кількість поточних операцій між контролером SDN та комутаційним обладнанням. Проведені чисельні результати довели, що LFR забезпечує швидке відновлення, мінімізуючи загальну кількість потоків у SDN.

Зростаюча складність сучасних мережних додатків та величезний попит на інтернет-ресурси вимагають від інфраструктур ТКМ здатності адаптуватися до вимог високого ступеню робастності та надійності. Як було сказано вище, в SDN мережах надзвичайно актуальним є саме завдання підвищення відмовостійкості та своєчасне оновлення інформації про стан мережі, яким присвячено дослідження [339]. В ньому визначені нові алгоритми, які спрямовані на покращення пошуку резервних шляхів у мережах великої розмірності при одиночних відмовах каналів зв'язку з мінімальними часовими витратами на оновлення інформації про стан мережі. Нове рішення спрямоване на підвищення ефективності та зменшення операцій по обробці службової інформації під час відмов каналів зв'язку.

Також слід відзначити, що забезпечення узгодженого вирішення завдань балансування навантаження та відмовостійкої маршрутизації (наприклад, MPLS TE FRR), як правило, призводить до підвищення обчислювальної складності та зниження масштабованості протокольних рішень. Відомо, що ефективність протокольного рішення багато в чому визначається адекватністю та якістю покладеної в його основу математичної моделі розрахунку. Як показав проведений аналіз [218], порядок FRR і TE визначається в ході розв'язання оптимізаційних задач різного рівня складності. При цьому реалізація схеми захисту пропускної здатності мережі, як правило, призводить до нелінійного формулювання оптимізаційної задачі та відповідного зростання обчислювальної складності одержуваних рішень.

1.5.3. Аналіз методів безпечної маршрутизації в ТКМ

В роботі [341] було запропоновано новий евристичний підхід щодо безпечної міждоменної маршрутизації *Secure Multi-Party Computation (SMPC)*. При цьому міждоменна маршрутизація передбачає координацію між взаємно «недовірливими» сторонами, що призводить до виникнення вимог, відповідно до яких BGP забезпечує автономність, гнучкість та конфіденційність шляхом

розподіленого виконання рішень на основі політик під час процесу ітеративного обчислення маршруту. Цей підхід має слабку збіжність та робить планування та забезпечення відмовостійкості складним завданням. У зв'язку з цим в [341] запропоновано принципово інший підхід до обчислення міждоменного маршруту на основі SMPC, який забезпечує кращу гарантію конфіденційності, ніж BGP, і дозволяє розгортати нові парадигми політик.

У роботі [342] отримав подальшого розвитку алгоритм безпечної оверлейної маршрутизації на основі схеми ймовірнісного передрозподілу ключів, яка набула широкого застосування в безпроводових мережах. Запропоновано масштабоване рішення для мереж високої розмірності з кількістю вузлів більше тисячі, засноване на детерміністському алгоритмі на основі алгоритму Дейкстри (Deterministic Dijkstra-based Algorithm, DDA), який дозволяє розраховувати оптимальні безпечні шляхи в оверлейних безпроводових мережах при часовій складності, значно нижчій ніж в оригінальному алгоритмі. Також в [342] запропоновано відповідну апроксимацію для знаходження шляху, близького до оптимального, з точністю до 1% у порівнянні з DDA.

У роботах [239, 240] представлено та досліджено механізми *SPREAD* (*Secure Protocol for Reliable dAta Delivery*) та *H-SPREAD* (*Hybrid Secure Protocol for Reliable dAta Delivery*) посилення безпечної передачі повідомлень у MANET (рис. 1.32). Основна ідея полягає в тому, щоб розділити конфіденційне повідомлення на кілька фрагментів – частин, а потім передавати ці частини від відправника до одержувача за множиною шляхів, що не перетинаються, так, щоб, навіть якщо певна кількість частин повідомлення буде скомпрометовано, секретне повідомлення в цілому залишається нескомпрометованим. Запропоновано загальну архітектуру системи: математичну модель для створення та реконструкції частин повідомлення, оптимальний розподіл його частин за декількома шляхами з точки зору безпеки, а також підходи щодо розрахунку мультишляху в мережах MANET.

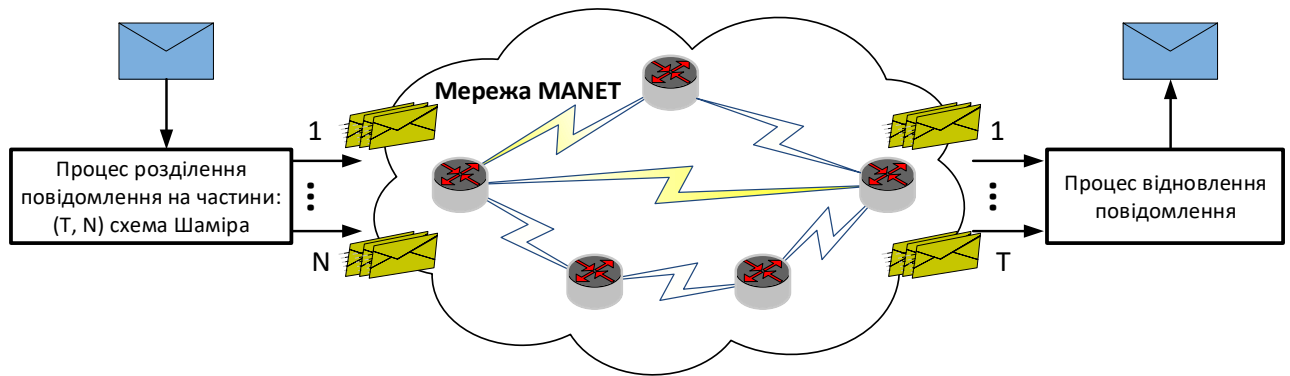


Рис. 1.32. Загальна архітектура роботи механізму SPREAD

У порівнянні з провідними мережами забезпечення безпеки в MANET пов'язано з виявленням та запобіганням множини існуючих вразливостей та атак [343]. Радіоканали більш сприйнятливі до атак, як пасивного прослуховування, так і активного втручання в сигнали та здійснення завад. По-друге, більшість протоколів маршрутизації в MANET припускають довірчі взаємодії між вузлами для здійснення передачі пакетів. Залежність від такої взаємодії робить передачу даних більш вразливою щодо несанкціонованого доступу, підміни даних та атак типу «відмова від обслуговування». По-третє, відсутність фіксованої інфраструктури та централізованого управління ускладнює застосування більшості традиційних рішень щодо забезпечення мережної безпеки.

В результаті застосування механізму SPREAD вдається знизити ймовірність компрометації переданого повідомлення, тому що помітно ускладнюється завдання зломисника: йому необхідно скомпрометувати не один маршрут, по якому передається нерозділене повідомлення, а всі шляхи, по яких передаються його частини. При цьому під компрометацією повідомлення розуміється подія, пов'язана з несанкціонованим доступом до його вмісту.

При забезпеченні безпечної маршрутизації повідомлення в мережі відповідно до механізму SPREAD необхідно вирішити такі завдання [239, 240]:

1. Розрахунок множини маршрутів, що не перетинаються, між заданими вузлами відправник і одержувач.
2. Розділення конфіденційного повідомлення, що передається, на множину частин відповідно до обраної схеми Шаміра.

3. Розподіл множини частин повідомлення між множиною маршрутів, визначених у ході вирішення першого завдання.

Варто окремо відзначити, що ймовірність компрометації шляху багато в чому залежить як від числа складових його вузлів і каналів зв'язку, так і від параметрів їх безпеки, тобто кожен елемент (вузол, канал) шляху може бути скомпрометований з певною ймовірністю. У загальному випадку шляхи, які використовуються для передачі частин розділеного відповідно до схеми Шаміра [239, 240, 243] повідомлення, можуть мати різні значення ймовірності компрометації. На жаль, в рамках відомих рішень, присвячених реалізації механізму SPREAD, не враховуються параметри безпеки (зокрема ймовірність компрометації) цих шляхів. Крім того, подібні рішення орієнтовані на використання лише шляхів, які не перетинаються, що негативно впливає на ефективність використання доступного мережного ресурсу.

В роботах [344, 345] пропонується в ході вибору маршруту в ТКМ враховувати ризики інформаційної безпеки. Це забезпечується шляхом відповідного формування маршрутних метрик, коли в них сумісно з QoS-показниками враховуються і показник ризику інформаційної безпеки елементів системи маршрутизації. Даний підхід дозволяє динамічно вибрати найбільш безпечний маршрут потоків, що передаються, як в умовах активних атак, так і при пасивному аналізі ризиків в системі маршрутизації.

1.6. Постановка науково-технічної проблеми та формулювання окремих задач дослідження

Грунтуючись на результатах проведеного в попередніх підрозділах аналізу, варто зазначити, що переважна більшість існуючих теоретичних мережних рішень, хоча і відносяться до засобів управління трафіком реального масштабу часу, але все ж базуються на використанні математичних моделей та методів, які оперують зі статичними характеристиками та параметрами ТКМ, адекватними для стаціонарного режиму мережних інтерфейсів. Тобто динаміка

зміни стану телекомунікаційних мереж або не враховується зовсім, або враховується досить обмежено, що, як правило, негативно відображається на точності оцінки структурно-функціональних параметрів ТКМ – її топології, продуктивності, завантаженості та поточних значень основних QoS-показників, а в кінцевому результаті призводить до неефективного використання доступного мережного ресурсу – пропускної здатності каналів зв'язку, буферу черг та обчислювальної потужності мережних пристроїв (комутаторів, маршрутизаторів, контролерів, серверів послуг).

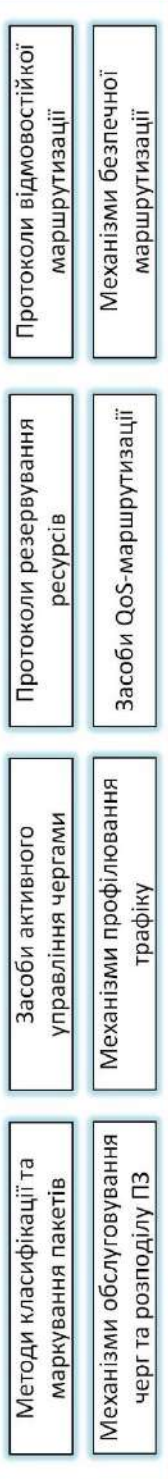
З іншого боку при управлінні трафіком в ТКМ та наданні інфокомунікаційних послуг все частіше необхідно не тільки виконати QoS-вимоги щодо значень множини показників міжкінцевої якості обслуговування, але й одночасно забезпечити комплексне врахування вимог щодо відмовостійкості та мережної безпеки. Тобто в перспективних методах та протоколах управління трафіком в ТКМ необхідно забезпечити оперативну реакцію (від десятків мілісекунд до одиниць секунд) на можливі відмови в обслуговуванні, які можуть бути викликані, наприклад, низькою надійністю або живучістю мережного обладнання, перевантаженням, мережними атаками та порушенням рівня безпеки мережі в цілому. Це пов'язано з підтримкою на алгоритмічно-програмному рівні існуючих і новітніх схем перемаршрутизації та захисту елементів мережі, їх пропускної здатності та рівня QoS в цілому як на рівні доступу (Fault-Tolerant Routing), так і на рівні ядра мережі (Fast ReRouting).

Крім того, при управлінні трафіком в ТКМ із забезпеченням заданого рівня якості обслуговування, відмовостійкості та мережної безпеки важливо оптимізувати (мінімізувати) використання доступного мережного ресурсу та сприяти підвищенню масштабованості отриманих рішень в мережі в цілому.

Таким чином, не дивлячись на високий науковий та прикладний рівень досягнутих в області управління трафіком в ТКМ результатів [50, 51, 58-66, 78-82, 88, 218, 219-235, 244, 285-313] до перспективних мережних рішень все ж висувається ряд важливих концептуальних вимог, які подекуди носять суперечливий характер (рис. 1.33):

ОБ'ЄКТ ДОСЛІДЖЕННЯ:

Процеси управління трафіком із підтримкою якості обслуговування та забезпеченням відмовостійкості та мережної безпеки в телекомунікаційних мережах (*Future Networks, Software-Defined Networks, Information-Centric Networks*)



ВИМОГИ:

- підтримка якості обслуговування одночасно за множиною різноманітних QoS-показників особливо в умовах високої динаміки зміни стану мережі, викликаній нестационарним режимом роботи інтерфейсів маршрутизаторів, що найбільш актуально для мережних процесів реального масштабу часу;
- комплексне врахування вимог щодо відмовостійкості мережі з підтримкою на алгоритмічно-програмному рівні існуючих і новітніх схем перемаршрутизації та захисту елементів мережі, їх пропускної здатності та рівня QoS в цілому як на рівні доступу (Fault-Tolerant Routing), так і на рівні ядра мережі (Fast ReRouting);
- підвищення рівня мережної безпеки в ході передачі різноманітних конфіденційних даних, зокрема сесійних ключів, інформації щодо автентифікації, критично важливих для користувача повідомлень тощо;
- оптимізація використання доступного мережного ресурсу, підвищення масштабованості отриманих мережних рішень, заснованого в т.ч. на реалізації ієрархічно-координаційних стратегій маршрутизації та управління трафіком в ТКМ в цілому.

НАУКОВА ПРОБЛЕМА:

Розвиток теорії управління трафіком з підтримкою якості обслуговування за множиною показників в умовах нестационарного режиму роботи телекомунікаційної мережі із забезпеченням її відмовостійкості та мережної безпеки.

ЗАДАЧІ ДОСЛІДЖЕННЯ:

- аналіз сучасного стану та тенденцій подальшого розвитку основних принципів, концепцій, технологій, протокольних рішень, а також засобів забезпечення відмовостійкості та мережної безпеки при управлінні трафіком з підтримкою якості обслуговування в мультисервісних телекомунікаційних мережах;
- аналіз теоретичних результатів в області забезпечення відмовостійкості та мережної безпеки при управлінні трафіком з підтримкою якості обслуговування в мультисервісних телекомунікаційних мережах;
- розробка та дослідження системи динамічних тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком і формулювання умов забезпечення якості обслуговування;
- розробка та дослідження моделей і методів відмовостійкої маршрутизації та управління трафіком в телекомунікаційних мережах;
- розробка методів безпечної маршрутизації та безпечної швидкої перемаршрутизації щодо забезпечення заданого рівня інформаційної безпеки в телекомунікаційних мережах;
- оцінка ефективності та розробка науково-методичних рекомендацій щодо практичного використання запропонованих у дисертації рішень в області забезпечення відмовостійкості та мережної безпеки при управлінні трафіком з підтримкою якості обслуговування в мультисервісних телекомунікаційних мережах.

Рис. 1.33. Структура загальної методології дисертаційних досліджень

- підтримка якості обслуговування одночасно за множиною різномірних QoS-показників особливо в умовах високої динаміки зміни стану мережі, викликаній нестационарним режимом роботи інтерфейсів маршрутизаторів, що найбільш актуально для мережних процесів реального масштабу часу;
- комплексне врахування вимог щодо відмовостійкості мережі з підтримкою на алгоритмічно-програмному рівні існуючих і новітніх схем перемаршрутизації та захисту елементів мережі, їх пропускної здатності та рівня QoS в цілому як на рівні доступу (Fault-Tolerant Routing), так і на рівні ядра мережі (Fast ReRouting);
- підвищення рівня мережної безпеки в ході передачі різноманітних конфіденційних даних, зокрема сесійних ключів, інформації щодо автентифікації, критично важливих для користувача повідомлень тощо;
- оптимізація використання доступного мережного ресурсу, підвищення масштабованості отриманих мережних рішень, заснованого в т.ч. на реалізації ієрархічно-координаційних стратегій маршрутизації та управління трафіком в ТКМ в цілому.

Задоволення наведених вимог тісно пов'язано з необхідністю вдосконалення існуючих та розробкою нових моделей та методів, які б служили подальшою теоретичною основою математичного та алгоритмічно-програмного забезпечення перспективних протоколів маршрутизації та технологічних засобів управління трафіком в телекомунікаційних системах та мережах. Таким чином, актуальності набуває **науково-прикладна проблема**, яка полягає в розвитку теорії управління трафіком з підтримкою якості обслуговування за множиною показників в умовах нестационарного режиму роботи телекомунікаційної мережі із забезпеченням її відмовостійкості та мережної безпеки.

Як показав проведений аналіз [89-96], для забезпечення якості обслуговування за множиною швидкісних, часових QoS-показників та показників надійності при розв'язанні задач маршрутизації, розподілу каналного ресурсу, профілювання трафіка тощо добре себе зарекомендував

математичний апарат тензорного обчислення та аналізу, який розширено та доповнено Г. Кроном [97, 98] на випадок дослідження мережних архітектур різного функціонального призначення. Проте відомі тензорні рішення обмежувались аналізом стаціонарного стану інтерфейсів маршрутизаторів та телекомунікаційної мережі в цілому, які засновані, як правило, на тензорному узагальненні алгебраїчних рівнянь для оцінки середніх затримок, джитера та ймовірності втрат пакетів з теорії масового обслуговування. Однак при певних умовах, пов'язаних із рівнем завантаженості мережі, зміною характеристик трафіка та QoS-вимог може наступати нестационарний режим, в якому динаміка стану мережі в загальному випадку описується нелінійними диференціальними рівняннями. Це вимагає переходу до динамічних тензорних моделей, заснованих на тензорному узагальненні рішень диференціальних рівнянь стану мережі, коли основні параметри моделі і, перш за все, тензорні метрики введених геометричних просторів стають функціями часу. Тому використання динамічних тензорних моделей повинно сприяти більш точній оцінці основних показників якості обслуговування в кожен аналізований момент часу, що позитивно позначиться на ефективності використання доступного мережного ресурсу.

Крім того, при відмовостійкій маршрутизації в ТКМ важливо забезпечити необхідний рівень якості обслуговування за множиною показників не тільки вздовж основних шляхів, але й вздовж резервних маршрутів, які розраховуються одночасно з основними та використовуються у випадку реалізації основних схем захисту елементів ТКМ: каналу, вузла, сегменту, маршруту тощо. При безпечній маршрутизації важливо забезпечити оптимізацію процесу багатошляхової доставки окремих частин конфіденційного повідомлення, при якій кількість та типи використаних маршрутів сприяли б мінімізації ймовірності його компрометації.

В зв'язку з цим тема даної дисертаційної роботи, яка присвячена розробці методів управління трафіком з підтримкою якості обслуговування та забезпеченням відмовостійкості та мережної безпеки на основі використання

динамічних тензорних моделей телекомунікаційних систем та мереж та оптимізаційних методів є актуальною.

Для вирішення поставленої науково-прикладної проблеми у роботі розв'язувались наступні **задачі дослідження**:

- аналіз сучасного стану та тенденцій подальшого розвитку основних принципів, концепцій, технологій, протокольних рішень, а також засобів забезпечення відмовостійкості та мережної безпеки при управлінні трафіком з підтримкою якості обслуговування в мультисервісних ТКМ;
- аналіз теоретичних результатів в області забезпечення відмовостійкості та мережної безпеки при управлінні трафіком з підтримкою якості обслуговування в мультисервісних телекомунікаційних мережах;
- розробка та дослідження системи динамічних тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком і формулювання умов забезпечення якості обслуговування;
- розробка та дослідження моделей і методів відмовостійкої маршрутизації та управління трафіком в телекомунікаційних мережах;
- розробка методів безпечної маршрутизації та безпечної швидкої перемаршрутизації щодо забезпечення заданого рівня мережної безпеки в телекомунікаційних мережах;
- оцінка ефективності та розробка науково-методичних рекомендацій щодо практичного використання запропонованих у дисертації рішень в області забезпечення відмовостійкості та мережної безпеки при управлінні трафіком з підтримкою якості обслуговування в мультисервісних ТКМ.

1.7. Висновки до першого розділу

1. Встановлено, що телекомунікаційні системи та мережі були й залишаються основою сучасного інформаційного суспільства та постійно розвиваються в напрямку створення високошвидкісних транспортних платформ, які повинні задовольняти постійно зростаючі вимоги щодо рівня якості

обслуговування запитів користувачів, відмовостійкості мережних рішень та інформаційної безпеки в умовах високої динаміки зміни свого стану.

2. В ході проведеного аналізу з'ясовано, що ефективним інструментарієм забезпечення якості обслуговування, відмовостійкості та мережної безпеки в ТКМ є технологічні засоби управління трафіком, які, перш за все, представлені протоколами маршрутизації, механізмами пріоритетного (класового) розподілу та резервування каналного та буферного ресурсу. Проте, існуючі та реалізовані в сучасних ТКМ технології управління трафіком та маршрутизації не завжди відповідають таким важливим вимогам, як забезпечення гарантованої QoS за множиною показників, врахування стану мережних інтерфейсів та характеристик трафіка, реалізації схем локального та глобального захисту (резервування) елементів мережі тощо.

3. Варто зазначити, що переважна більшість існуючих теоретичних мережних рішень забезпечення QoS, відмовостійкості та мережної безпеки, хоча і відносяться до засобів управління трафіком реального масштабу часу, але все ж базуються на використанні математичних моделей та методів, які оперують зі статичними характеристиками та параметрами ТКМ, адекватними для стаціонарного режиму мережних інтерфейсів. Тобто динаміка зміни стану телекомунікаційних мереж або не враховується зовсім, або враховується досить обмежено, що, як правило, негативно відображається на точності оцінки структурно-функціональних параметрів ТКМ – її топології, продуктивності, завантаженості та поточних значень основних QoS-показників, а в кінцевому результаті призводить до неефективного використання доступного мережного ресурсу – пропускної здатності каналів зв'язку, буферу черг та обчислювальної потужності мережних пристроїв.

4. При управлінні трафіком в ТКМ та наданні інфокомунікаційних послуг все частіше необхідно не тільки виконати QoS-вимоги щодо значень множини показників міжкінцевої якості обслуговування, але й одночасно забезпечити комплексне врахування вимог щодо відмовостійкості та мережної безпеки. Тобто в перспективних методах та протоколах управління трафіком в ТКМ

необхідно забезпечити оперативну реакцію (від десятків мілісекунд до одиниць секунд) на можливі відмови в обслуговуванні, які можуть бути викликані, наприклад, низькою надійністю або живучістю мережного обладнання, перевантаженням, мережними атаками та порушенням рівня безпеки мережі в цілому. Крім того, при управлінні трафіком в ТКМ із забезпеченням заданого рівня якості обслуговування, відмовостійкості та мережної безпеки важливо оптимізувати (мінімізувати) використання доступного мережного ресурсу та сприяти підвищенню масштабованості отриманих рішень в мережі в цілому.

5. Як показав проведений аналіз, найбільш результативним напрямком рішень в області QoS-маршрутизації є, наприклад, маршрутизація на основі обмежень (Constraint Based Routing), коли умови виконання QoS вимог, захисту елементів ТКМ та забезпечення мережної безпеки формалізуються в явному вигляді, а їх виконання забезпечується відповідним протоколом маршрутизації або управління трафіком. Проте вдосконалення існуючих протоколів безпосередньо пов'язано з необхідністю розробки нових моделей та методів, які б служили подальшою теоретичною основою математичного та алгоритмічно-програмного забезпечення перспективних протоколів маршрутизації та технологічних засобів управління трафіком в телекомунікаційних системах та мережах.

6. У розділі сформульовано актуальну науково-прикладну проблему, яка полягає в розвитку теорії управління трафіком з підтримкою якості обслуговування за множиною показників в умовах нестационарного режиму роботи телекомунікаційної мережі із забезпеченням її відмовостійкості та мережної безпеки. Для вирішення поставленої науково-прикладної проблеми у роботі визначені задачі дослідження, розв'язання яких пов'язане з розробкою відповідних методів управління трафіком та маршрутизації на основі використання динамічних тензорних моделей телекомунікаційних мереж та оптимізаційних методів.

РОЗДІЛ 2

ДИНАМІЧНІ ТЕНЗОРНІ МОДЕЛІ МАРШРУТИЗАЦІЇ ТА УПРАВЛІННЯ ТРАФІКОМ З ПІДТРИМКОЮ ЯКОСТІ ОБСЛУГОВУВАННЯ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ

Розділ присвячений питанням розробки динамічних тензорних моделей маршрутизації та управління трафіком з підтримкою якості обслуговування за множиною показників в умовах нестационарного стану інтерфейсів маршрутизаторів ТКМ. Необхідність подібних рішень обґрунтовується високою динамікою зміни стану мережі, коли використання стаціонарних моделей може призвести до втрати адекватності математичного опису ТКС, що на практиці призведе до неефективного використання мережного ресурсу та погіршення основних показників якості обслуговування.

Відмінністю запропонованого підходу від раніше відомих рішень є те, що динаміка стану ТКМ описується системою нелінійних диференціальних рівнянь стану її мережних інтерфейсів, базуючись на використанні стаціонарної точкової апроксимації нестационарного потоку (Pointwise Stationary Fluid Flow Approximation, PSFFA). Це дозволяє в ході тензорного узагальнення математичного опису ТКМ розглядати проекції відповідних тензорів інтенсивностей потоків, середніх затримок та ін. як функції часу. Проте основою тензорних моделей є метричний тензор, координати якого також стають функціями часу, що дозволило отримати умови забезпечення якості обслуговування за декількома QoS-показниками в кожен конкретний момент часу. Подібні умови виступають як система обмежень на маршрутні змінні та змінні щодо розподілу пропускної здатності каналів зв'язку мережі в ході постановки та розв'язання оптимізаційних задач QoS-маршрутизації та управління трафіком в ТКМ.

Матеріали розділу опубліковано в роботах [107, 111, 116, 119, 120, 128, 130, 136, 141, 145, 149, 152-155, 159-161, 165, 166, 168, 169, 174, 178, 188, 190].

2.1. Узагальнена структура потокової моделі маршрутизації в ТКМ

За результатами проведеного аналізу основних підходів до математичного моделювання задач маршрутизації [78, 79, 89-94] була визначена узагальнена структура потокової моделі маршрутизації в ТКМ (рис. 2.1), яка представлена множиною умов 1÷9. Основою більшості поточкових моделей маршрутизації є умови збереження потоку в мережних вузлах (маршрутизаторах) та в ТКМ в цілому (умови першого типу). Зміст даних умов стосується того, що інтенсивність потоку на вході в мережу і на виході з мережі повинна залишатися незмінною. Форма подібних умов багато в чому залежить від типу стратегії маршрутизації – одно- або багатошляхової, одно- або багатоадресної. Умови другого типу, доповнюючи попередні умови, відповідають за забезпечення зв'язності кожного конкретного одно- або багатоадресного маршруту, щоб пакети того чи іншого потоку могли передаватись від маршрутизатора-відправника (джерела) до маршрутизатора-одержувача (одержувачів).

Для підвищення рівня якості обслуговування в ТКМ, забезпечення керованості процесом боротьби з її перевантаженням та, подекуди, надання узгодженості рішень задач маршрутизації та управління каналним ресурсом маршрутну модель необхідно доповнити умовами відсутності перевантаження каналів зв'язку мережі (умови третього типу). Відсутність в структурі графових моделей маршрутизації подібних умов на практиці нерідко призводило до перевантаження каналів зв'язку, що утворюють так званий «найкоротший шлях» в обраній метриці, що особливо характерно при зростанні навантаження на ТКМ.

В залежності від вимог щодо стратегії маршрутизації, яка використовується в ТКМ, модель може включати в себе умови реалізації одно- або багатошляхової маршрутизації пакетів (умови четвертого типу). Окремим випадком є умови реалізації *K*-шляхової стратегії маршрутизації [253], коли число використаних шляхів наперед відоме та задається у вихідних даних. Проте загальна кількість розрахованих шляхів може визначатися й адаптивно – в залежності від завантаження мережі та вимог щодо рівня якості обслуговування.

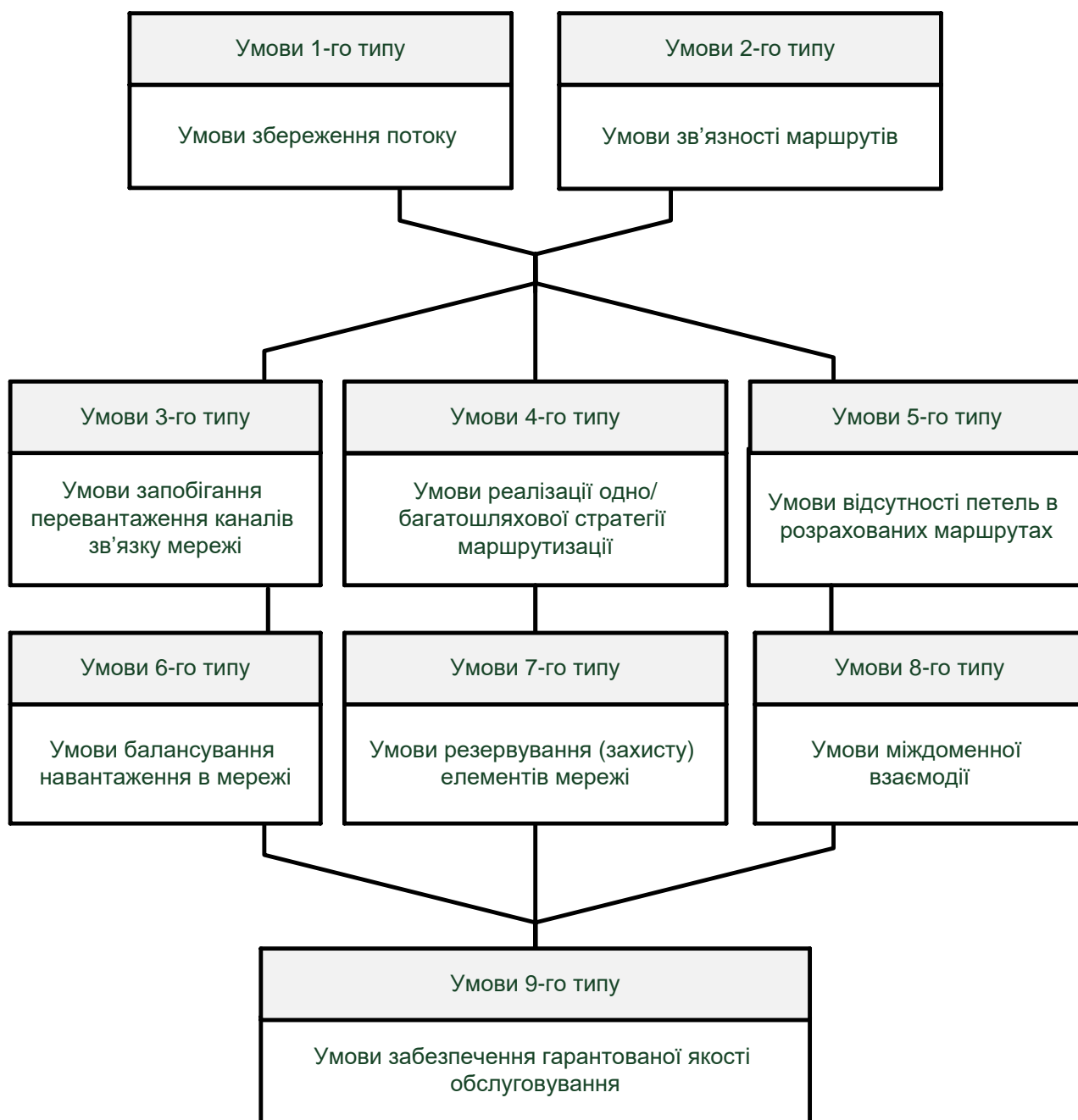


Рис. 2.1. Узагальнена структура потокової моделі маршрутизації в ТКМ

У загальному випадку в потоковій моделі маршрутизації має бути передбачене місце умовам відсутності петель в розрахованих маршрутах (умови п'ятого типу), щоб на протокольному рівні не перекладати функції щодо їх усунення на додаткові засоби боротьби з зацикленням пакетів, заснованих, наприклад, на методах «розщеплення горизонту», тимчасової відмови від прийому повідомлень, примусових оголошень або методі корегування скасування маршруту [59, 60, 65]. Подібні умови можуть задаватись в явній або неявній формі [108].

Для забезпечення збалансованого завантаження (використання) доступних мережних (буферного та каналного) ресурсів, згідно з вимогами концепції Traffic Engineering, в структуру потокової моделі вводяться відповідні умови (шостого типу) [78, 79]. Їх виконання, як правило, також орієнтує на покращення значень основних QoS-показників – середньої затримки пакетів, джитеру, ймовірності втрат пакетів та продуктивності ТКМ в цілому.

Важливе місце при реалізації відмовостійкої маршрутизації в потоковій моделі займають умови резервування (захисту) елементів мережі та її пропускну здатності (умови сьомого типу). Як правило, виконання цих умов передбачає розрахунок шляхів, що не перетинаються за одним або множиною елементів мережі, що захищаються. Граничним випадком є варіант пошуку маршрутів, що не містять спільних каналів та маршрутизаторів, крім маршрутизаторів відправника та одержувача (одержувачів).

При математичному описі процесів ієрархічної маршрутизації в мультидоменних мережах в структуру потокової моделі вводяться умови міждоменної взаємодії (умови восьмого типу), які відповідають за погоджене використання мережного ресурсу, який знаходиться або між сусідніми доменами, або належить одночасно декільком мережним доменам. Так, наприклад, при використанні протоколу маршрутизації OSPF границя між доменами проходить через маршрутизатори, які є спільними для двох сусідніх доменів, а у протоколі IS-IS – через канали зв'язку, які з'єднують приграничні маршрутизатори різних доменів.

Ключове місце в структурі математичної моделі маршрутизації займають умови забезпечення гарантованої якості обслуговування (умови дев'ятого типу), виконання яких дозволяє не тільки покращити той чи інший QoS-показник, але й гарантувати, що числове значення цього показника буде знаходитись в наперед заданому діапазоні. В ході досліджень можливі декілька основних варіантів формулювання подібних умов. Ці умови можуть вводитись як для оцінки міжкінцевих QoS-показників для кожного з потоків пакетів окремо, так і для аналізу усереднених значень для мережі в цілому. Крім того, умови 9-го типу можуть бути сформульовані для кожного окремого QoS-показника, а можуть функціонально пов'язувати між собою декілька основних показників якості обслуговування. Варто зазначити, що в загальному випадку отримання в аналітичному вигляді умов забезпечення гарантованої якості обслуговування одночасно за кількома показниками QoS є досить складною науковою задачею. У відомих рішеннях цієї задачі [90, 93, 94] подібні умови вдалось отримати в нелінійному вигляді, що критично позначається на обчислювальній складності та масштабованості кінцевих рішень.

Представлений на рис. 2.1 перелік умов в структурі математичної моделі маршрутизації не є вичерпним і може бути доповнений рядом інших умов, пов'язаних, наприклад, з підвищенням стійкості та (або) робастності маршрутних рішень до можливих стохастичних змін структури ТКМ, характеристик мережного трафіка тощо. Наведені умови в залежності від особливостей постановки оптимізаційної задачі маршрутизації можуть становити основу як критерію (критеріїв) оптимальності кінцевих рішень, так і обмежень, що накладаються на маршрутні змінні. В залежності від особливостей постановки задачі маршрутизації та вимог до рівня адекватності їх математичного опису умови 1÷9 приймають форму рівнянь або нерівностей, які в свою чергу можуть бути представленими як лінійними, так і нелінійними виразами. Подібний підхід в цілому відповідає змісту концепції маршрутизації на основі обмежень (Constraint-based Routing). Приклади формулювання

значених умов-обмежень, як складових поточкових моделей маршрутизації, будуть продемонстровані в цьому та наступних розділах даної роботи.

2.2. Потокова модель багатошляхової маршрутизації в ТКМ

Ґрунтуючись на результатах, отриманих в роботах [90, 93, 94], нехай в рамках пропонованої моделі багатошляхової маршрутизації структура телекомунікаційної мережі описується одновимірною мережею $S = (U, V)$, де $U = \{u_i, i = \overline{1, m}\}$ – множина вузлів мережі, що моделюють маршрутизатори мережі, m – загальна кількість вузлів в мережі S ; а $V = \{v_z = (i, j); z = \overline{1, n}; i, j = \overline{1, m}; i \neq j\}$ – множина гілок мережі, при цьому гілка $v_z = (i, j) \in V$ моделює z -й канал зв'язку, що з'єднує i -й та j -й маршрутизатори. Позначимо через $\phi_{i,j}$ пропускну здатність каналу (i, j) , що вимірюється в пакетах за секунду (1/с), яка фактично є пропускну здатністю j -го мережного інтерфейсу на i -му маршрутизаторі ТКМ. Ці позначення є актуальними для всього другого розділу роботи.

В результаті розв'язання задачі багатошляхової маршрутизації необхідно розрахувати множину маршрутних змінних $x_{i,j}^k$, кожна з яких характеризує частку інтенсивності k -го потоку ($k \in K$, де K – множина потоків в мережі) в каналі (i, j) . З метою запобігання перевантаження кожного з маршрутизаторів і ТКМ в цілому необхідно виконати умови збереження потоку [78, 79]:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:(i,j) \in V} x_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in V} x_{j,i}^k = 1, \quad k \in K, \quad u_i = s_k; \\ \sum_{j:(i,j) \in V} x_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in V} x_{j,i}^k = 0, \quad k \in K, \quad u_i \neq s_k, d_k; \\ \sum_{j:(i,j) \in V} x_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in V} x_{j,i}^k = -1, \quad k \in K, \quad u_i = d_k, \end{array} \right. \quad (2.1)$$

де s_k – маршрутизатор-відправник,

d_k – маршрутизатор-одержувач для k -го потоку пакетів.

При реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації з балансуванням навантаження на маршрутні змінні накладаються наступні обмеження:

$$0 \leq x_{i,j}^k \leq 1. \quad (2.2)$$

Для забезпечення керованості процесом боротьби з перевантаженням в ході маршрутизації потоків в модель вводиться наступний вираз:

$$\sum_{k \in K} \lambda_{req}^k x_{i,j}^k < \varphi_{i,j}, \quad (i, j) \in V, \quad (2.3)$$

де λ_{req}^k – вимоги щодо середньої швидкості передачі пакетів (інтенсивності) k -го потоку, що надходить в мережу.

Виконання умов (2.3) фактично сприяє тому, що коефіцієнт завантаженості (використання) кожного каналу зв'язку повинен бути менше одиниці:

$$\rho_{i,j} = \sum_{k \in K} \lambda_{req}^k x_{i,j}^k / \varphi_{i,j}.$$

2.3. Система критеріїв оптимальності рішень задач багатошляхової маршрутизації в ТКМ

Для забезпечення оптимальності рішень задач маршрутизації та в подальшому управління трафіком необхідно мати в розпорядженні систему критеріїв оптимальності, які повинні, по-перше, відповідати фізичному змісту розв'язуваної задачі, по-друге, орієнтувати на використання відомих та апробованих математичних методів рішення, та по-третє, сприяти отриманню шуканих рішень в кількісній формі в реальному масштабі часу. Так наприклад,

при використанні лінійної моделі маршрутизації нерідко використовується також і лінійна форма критерію оптимальності, який забезпечує мінімум наступної цільової функції:

$$J = \sum_{(i,j) \in V} \sum_{k \in K} h_{i,j}^x x_{i,j}^k, \quad (2.4)$$

де $h_{i,j}^x$ – маршрутна метрика каналу зв'язку між i -м та j -м маршрутизаторами ТКМ. Якщо $h_{i,j}^x = 1$, то в результаті буде забезпечуватись пошук шляхів з мінімальною кількістю переприйомів (хопів), а при $h_{i,j}^x = 10^7 / \varphi_{i,j}$, наприклад, результатом розв'язання задачі маршрутизації буде шлях (мультишлях) з максимальною пропускною здатністю [88].

До лінійних критеріїв оптимальності також відноситься форма, яка використовується при отриманні рішень відповідно до вимог концепції Traffic Engineering

$$\min_{x, \alpha} \alpha, \quad (2.5)$$

де α – верхній поріг використання пропускної здатності каналів зв'язку мережі, який вводиться в умову (2.3)

$$\sum_{k \in K} \lambda_{req}^k x_{i,j}^k < \alpha \varphi_{i,j}, \quad (i, j) \in V \quad (2.6)$$

для сприяння забезпечення збалансованого завантаження каналного ресурсу телекомунікаційної мережі. Відповідно до рис. 2.1, вирази (2.6) відносяться до умов шостого типу.

Для розв'язання задач лінійного програмування вченими запропоновано широку множину ефективних методів [85-87] – симплекс метод, метод потенціалів, гілок та границь, а також їх різноманітні модифікації.

Крім того, при формулюванні оптимізаційних задач маршрутизації та управління трафіком можуть використовуватись і квадратичні критерії з мінімізацією цільової функції наступного виду [346, 347]

$$J = \sum_{(i,j) \in V} \sum_{k \in K} x_{i,j}^k h_{i,j}^x x_{i,j}^k, \quad (2.7)$$

що також сприяє більш збалансованому використанню мережного ресурсу, коли більш «дешевший» (з точки зору метрик $h_{i,j}^x$) ресурс використовується більше, а більш «дорогий» – менше. Для розв'язання задач квадратичного програмування використовуються методи внутрішньої точки, активного набору, узагальненого лагранжіану, спряжених градієнтів та багато числових методів [85-87].

Варто зазначити, що у даній роботі в ряді важливих випадків також будуть використовуватись і нелінійні критерії оптимальності, коли детальне врахування технологічних особливостей задачі значно превалює над необхідністю зниження обчислювальної складності отримання шуканих оптимізаційних рішень.

2.4. Динамічна модель стану інтерфейсів маршрутизаторів ТКМ

Для надання розроблюваній моделі багатошляхової маршрутизації властивостей щодо забезпечення якості обслуговування важливо мати у своєму розпорядженні математичні вирази, які б адекватно визначали числові значення обраних QoS-показників як для стаціонарного, так і для нестаціонарного (перехідного) режимів роботи. Наразі відомі рішення, в яких умови забезпечення якості обслуговування були отримані для стаціонарного режиму роботи

інтерфейсів маршрутизаторів, базуючись на тензорному узагальненні відомих виразів з теорії масового обслуговування [89-94].

До теперішнього часу відомо досить багато різноманітних математичних моделей, заснованих на різних видах (методах) апроксимацій динаміки зміни стану інтерфейсу маршрутизатора ТКМ (табл. 2.1) [308-310].

Таблиця 2.1

Перелік апроксимацій, які використовуються для опису динаміки зміни стану інтерфейсу

Вид апроксимації	Коротка характеристика
The Simple Stationary Approximation (SSA)	Проста стаціонарна апроксимація
The Stationary Peakedness Approximation (PK)	Стаціонарна пікова апроксимація
The Average Stationary Approximation (ASA)	Середня стаціонарна апроксимація
The Closure Approximation for Nonstationary Queues	Замкнута апроксимація для нестаціонарних систем масового обслуговування
The Pointwise Stationary Approximation (PSA)	Стаціонарна точкова апроксимація
The Pointwise Stationary Fluid Flow Approximation (PSFFA)	Стаціонарна точкова апроксимація нестаціонарного потоку
The Modified Offered Load Approximation (MOL)	Модифікована апроксимація завантаженості
The Fixed Point Approximation (FPA)	Апроксимація фіксованої точки

Метод *простий стаціонарної апроксимації SSA* використовує середню інтенсивність вхідного потоку в рамках нестаціонарної моделі для отримання стаціонарних результатів. Цей метод забезпечує адекватне наближення для нестаціонарної системи зі слабко змінюваною вхідною інтенсивністю. При

цьому вхідна інтенсивність вважається слабо змінюваною в часі, якщо функція вхідної швидкості залишається в межах інтервалу $\pm 10\%$ від середнього значення для всіх моментів часу [309]. Метод SSA простий і може бути застосований до широкого кола систем масового обслуговування. Однак він помітно недооцінює середні показники продуктивності нестационарної системи з сильно змінюваною вхідною інтенсивністю. Тобто SSA обмежено враховує нестационарність стану системи. Проте, можна ввести додаткову стохастичну характеристику до апроксимації стаціонарного процесу, щоб відобразити ефект мінливості в часі функції вхідної інтенсивності. Це можна зробити використовуючи непуассонівський стаціонарний точковий процес для апроксимації неоднорідного пуассонівського вхідного процесу. Відомо два підходи [308-310], в яких використовується висока піковість трафіку в результуючому точковому процесі для апроксимації ймовірності блокування в нестационарній моделі втрат Ерланга. При цьому піковість визначають як відношення дисперсії до середнього значення числа користувачів в стаціонарному режимі в СМО з нескінченною кількістю обслуговуючих пристроїв з тим самим розподілом часу обслуговування та вхідним процесом.

Тоді як, метод *стаціонарної пікової апроксимації РК* знаходить непуассонівські стаціонарні параметри, які є кращою апроксимацією вхідного процесу, залежного від часу. Тому результуюча апроксимація з новими параметрами є зворотім процесом в часі. Хоча це наближення не дозволяє отримати рішення для системи як функцію часу, воно забезпечує кращу апроксимацію, ніж метод SSA для середньої міри продуктивності нестационарних моделей втрат Ерланга.

Метод *середньої стаціонарної апроксимації ASA* був запропонований Уїттом [309] для СМО з втратами та періодичними вхідними інтенсивностями. В методі процес апроксимації починається з розподілу циклу (часу спостереження) вхідної інтенсивності на підінтервали однакової тривалості, пропорційної (чи рівної) середньому часу обслуговування. При цьому $\lambda(t)$ в такому підінтервалі вважається рівною середній інтенсивності за цей період часу.

Деякі методи апроксимацій базуються на використанні диференціальних рівнянь з метою зменшення обчислювальної складності подальших розрахунків. Так, метод *замкнутої апроксимації для нестационарних СМО* [309] зменшує кількість диференціальних рівнянь, які описують динаміку СМО, враховуючи диференціальні рівняння математичного очікування та дисперсії кількості користувачів системи масового обслуговування. Цей метод забезпечує точне розв'язання для стаціонарного випадку $M/M/1$ та ефективну апроксимацію для СМО $M(t)/M/1$ через те, що стаціонарна система має геометричне рішення в усталеному режимі. Однак для черги $M(t)/M/s$ помилка апроксимації швидко зростає при збільшенні кількості обслуговуючих пристроїв.

Метод *стаціонарної точкової апроксимації PSA* [308, 309] базується на ідеї про те, що нестационарна модель втрат Ерланга приблизно веде себе як стаціонарна у кожен окремий момент часу. Таким чином, результати стаціонарної моделі втрат Ерланга в усталеному режимі можуть бути використані для наближення при використанні нестационарної моделі втрат Ерланга в кожен момент часу.

Метод *модифікованої апроксимації завантаженості MOL* [309] є проміжним наближенням між SSA і PSA. При цьому метод MOL усереднює вхідну інтенсивність на інтервалі, який залежить від розподілу та середнього значення часу обслуговування. Це явно видно з середнього значення MOL для системи $M(t)/G/\infty$, на відміну від SSA, який усереднює $\lambda(t)$ на тривалому інтервалі, або PSA, який усереднює $\lambda(t)$ на нескінченно малому інтервалі. Метод MOL забезпечує хорошу оцінку для черг при перенавантаженні з малими ймовірностями блокування. Це пов'язано з тим, що метод MOL чутливий до процесу обслуговування через його математичне очікування та розподіл. Метод PSA залежить від розподілу процесу обслуговування лише через його математичне очікування.

Метод *апроксимації фіксованої точки FPA* [309, 310] обумовлює функцію вхідної інтенсивності як функцію, визначену в певних точках часу, розташованих через однакові інтервали. Однією з переваг цього підходу є те, що

розглядається періодична функція вхідної інтенсивності незалежно від того, відома її замкнута форма чи ні. Метод може бути поширеним на СМО $M(t)/M(t)/s/0$ з залежними від часу вхідними інтенсивностями та інтенсивностями обслуговування. Це розширення для СМО $M(t)/M(t)/s/0$ здійснюється шляхом визначення інтенсивності обслуговування як вектору, що відповідає тій самій часовій шкалі, яка використовується для вхідної інтенсивності. Оскільки цей метод дискретизує функцію вхідної інтенсивності, властивості неперервності та диференційованості функції вхідної інтенсивності не є необхідними.

Проведений аналіз показав [308-310], що досить ефективним для опису динаміки стану ТКМ є підхід, заснований на використанні системи нелінійних диференціальних рівнянь стану мережі $\dot{q}(t) = \frac{dq(t)}{dt}$ (під станом мережі розумілася середня довжина черги на інтерфейсі маршрутизатора), отриманих в ході *стаціонарної точкової апроксимації нестаціонарного потоку PSFFA*. За її допомогою можливо охарактеризувати вплив характеристик потоку та дисциплін обслуговування пакетів на динаміку зміни середньої довжини черги на маршрутизаторі ТКМ [308, 310]. Згідно з PSFFA, умови збереження потоку на конкретному мережному інтерфейсі маршрутизатора і метод стаціонарної точкової апроксимації (Pointwise Stationary Approximation, PSA) об'єднані в єдиному нелінійному диференціальному рівнянні з метою апроксимації нестаціонарних моделей на кожному інтервалі часу.

В рамках обраної моделі відомими вважаються наступні дані:

- $\lambda_{i,j} = \sum_{k \in K} \lambda_{req}^k x_{i,j}^k$ – середня інтенсивність сумарного потоку ($1/c$), що надходить в чергу на інтерфейсі (i, j) ;
- $\Phi_{i,j}$ – пропускна здатність інтерфейсу ($1/c$);
- $\rho_{i,j}(t)$ – завантаженість інтерфейсу.

Згідно з умовою збереження потоку на інтерфейсі, швидкість зміни середньої довжини черги j -го мережного інтерфейсу на i -му маршрутизаторі ТКМ буде дорівнювати різниці середніх швидкостей (інтенсивностей) вхідного та вихідного потоків [308, 310]

$$\dot{q}_{i,j}(t) = -f_{i,j}^{out}(t) + f_{i,j}^{in}(t), \quad (2.8)$$

де $f_{i,j}^{in}(t) = \lambda_{i,j}(t)$ – інтенсивність вхідного потоку на аналізованому інтерфейсі в момент часу t ;

$f_{i,j}^{out}(t) = \varphi_{i,j} \rho_{i,j}(t)$ – інтенсивність вихідного потоку на аналізованому інтерфейсі в момент часу t .

Тоді швидкість зміни середньої довжини черги на інтерфейсі маршрутизатора ТКМ матиме вигляд [310]:

$$\dot{q}_{i,j}(t) = -\varphi_{i,j} \rho_{i,j}(t) + \lambda_{i,j}(t). \quad (2.9)$$

де $q_{i,j}(t)$ – середня довжина черги на інтерфейсі (i, j) в момент часу t .

Наприклад, при моделюванні роботи інтерфейсу маршрутизатора системою масового обслуговування $M(t)/G(t)/1$ (одноканальною системою масового обслуговування з пуассонівським вхідним потоком і довільним розподілом часу обслуговування) вираз (2.9) матиме вигляд нелінійного диференціального рівняння:

$$\dot{q}_{i,j}(t) = -\varphi_{i,j} \left[\frac{q_{i,j}(t) + 1 - \sqrt{q_{i,j}^2(t) + 2C_s^2 q_{i,j}(t) + 1}}{1 - C_s^2} \right] + \lambda_{i,j}(t), \quad (2.10)$$

де C_s^2 – квадрат коефіцієнта варіації розподілу часу обслуговування.

При цьому в залежності від значення C_s^2 в рамках апроксимації PSFFA можуть визначатися окремі випадки моделі $M(t)/G(t)/1$: $M(t)/M(t)/1$ (для $C_s^2 = 1$), $M(t)/D/1$ (для $C_s^2 = 0$) і $M(t)/E_k(t)/1$ (для $C_s^2 = 1/k$, $k \geq 1$) [308, 310]. Тоді при моделюванні роботи j -го мережного інтерфейсу на i -му маршрутизаторі ТКМ за допомогою СМО $M(t)/M(t)/1$, нелінійне диференціальне рівняння (2.10), яке описує динаміку зміни середньої довжини черги на даному інтерфейсі, прийме таку форму:

$$\frac{dq_{i,j}(t)}{dt} = -\varphi_{i,j} \left(\frac{q_{i,j}(t)}{q_{i,j}(t) + 1} \right) + \lambda_{i,j}. \quad (2.11)$$

В свою чергу, згідно з (2.11) та формулою Літгла, можна отримати систему нелінійних диференціальних рівнянь, що відображають динаміку зміни середньої затримки пакетів на інтерфейсах маршрутизаторів ТКМ:

$$\frac{d\tau_{i,j}(t)}{dt} = 1 - \varphi_{i,j} \left(\frac{\tau_{i,j}(t)}{\lambda_{i,j}\tau_{i,j}(t) + 1} \right), \quad (i, j) \in V. \quad (2.12)$$

Для випадку СМО $M(t)/D/1$ апроксимація PSFFA приймає форму:

$$\frac{dq_{i,j}(t)}{dt} = -\varphi_{i,j} \left((q_{i,j}(t) + 1) - \sqrt{(q_{i,j}(t))^2 + 1} \right) + \lambda_{i,j}, \quad (2.13)$$

Тоді як середня затримка пакетів на інтерфейсах маршрутизаторів визначається наступним чином

$$\frac{d\tau_{i,j}(t)}{dt} = 1 - \varphi_{i,j} \left((\lambda_{i,j}\tau_{i,j}(t) + 1) - \sqrt{(\lambda_{i,j}\tau_{i,j}(t))^2 + 1} \right). \quad (2.14)$$

Неважно перевірити, що в стаціонарному режимі роботи інтерфейсу, тобто при $d\tau/dt = 0$, середня затримка пакетів на інтерфейсі буде розраховуватися за відомою для СМО М/М/1 формулою: $\tau = 1/(\varphi - \lambda)$. Так, на рис. 2.2 а, б показано динаміку зміни середньої довжини черги, а на рис. 2.2 в, г – середньої затримки пакетів на інтерфейсі маршрутизатора для різних значень його пропускної здатності й інтенсивності потоку пакетів.

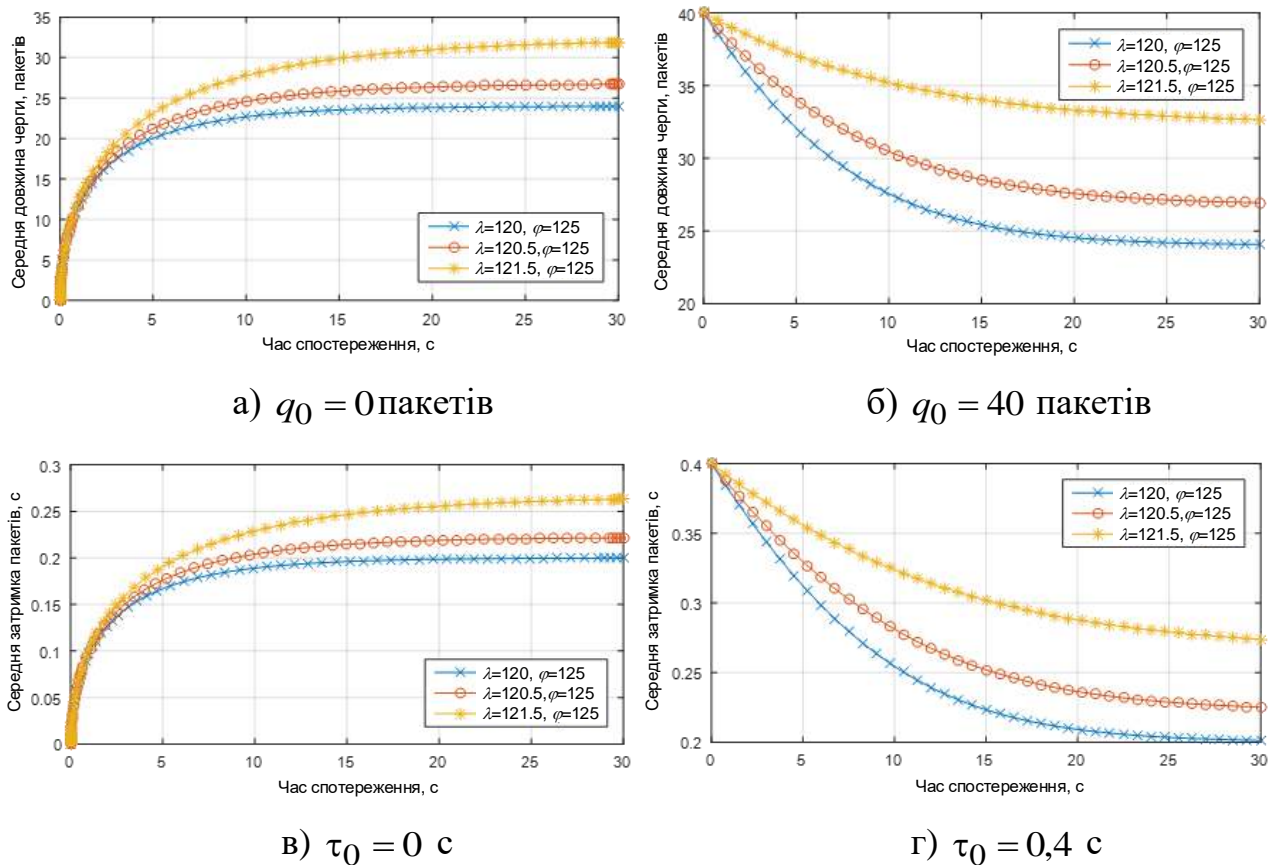


Рис. 2.2. Динаміка зміни середньої довжини черги (а, б) та середньої затримки пакетів (в, г) при різному початковому стані інтерфейсу маршрутизатора

На цих рисунках показано два випадки початкового стану інтерфейсу маршрутизатора телекомунікаційної мережі. У першому випадку (рис. 2.2 а) в початковий момент часу черга на інтерфейсі була порожня ($q_0 = 0$), що відповідало нульовій початковій затримці $\tau_0 = 0$ с (рис. 2.2 в). Для другого випадку (рис. 2.2 б) в початковий момент часу на інтерфейсі було 40 пакетів

($q_0 = 40$), що відповідало, наприклад, початковій середній затримці пакетів $\tau_0 = 0,4$ с (рис. 2.2 г). Як свідчать отримані результати, середня довжина черги та середня затримка пакетів сходилися до своїх сталих значень в стаціонарному режимі, а початковий стан інтерфейсу впливав лише на характер і тривалість перехідного процесу, властивого нестационарному режиму роботи інтерфейсу.

Крім того, необхідно відзначити, що в першому випадку (при $\tau_0 = 0$ с) значення зазначених параметрів, отриманих для стаціонарного режиму, є верхніми граничними оцінками, і орієнтація на них призведе до перевитрати мережного ресурсу в ході забезпечення необхідних значень QoS-показників. У другому випадку (при $\tau_0 = 0,4$ с) спостерігається протилежна ситуація: значення середньої довжини черги та середньої затримки пакетів, отримані для стаціонарного режиму роботи інтерфейсу, визначають рівень нижніх меж цих параметрів на інтервалі спостереження, що на практиці може призвести до недооцінки реальних значень цих показників і невиконання вимог щодо QoS.

Результати моделювання також показали, що при високій завантаженості інтерфейсу маршрутизатора ТКМ (близько $\rho = 0,96 \dots 0,97$) середня довжина черги, так само як і середня затримка пакетів не досягали своїх сталих значень в рамках обраного інтервалу спостереження (часу функціонування інтерфейсу), який в даному прикладі відповідав таймеру оновлення маршрутних таблиць в 30 с. Це в свою чергу демонструє випадок, при якому неприпустимо на практиці використовувати оцінки QoS-показників, що отримуються для стаціонарного режиму роботи інтерфейсу.

2.5. Динамічна тензорна модель багатошляхової QoS-маршрутизації в нестационарному режимі роботи мережних інтерфейсів, представлена в базисі контурів і вузлових пар

Відповідно до методології тензорного моделювання ТКМ, запропонованої в роботах [90, 93, 94], структура мережі визначає анізотропний простір,

утворений множиною контурів і вузлових пар. Розмірність цього простору визначається загальним числом гілок в мережі та дорівнює n [98]. При цьому кожен незалежний шлях (гілка, контур або вузлова пара) визначає координатну вісь в просторовій структурі. Як правило, ТКМ моделюється зв'язною одновимірною мережею S , тобто містить один зв'язний компонент, тоді цикломатичне число $\mu(S)$ і ранг $\phi(S)$ мережі визначають відповідно кількість базисних контурів і вузлових пар, для яких є справедливими наступні вирази:

$$\phi(S) = m - 1, \quad \mu(S) = n - m + 1, \quad n = \phi(S) + \mu(S). \quad (2.15)$$

В обраному просторі телекомунікаційна мережа може бути представлена змішаним двовалентним тензором

$$Q = T \otimes \Lambda, \quad (2.16)$$

де \otimes – оператор тензорного множення, а компонентами тензора Q є одновалентний коваріантний тензор середніх затримок пакетів T та одновалентний контраваріантний тензор середніх інтенсивностей потоків Λ в координатних шляхах мережі.

Вираз (2.16) може бути записано в індексній формі:

$$q_j^i = \tau_j \lambda^i, \quad (i, j = \overline{1, n}), \quad (2.17)$$

де τ_j – середня затримка пакетів уздовж j -го координатного шляху (с);

λ^i – середня інтенсивність потоку пакетів, переданого уздовж i -го координатного шляху ($1/c$).

В обраному n -мірному просторі тензор (2.16), (2.17) може бути заданий в одній з двох систем координат. Перша – система координат (СК) гілок мережі

$\{v_k, k = \overline{1, n}\}$, друга – СК лінійно незалежних контурів $\{\pi_i, i = \overline{1, \mu}\}$ і вузлових пар $\{\eta_j, j = \overline{1, \phi}\}$, проєкції тензора в якій будуть позначатися індексом $\pi\eta$.

В рамках тензорного підходу до моделювання ТКМ ключову роль відіграє варіантність використовуваних тензорів, яка визначає правила перетворення його координат при переході від однієї СК до іншої. У роботах [89-94] доведено, що параметри, пов'язані з законом збереження, наприклад, інтенсивність потоку або довжина пакета (при вирішенні завдань фрагментації), є контраваріантними компонентами, тоді як адитивні маршрутні метрики, наприклад, середня затримка та джитер пакетів – коваріантні компоненти тензора.

Як приклад розглянемо випадок, коли процес обслуговування пакетів агрегованого потоку на мережному інтерфейсі маршрутизатора моделюється СМО $M(t)/M(t)/1$ (2.12). За допомогою середовища MATLAB [348-352] було отримано рішення диференціального рівняння (2.12) в аналітичному вигляді:

$$\tau(t) = \frac{1}{\varphi - \lambda} \cdot [(\varphi \cdot W(0, -(\lambda \cdot \exp(-(\lambda + (t - (\lambda + \varphi \cdot \ln(\exp(-(\lambda \cdot (\tau_0 \lambda - \tau_0 \varphi + 1)) / \varphi) \times (\tau_0 \lambda - \tau_0 \varphi + 1))) / (\varphi - \lambda)^2) \cdot (\varphi - \lambda)^2) / \varphi)) / \varphi)) / \lambda + 1], \quad (i = \overline{1, n}), \quad (2.18)$$

де $W(\cdot)$ – W -функція Ламберта;

$\exp(\cdot)$ – експоненціальна функція;

τ_0 – середня затримка пакетів на інтерфейсі маршрутизатора в початковий момент часу.

З метою подальшого тензорного узагальнення математичного опису ТКМ на підставі використання формули (2.18) вирази для розрахунку середньої затримки пакетів конкретного потоку, що протікає з інтенсивністю λ_v^i в каналі, який моделюється i -ю гілкою, представляються в такому вигляді:

$$\tau_i^v(t) = \frac{1}{\lambda_v^i(\varphi_i - \lambda_i)} \times$$

$$\times [(\varphi_i \cdot W(0, -(\lambda_i \cdot \exp(-(\lambda_i + (t - (\lambda_i + \varphi_i \cdot \ln(\exp(-(\lambda_i \cdot (\tau_0 \lambda_i - \tau_0 \varphi_i + 1)) / \varphi_i) \times$$

$$\times (\tau_0 \lambda_i - \tau_0 \varphi_i + 1))) / (\varphi_i - \lambda_i)^2) \cdot (\varphi_i - \lambda_i)^2) / \varphi_i)) / \varphi_i) / \lambda_i + 1] \lambda_v^i, (i = \overline{1, n}), (2.19)$$

де індекс v вказує на тип використовуваної СК, тобто всі параметри в виразі (2.19) віднесені до СК гілок мережі.

Відповідно до постулату другого узагальнення, запропонованого Г. Кроном [98], система рівнянь (2.19) може бути замінена наступним векторним рівнянням

$$\Lambda_v(t) = G_v(t)T_v(t), \quad (2.20)$$

де $\Lambda_v(t)$ та $T_v(t)$ – проекції тензора $\Lambda(t)$ та тензора $T(t)$ в СК гілок відповідно, представлені n -вимірними векторами інтенсивності потоку та середньої затримки пакетів в гілках мережі;

$G_v(t) = \left\| g_v^{ij}(t) \right\|$ – діагональна матриця $n \times n$, елементи якої розраховуються

відповідно до (2.19) та відповідають гілкам $\{v_i, i = \overline{1, n}\}$, тобто

$$g_v^{ii}(t) = \lambda_v^i(\varphi_i - \lambda_i) \times$$

$$\times [(\varphi_i \cdot W(0, -(\lambda_i \cdot \exp(-(\lambda_i + (t - (\lambda_i + \varphi_i \cdot \ln(\exp(-(\lambda_i \cdot (\tau_0 \lambda_i - \tau_0 \varphi_i + 1)) / \varphi_i) \times$$

$$\times (\tau_0 \lambda_i - \tau_0 \varphi_i + 1))) / (\varphi_i - \lambda_i)^2) \cdot (\varphi_i - \lambda_i)^2) / \varphi_i)) / \varphi_i) / \lambda_i + 1]^{-1}, (i = \overline{1, n}). (2.21)$$

Згідно з [98], правила контраваріантного координатного перетворення можуть бути формалізовані несингулярною $n \times n$ матрицею $C_{\pi\eta}^v$:

$$\Lambda_v(t) = C_{\pi\eta}^v \Lambda_{\pi\eta}(t), \quad (2.22)$$

де $\Lambda_{\pi\eta}(t)$ – n -вимірний вектор, який є проекцією тензора $\Lambda(t)$ в СК контурів і вузлових пар.

У свою чергу вектор $\Lambda_{\pi\eta}(t)$ включає компоненти:

$$\Lambda_{\pi\eta}(t) = \begin{bmatrix} \Lambda_{\pi}(t) \\ - \\ \Lambda_{\eta}(t) \end{bmatrix}; \quad \Lambda_{\pi}(t) = \begin{bmatrix} \lambda_{\pi}^1(t) \\ \vdots \\ \lambda_{\pi}^j(t) \\ \vdots \\ \lambda_{\pi}^{\mu}(t) \end{bmatrix}; \quad \Lambda_{\eta}(t) = \begin{bmatrix} \lambda_{\eta}^1(t) \\ \vdots \\ \lambda_{\eta}^p(t) \\ \vdots \\ \lambda_{\eta}^{\phi}(t) \end{bmatrix}, \quad (2.23)$$

де $\Lambda_{\pi}(t)$ – μ -вимірний вектор інтенсивностей потоку в контурах мережі;

$\Lambda_{\eta}(t)$ – ϕ -вимірний вектор інтенсивностей потоку між вузловими парами мережі;

$\lambda_{\pi}^j(t)$ – інтенсивність потоку в контурі π_j мережі;

$\lambda_{\eta}^p(t)$ – інтенсивність потоку, що надходить в мережу і виходить з мережі через вузлову пару η_p .

Проекція $T_{\pi\eta}(t)$ тензора середніх затримок пакетів $T(t)$ в системі координат контурів і вузлових пар представляється n -вимірним вектором з наступною структурою:

$$T_{\pi\eta}(t) = \begin{bmatrix} T_{\pi}(t) \\ - \\ T_{\eta}(t) \end{bmatrix}; \quad T_{\pi}(t) = \begin{bmatrix} \tau_1^{\pi}(t) \\ \vdots \\ \tau_j^{\pi}(t) \\ \vdots \\ \tau_{\mu}^{\pi}(t) \end{bmatrix}; \quad T_{\eta}(t) = \begin{bmatrix} \tau_1^{\eta}(t) \\ \vdots \\ \tau_p^{\eta}(t) \\ \vdots \\ \tau_{\phi}^{\eta}(t) \end{bmatrix}, \quad (2.24)$$

де $\tau_j^{\pi}(t)$, $\tau_p^{\eta}(t)$ – середні затримки пакетів в контурі π_j і між вузловою парою η_p відповідно. Вектори $T_{\pi}(t)$ і $T_{\eta}(t)$ мають розмірність μ і ϕ відповідно.

Коваріантний характер тензора $T(t)$ визначає наступний вигляд закону координатного перетворення:

$$T_v(t) = A_{\pi\eta}^v T_{\pi\eta}(t), \quad (2.25)$$

де $A_{\pi\eta}^v$ – $n \times n$ матриця коваріантного координатного перетворення при переході від СК контурів і вузлових пар до СК гілок.

Матриця $A_{\pi\eta}^v$ пов'язана з матрицею $C_{\pi\eta}^v$ (матрицею контраваріантного координатного перетворення) умовою ортогональності

$$C_{\pi\eta}^v (A_{\pi\eta}^v)^T = I, \quad (2.26)$$

де I – одинична матриця розміру $n \times n$;

$[\cdot]^T$ – оператор транспонування матриці.

Проекції тензорів середніх затримок пакетів та інтенсивностей потоку в СК контурів і вузлових пар пов'язані виразом, аналогічним виразу (2.20) [90, 93]:

$$\Lambda_{\pi\eta}(t) = G_{\pi\eta}(t) T_{\pi\eta}(t). \quad (2.27)$$

Відповідно до зворотної тензорної ознаки, тензор G – це двічі контраваріантний метричний тензор, проекції якого при зміні координатної системи його розгляду перетворяться наступним чином:

$$G_{\pi\eta}(t) = (A_{\pi\eta}^v)^T G_v(t) A_{\pi\eta}^v, \quad (2.28)$$

де $G_{\pi\eta}(t)$ – проекція тензора $G(t)$ в СК контурів і вузлових пар. Координати цієї матриці є функцією часу, тому що координати G_v (2.21) залежать від часу спостереження за станом інтерфейсу.

Маючи в своєму розпорядженні детальну структуру векторів (2.23) і (2.24), а також враховуючи, що зовнішній трафік в транзитних маршрутизаторах відсутній, а контурні затримки для уникнення зациклення пакетів необхідно прирівняти до нуля ($T_{\pi}(t) = 0$), в роботах [90, 93] з виразу (2.27) отримані умови забезпечення якості обслуговування за середньою затримкою τ_{req} та швидкістю передачі пакетів λ_{req} :

$$\lambda_{req} \leq \left(G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle}(t) - G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle}(t) \left[G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle}(t) \right]^{-1} G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle}(t) \right) \tau_{req} \quad (2.29)$$

при

$$G_{\pi\eta}(t) = \left\| \begin{array}{c|c} G_{\pi\eta}^{\langle 1 \rangle}(t) & G_{\pi\eta}^{\langle 2 \rangle}(t) \\ \hline G_{\pi\eta}^{\langle 3 \rangle}(t) & G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}(t) \end{array} \right\|; \quad G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}(t) = \left\| \begin{array}{c|c} G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle}(t) & G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle}(t) \\ \hline G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle}(t) & G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle}(t) \end{array} \right\|, \quad (2.30)$$

де $G_{\pi\eta}^{\langle 1 \rangle}(t)$ – квадратна підматриця розміру $\mu \times \mu$;

$G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}(t)$ – квадратна підматриця розміру $\phi \times \phi$;

$G_{\pi\eta}^{\langle 2 \rangle}(t)$ – підматриця розміру $\mu \times \phi$;

$G_{\pi\eta}^{\langle 3 \rangle}(t)$ – підматриця розміру $\phi \times \mu$;

$G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle}(t)$ – перший елемент матриці $G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}(t)$;

$G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle}(t)$ – підматриця матриці $G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}(t)$ розміру $1 \times (\phi - 1)$;

$G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle}(t)$ – підматриця матриці $G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}(t)$ розміру $(\phi - 1) \times 1$;

$G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle}(t)$ – підматриця матриці $G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}(t)$ розміру $(\phi - 1) \times (\phi - 1)$;

$[\cdot]^{-1}$ – операція обернення матриці.

Як показано в роботах [90, 93, 94], виконання вимог щодо $T_{\pi} = 0$ в (2.24) також гарантує мінімальну й однакову для всіх шляхів міжкінцеву затримку для вибраної пари відправник-одержувач пакетів. Це також сприяє мінімізації багатошляхового джитера (варіації затримки) пакетів.

Самі умови (2.29) з урахуванням їх інваріантного характеру, що властиво тензорній методології дослідження, залишилися незмінними [90, 93, 94]. Проте розрахунок координат матриць – проєкцій метричного тензора G істотно видозмінений, а відповідно до виразів (2.21) і (2.28) тепер вони є функціями часу. Це дозволяє мати в розпорядженні більш точні оцінки щодо виконання (невиконання) умов забезпечення якості обслуговування в кожен конкретний момент часу функціонування інтерфейсів, а не тільки для стаціонарного режиму їх роботи, який в рамках обраного таймера оновлення маршрутних таблиць може і не настати (рис. 2.2).

2.6. Дослідження запропонованої динамічної тензорної моделі багатошляхової QoS-маршрутизації в різних режимах роботи мережних інтерфейсів, представленої в системі координат контурів і вузлових пар

Продемонструємо особливості вирішення завдання QoS-маршрутизації з використанням динамічної тензорної моделі (2.1)-(2.30) для прикладу мережної структури, показаної на рис. 2.3. Нехай мережа складається з п'яти маршрутизаторів і шести каналів зв'язку (рис. 2.3). У розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності. Припустимо, що пакети передаються від першого маршрутизатора до п'ятого.

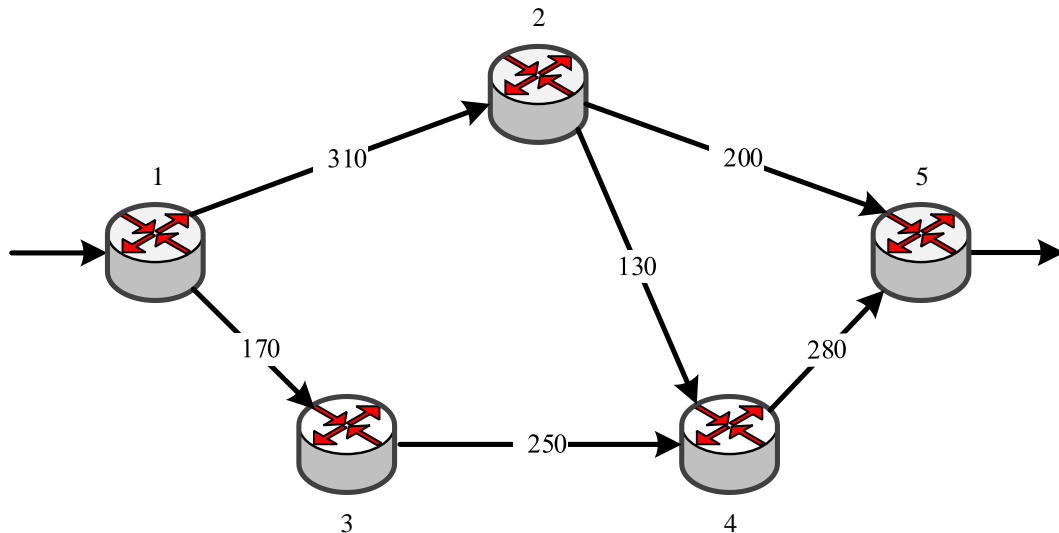


Рис. 2.3. Приклад вихідної структури телекомунікаційної мережі

В ході дослідження проводився аналіз впливу завантаженості каналів зв'язку (ρ) та мережі в цілому на динаміку зміни середньої міжкінцевої затримки пакетів. У табл. 2.2 наведені варіанти QoS-вимог до швидкості передачі (λ_{req}) і середньої міжкінцевої затримки пакетів (τ_{req}). В процесі розрахунку передбачалося, що початкові значення середньої затримки пакетів (τ_0) на кожному з інтерфейсів маршрутизаторів мережі були відомі (табл. 2.3).

Таблиця 2.2

Варіанти QoS-вимог до швидкості передачі пакетів і середньої міжкінцевої затримки пакетів

Номер варіанта розрахунку	Значення таймера оновлення маршрутів	Вимоги до швидкості передачі пакетів, λ_{req}	Вимоги до середньої міжкінцевої затримки пакетів, τ_{req}
1	30 с	450 1/с	150 мс
2	30 с	460 1/с	220 мс
3	30 с	470 1/с	410 мс
4	14 с	470 1/с	400 мс

Таблиця 2.3

Початкові значення середньої затримки пакетів на кожному з інтерфейсів маршрутизаторів мережі

Номер інтерфейсу	(1, 2)	(1, 3)	(2, 4)	(3, 4)	(2, 5)	(4, 5)
τ_0	150 мс	200 мс	100 мс	300 мс	250 мс	100 мс

В разі, коли бралися до уваги QoS-вимоги для першого варіанту розрахунку (табл. 2.2), виконання умови (2.29) для стаціонарного режиму роботи інтерфейсів, наприклад, для моменту часу $t=30$ с забезпечило такий порядок багатошляхової маршрутизації пакетів потоку (рис. 2.4), при якому середня міжкінцева затримка, обчислена уздовж всіх (трьох) шляхів, була однаковою та дорівнювала 146,2 мс. Числові значення, зазначені в розривах каналів зв'язку, мають наступний фізичний зміст (зверху вниз): інтенсивність потоку пакетів / пропускна здатність каналу зв'язку / середня затримка пакетів.

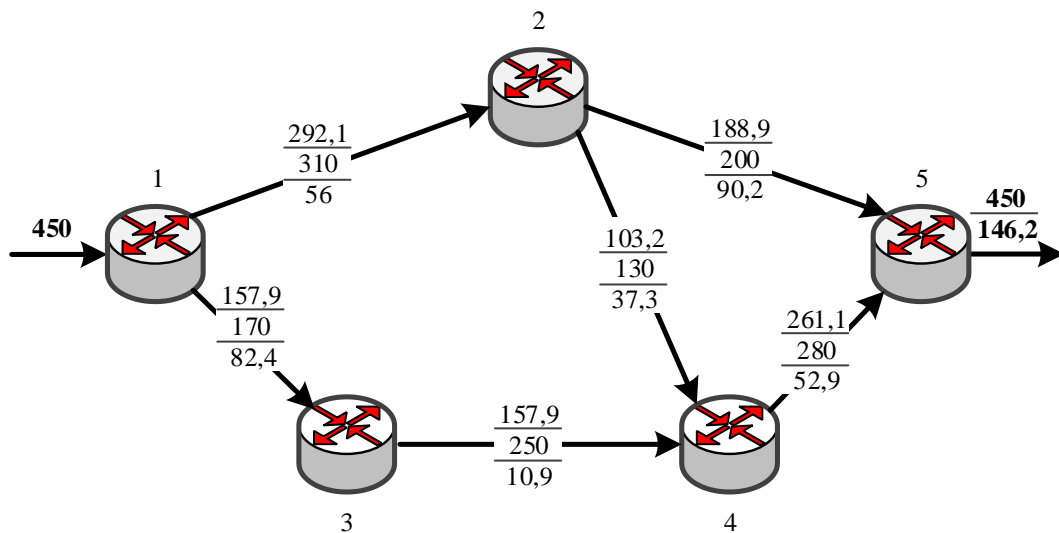


Рис. 2.4. Порядок багатошляхової QoS-маршрутизації в мережі, що моделюється, при $\lambda_{req} = 450$ 1/с і $\tau_{req} = 150$ мс (середня затримка на інтерфейсах отримана на момент часу 30 с)

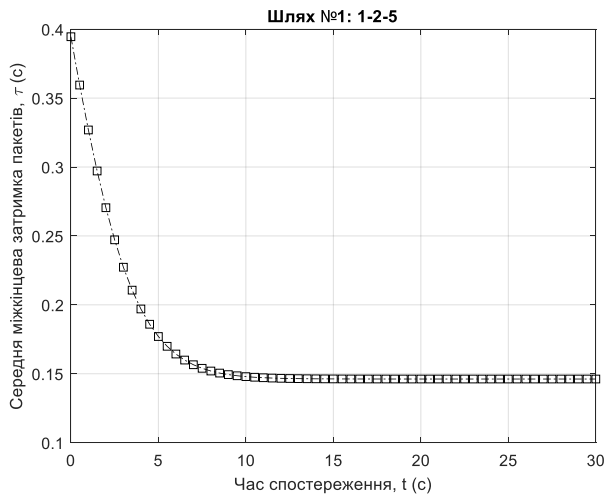
При цьому характеристика розрахованих шляхів, отриманих відповідно до моделі (2.1)-(2.30), наступна (рис. 2.4):

- шлях №1: 1→2→5; інтенсивність потоку пакетів – 188,9 1/с; середня міжкінцева затримка в стаціонарному режимі роботи інтерфейсу – 146,2 мс;
- шлях №2: 1→3→4→5; інтенсивність потоку пакетів – 157,9 1/с; середня міжкінцева затримка в стаціонарному режимі роботи інтерфейсу – 146,2 мс;
- шлях №3: 1→2→4→5; інтенсивність потоку пакетів – 103,2 1/с; середня міжкінцева затримка в стаціонарному режимі роботи інтерфейсу – 146,2 мс.

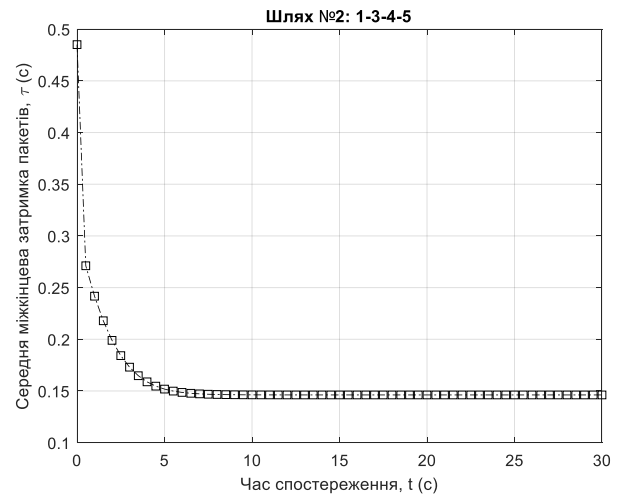
Для цього варіанту вихідних даних коефіцієнт завантаженості каналів зв'язку (ρ) змінювався в діапазоні від 0,63 до 0,94, а середня міжкінцева затримка пакетів (рис. 2.5) сходилася до свого граничного (сталого) значення в стаціонарному режимі роботи інтерфейсів (146,2 мс) від 8 с (для шляху №3) до 15 с (для шляху №1).

Нехай таймер оновлення маршрутних таблиць становить, наприклад, 30 с (відповідно до протоколу маршрутизації RIP), тобто протягом цього часу порядок маршрутизації пакетів не змінюється. Таким чином, маршрутне рішення (рис. 2.4), яке отримане для стаціонарного режиму роботи інтерфейсів маршрутизаторів ТКМ, не забезпечить задоволення QoS-вимог на всьому протязі таймеру оновлення маршрутних таблиць, бо умова (2.29) виконується лише на 73% цього часового інтервалу (рис. 2.5 г). Тобто на практиці цей QoS-запит повинен отримати відмову в обслуговуванні.

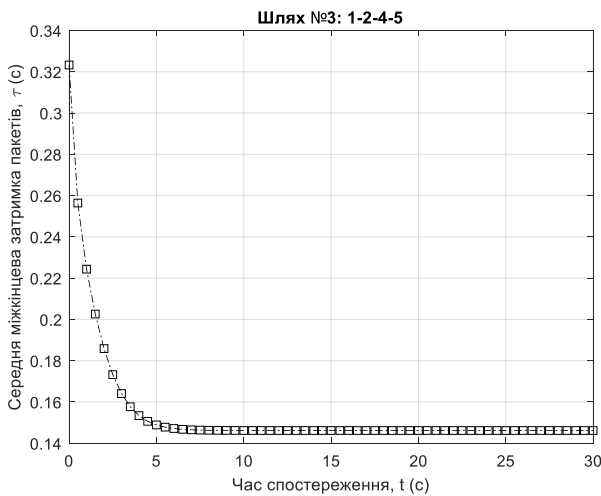
Зі збільшенням навантаження на мережу, тобто при реалізації QoS-вимог відповідно до другого варіанту розрахунку (табл. 2.2), коефіцієнт завантаженості каналів зв'язку мережі вже варіювався в межах $\rho = 0,65 \dots 0,96$, а середня міжкінцева затримка пакетів (рис. 2.6) сходилася до свого сталого значення (212,3 мс) на протязі 20 с, що вже становило близько 66% від тривалості таймера оновлення маршрутних таблиць.



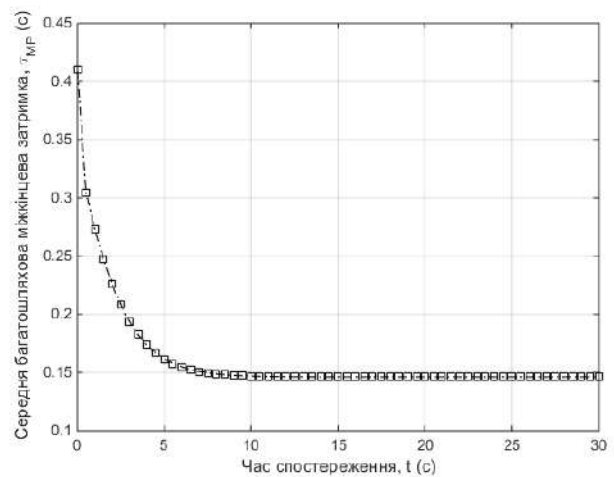
а) для першого шляху



б) для другого шляху

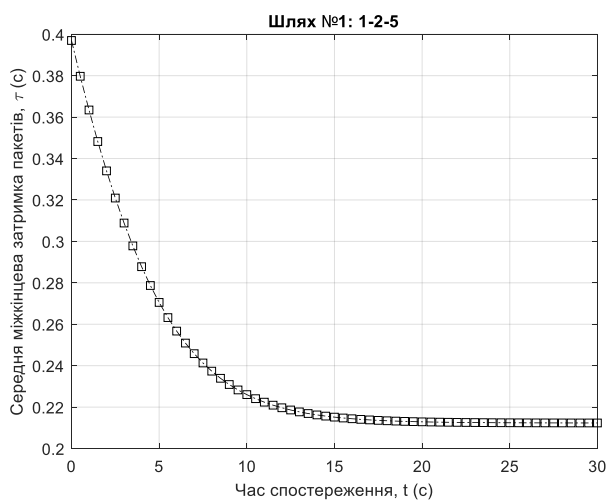


в) для третього шляху

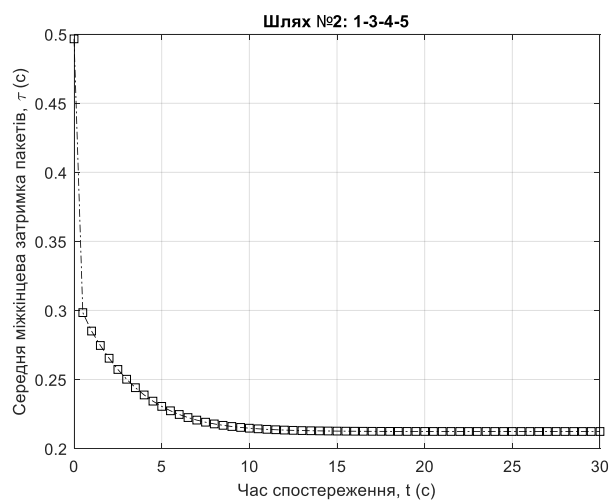


г) для мультишляху

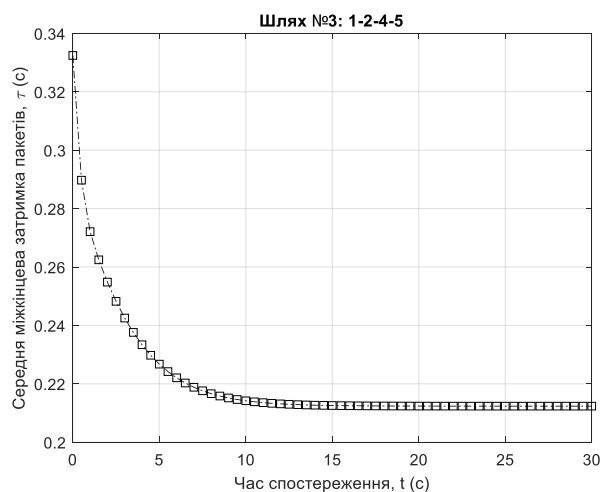
Рис. 2.5. Динаміка зміни середньої міжкінцевої затримки пакетів уздовж всіх трьох шляхів передачі пакетів (а, б, в) та мультишляху в цілому (г) протягом таймера тривалістю 30 с (значення середньої міжкінцевої затримки для кожного шляху в стаціонарному режимі 146,2 мс при $\rho=0,63\dots0,94$)



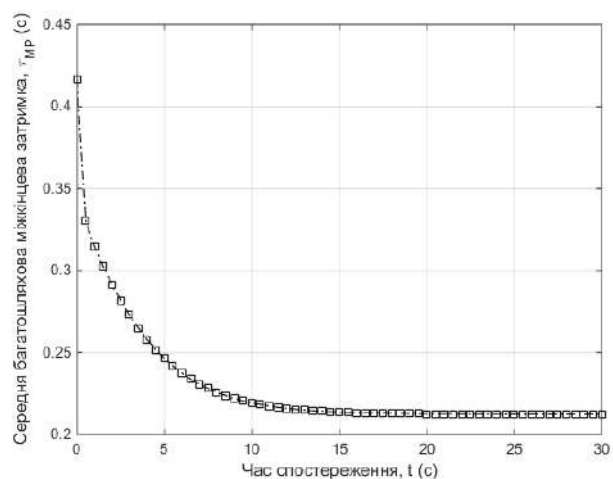
а) для першого шляху



б) для другого шляху



в) для третього шляху



г) для мультишляху

Рис. 2.6. Динаміка зміни середньої міжкінцевої затримки пакетів уздовж всіх трьох шляхів передачі пакетів (а, б, в) та мультишляху в цілому (г) протягом таймера тривалістю 30 с (значення середньої міжкінцевої затримки для кожного шляху в стаціонарному режимі 212,3 мс при $\rho=0,65\dots0,96$)

На рис. 2.7 показано порядок багатошляхової маршрутизації пакетів, при якому їх середня міжкінцева затримка, обчислена уздовж всіх (трьох) шляхів, дорівнювала 212,3 мс. В цьому випадку (рис. 2.7) розбіжність в значеннях середньої затримки пакетів, отриманих в перехідному та стаціонарному режимах, становило в середньому від 9,4% (для третього шляху) до 19,1% (для першого шляху).

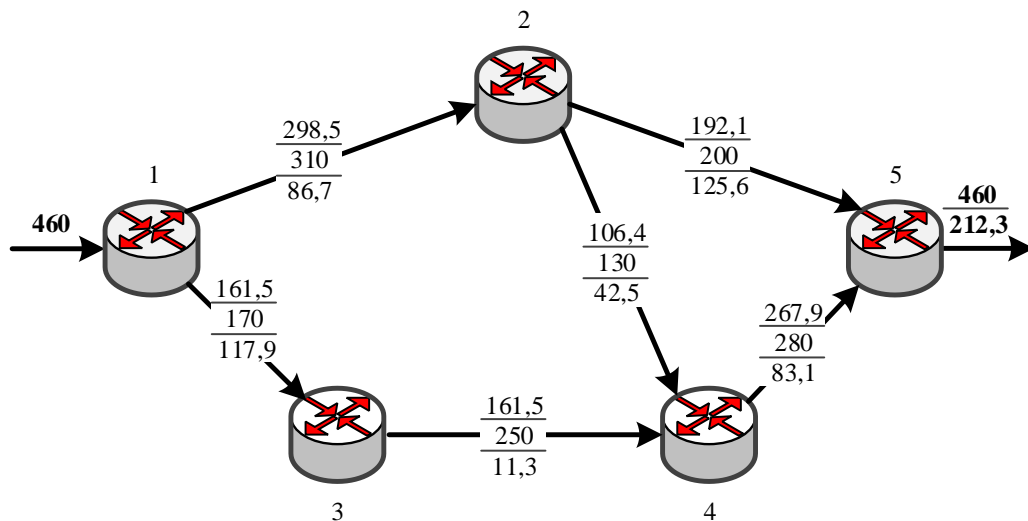
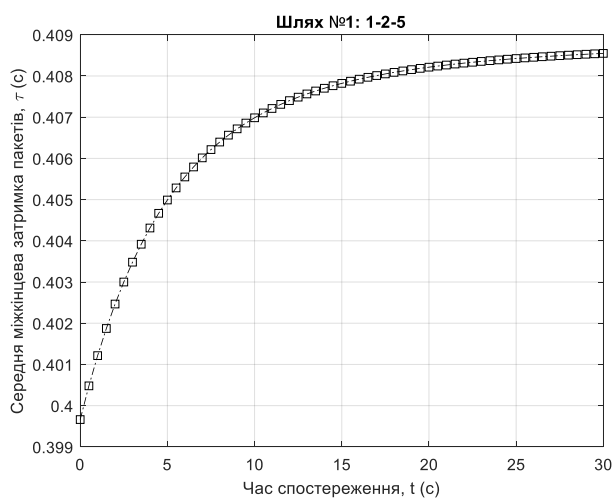


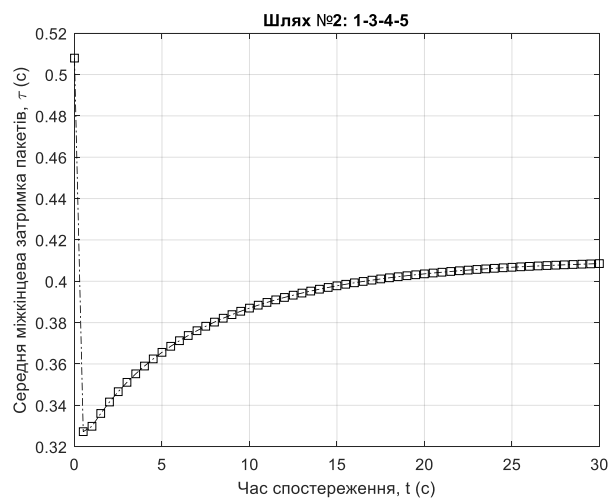
Рис. 2.7. Порядок багатошляхової QoS-маршрутизації в мережі, що моделюється, при $\lambda_{req} = 460$ 1/с і $\tau_{req} = 220$ мс (середня затримка на інтерфейсах отримана на момент часу 30 с)

При подальшому підвищенні завантаженості мережі ($\lambda_{req} = 470$ 1/с, $\rho = 0,66 \dots 0,98$), що відповідало результатам третього варіанту розрахунку (табл. 2.2), середня міжкінцева затримка пакетів (рис. 2.8) протягом тривалості таймера (періоду спостереження 30 с) не встигала зійтись до свого сталого значення для всіх розглянутих маршрутів.

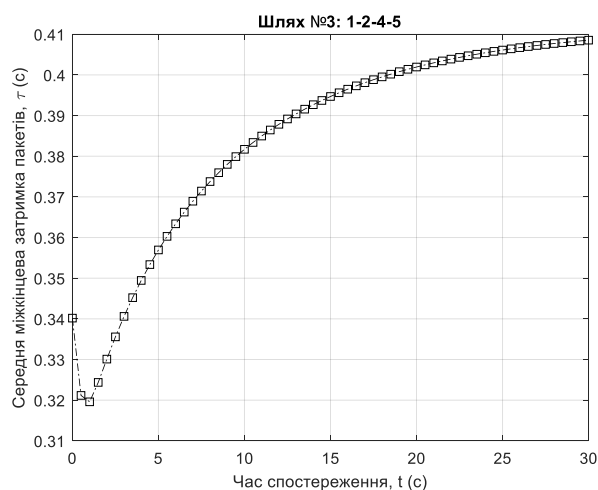
Крім того, на відміну від перших двох розглянутих випадків при високій завантаженості інтерфейсів в нестаціонарному режимі їх роботи спостерігалися елементи коливального процесу (рис. 2.8 б і рис. 2.8 в) в зміні середньої міжкінцевої затримки пакетів протягом таймера оновлення маршрутних таблиць.



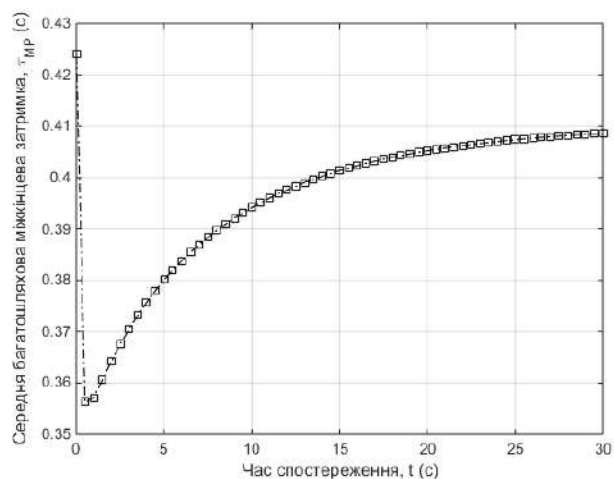
а) для першого шляху



б) для другого шляху



в) для третього шляху



г) для мультишляху

Рис. 2.8. Динаміка зміни середньої міжкінцевої затримки пакетів уздовж всіх трьох шляхів передачі пакетів (а, б, в) та мультишляху в цілому (г) протягом таймера тривалістю 30 с (значення середньої міжкінцевої затримки для кожного шляху в момент часу спостереження 30 с становило 408,5 мс при $\rho=0,66\dots0,98$)

Подібні фактори на практиці можуть викликати непередбачувані наслідки при забезпеченні QoS за обраними показниками, оцінюваними для стаціонарного режиму. В цьому випадку розбіжність в значеннях середньої затримки пакетів становила в середньому від 0,41% (для першого шляху) до 5,93% (для третього шляху), що визначалося близькістю початкових значень середньої затримки пакетів на інтерфейсах (табл. 2.2) та її значень на кінець маршрутного таймера (30 с). Як приклад на рис. 2.9 показано порядок багатозляхової маршрутизації пакетів, при якому середня міжкінцева затримка, обчислена уздовж всіх (трьох) шляхів на момент часу 30 с, дорівнювала 408,5 мс. Тобто при значенні таймеру оновлення маршрутних таблиць в 30 с QoS-вимоги (табл. 2.2) виконувались.

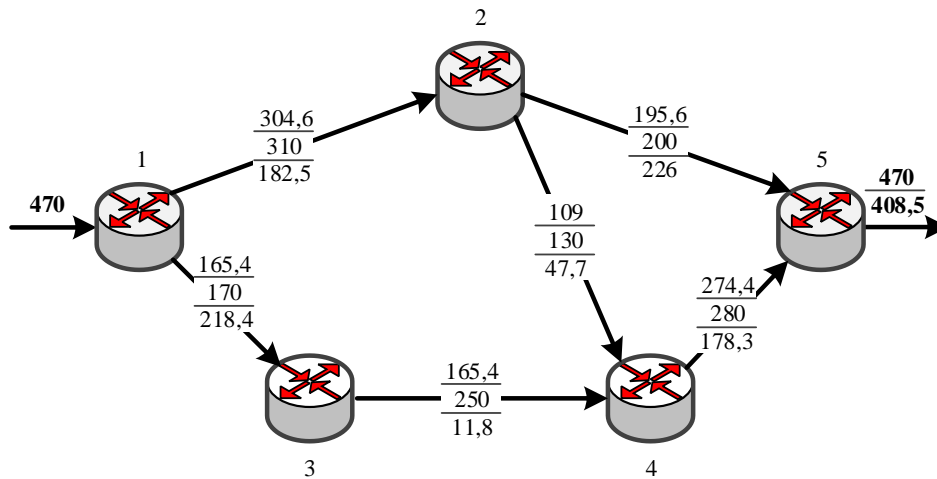
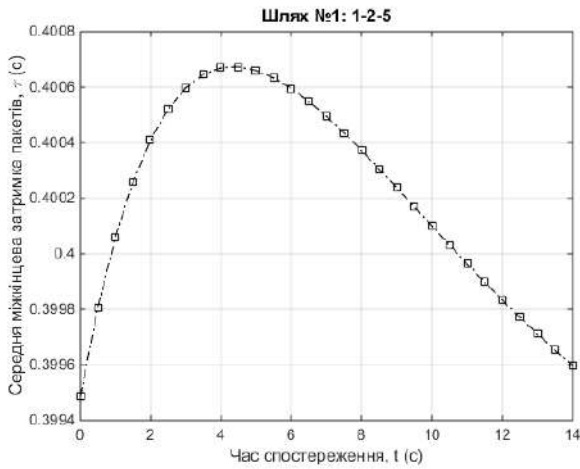
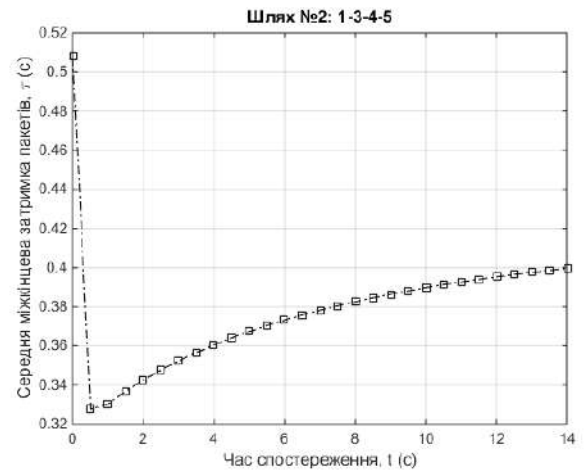


Рис. 2.9. Порядок багатозляхової QoS-маршрутизації в мережі, що моделюється, при $\lambda_{req} = 470$ 1/с і $\tau_{req} = 410$ мс (середня затримка на інтерфейсах отримана на момент часу 30 с)

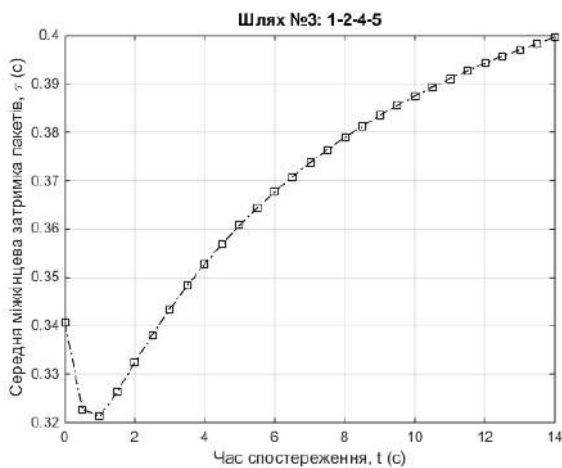
Варто зазначити, що при підвищенні QoS-вимог ($\tau_{req} = 400$ мс) та зменшенні періоду оновлення маршрутних таблиць, наприклад, до 14 с, що може мати місце при маршрутизації за вимогою в протоколах стану каналів (OSPF, IS-IS), маршрутне рішення, отримане для стаціонарного режиму роботи інтерфейсів, вже не забезпечить виконання QoS-вимог та призведе до відмови в обслуговуванні (рис. 2.10).



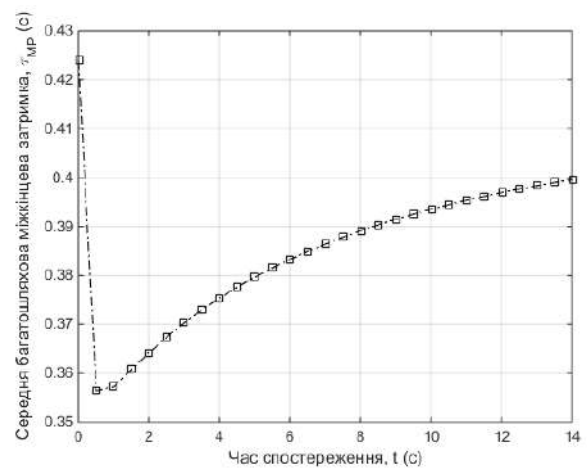
а) для першого шляху



б) для другого шляху



в) для третього шляху



г) для мультишляху

Рис. 2.10. Динаміка зміни середньої міжкінцевої затримки пакетів уздовж всіх трьох шляхів передачі пакетів (а, б, в) та мультишляху в цілому (г) протягом таймера тривалістю 14 с (значення середньої міжкінцевої затримки для кожного шляху в момент часу спостереження 14 с становило 399,6 мс при $\rho=0,66\dots0,98$)

В цьому випадку сталі значення середньої багатопляхової міжкінцевої затримки пакетів залишаться незмінним (408,5 мс), проте реальне значення середньої багатопляхової міжкінцевої затримки на 14-й секунді спостереження за станом мережі складало 399,6 мс. На рис. 2.11 показано порядок багатопляхової маршрутизації пакетів, при якому середня міжкінцева затримка, обчислена уздовж всіх (трьох) шляхів на момент часу 14 с, дорівнювала 399,6 мс, тобто при значенні таймеру оновлення маршрутних таблиць в 14 с QoS-вимоги (четвертий варіант в табл. 2.2) виконувались.

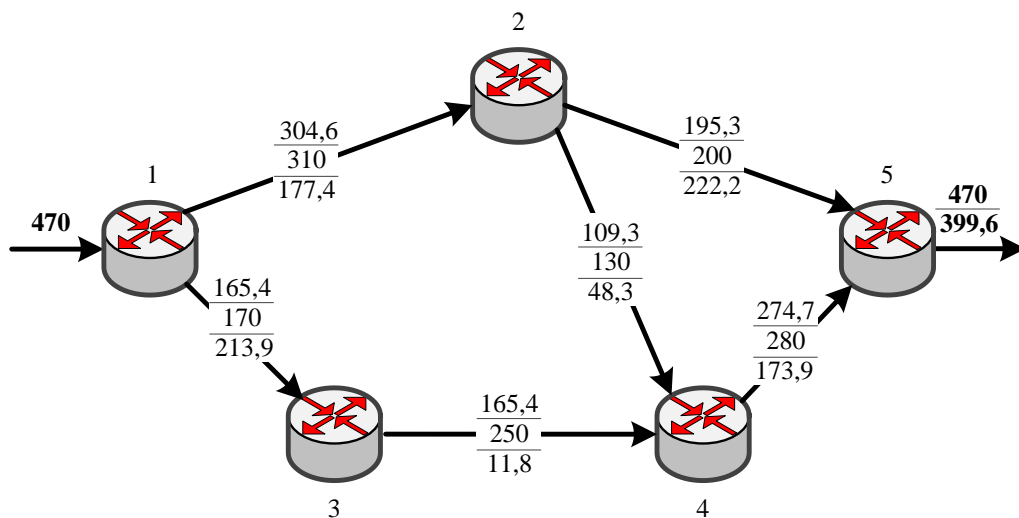


Рис. 2.11. Порядок багатопляхової QoS-маршрутизації в мережі, що моделюється, при $\lambda_{req} = 470$ 1/с і $\tau_{req} = 400$ мс (середня затримка на інтерфейсах отримана на момент часу 14 с)

Таким чином, продемонстрований приклад показав, що врахування динаміки зміни стану інтерфейсів, як з точки зору середньої довжини черги, так і середньої затримки пакетів на інтерфейсі, призводить до можливості більш точних оцінок міжкінцевої якості обслуговування. Це актуально з причини того, що реальні значення QoS-показників не завжди відповідали значенням, які отримані для стаціонарного режиму роботи мережних інтерфейсів та ТКМ в цілому. Тому використання умов забезпечення якості обслуговування (2.29) з динамічними тензорними метриками (2.21) особливо ефективно в умовах

високої завантаженості мережі (її мережних інтерфейсів), жорстких вимог щодо середньої міжкінцевої затримки та швидкості передачі пакетів (рис. 2.6 та рис. 2.8) та високої динаміки оновлення маршрутних таблиць (рис. 2.10).

Варто окремо зазначити, що використання тензорної моделі багатошляхової QoS-маршрутизації, представленої в базисі контурів і вузлових пар, дозволяє забезпечити виконання умов (2.29) щодо значень середньої багатошляхової міжкінцевої затримки пакетів та швидкості їх передачі навіть у випадку, коли вздовж деяких окремих шляхів середня затримка й перевищує допустиме значення (τ_{req}). Це продемонстровано на рис. 2.10 а), коли вздовж першого шляху 1-2-5 середня затримка пакетів на інтервалі таймера оновлення маршрутів з першої по одинадцяті секунди перевищувала $\tau_{req} = 400$ мс. Проте на підставі ефективного балансування навантаження за всіма шляхами, пов'язаного з виконанням умов (2.29), вдалось забезпечити QoS за показниками багатошляхової міжкінцевої затримки пакетів та швидкості їх передачі на всьому протязі таймера оновлення маршрутних таблиць (рис. 2.10 г).

Однак, як показано на рис. 2.5 та рис. 2.6, виконання умов (2.29) на фінальному моменті часу таймера оновлення маршрутних таблиць не гарантує виконання QoS-вимог на всьому його протязі, так як неможливо забезпечити виконання умови $T_{\pi}(t) = 0$ в кожний поточний інтервал часу при розв'язанні оптимізаційної задачі щодо розрахунку маршрутних змінних. Це є суттєвим обмеженням у використанні динамічної тензорної моделі багатошляхової QoS-маршрутизації, представленої в базисі контурів і вузлових пар.

У зв'язку з тим, що на виконання QoS-вимог (2.29) впливає не тільки обрана стратегія багатошляхової маршрутизації, але й порядок розподілу пропускної здатності каналів зв'язку між класами окремих потоків, що відображається на значеннях динамічних тензорних метрик (2.21), то нижче представлена та проаналізована динамічна тензорна модель управління трафіком в телекомунікаційній мережі з підтримкою різних класів обслуговування, представлена в базисі контурів і вузлових пар.

2.7. Динамічна тензорна модель управління трафіком в телекомунікаційній мережі з підтримкою різних класів обслуговування, представлена в базисі контурів і вузлових пар

Розглянемо особливості розв'язання задачі управління трафіком з підтримкою різних класів обслуговування, ґрунтуючись на динамічній тензорній моделі, яка представлена в базисі контурів і вузлових пар. Під управлінням трафіком в даному підрозділі буде розумітись погоджене розв'язання мережних задач щодо маршрутизації та розподілу пропускної здатності каналів зв'язку ТКМ між потоками пакетів різних класів (пріоритетів) (табл. 1.6).

Нехай, як і в підрозділі 2.2, структура ТКМ описується одновимірною мережею $S = (U, V)$. Тоді результат розв'язання задачі маршрутизації буде представлено множиною маршрутних змінних $x_{i,j}^{k_p}$, кожна з яких характеризує частку інтенсивності k -го потоку p -го класу ($p = \overline{1, P}$, $k_p \in K_p$, $K_p \in K$, де K – множина потоків в мережі, а K_p – множина потоків p -го класу) від i -го до j -го маршрутизатора через відповідний j -й інтерфейс.

В даному випадку умови збереження потоку для маршрутизаторів відправника та одержувача, а також транзитних вузлів, можуть бути представлені у вигляді [78, 79]:

$$\begin{cases} \sum_{j:(i,j) \in V} x_{i,j}^{k_p} - \sum_{j:(j,i) \in V} x_{j,i}^{k_p} = 1, k_p \in K_p, i = s_{k_p}; \\ \sum_{j:(i,j) \in V} x_{i,j}^{k_p} - \sum_{j:(j,i) \in V} x_{j,i}^{k_p} = 0, k_p \in K_p, i \neq s_{k_p}, d_{k_p}; \\ \sum_{j:(i,j) \in V} x_{i,j}^{k_p} - \sum_{j:(j,i) \in V} x_{j,i}^{k_p} = -1, k_p \in K_p, i = d_{k_p}, \end{cases} \quad (2.31)$$

де s_{k_p} – вузол-відправник;

d_{k_p} – вузол-отримувач для k -го потоку p -го класу.

Для реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації з балансуванням навантаження на керуючі (маршрутні) змінні накладаються наступні обмеження:

$$0 \leq x_{i,j}^{k_p} \leq 1. \quad (2.32)$$

Передумовою для забезпечення керованості процесу маршрутизації є запобігання перевантаження КЗ за пропускнуою здатністю:

$$\sum_{k_p \in K_p} \lambda_{req}^{k_p} x_{i,j}^{k_p} \leq y_{i,j}^p \Phi_{i,j}, \quad (i,j) \in V, \quad (2.33)$$

де $\lambda_{req}^{k_p}$ – середня інтенсивність k -го потоку p -го класу на вході мережі;

$y_{i,j}^p$ – керуюча змінна, яка характеризує частку пропускнуої здатності $\Phi_{i,j}$,

що виділяється для потоків p -го класу.

На ці змінні відповідно до їх фізичного змісту також накладаються умови:

$$0 \leq y_{i,j}^p \leq 1, \quad (i,j) \in V, \quad p = \overline{1, P}. \quad (2.34)$$

На практиці значення змінних (2.34), які виражені у відсотках, фактично є керуючими параметрами при налаштуванні механізмів обслуговування класових черг CBQ, CBWFQ або LLQ за допомогою команд `bandwidth` та `priority`.

Тоді у ході розв'язання задачі управління трафіком необхідно, наприклад, мінімізувати цільову функцію наступного вигляду:

$$J = \sum_{(i,j) \in V} \sum_{p \in P} \sum_{k_p \in K_p} h_{i,j}^{x_p} \cdot \lambda_{req}^{k_p} \cdot x_{i,j}^{k_p} + \sum_{(i,j) \in V} \sum_{p \in P} h_{i,j}^{y_p} \cdot y_{i,j}^p \cdot \Phi_{i,j}, \quad (2.35)$$

де $h_{i,j}^{x_p}$ – маршрутна метрика каналу зв'язку між i -м та j -м вузлами ТКМ;

$h_{i,j}^{y_p}$ – метрика розподілу пропускнуої здатності за потоками різних класів.

В рамках тензорного узагальнення як модель динаміки змін стану інтерфейсу маршрутизатора ТКМ, як і раніше (підрозділ 2.4), була обрана математична модель, заснована на використанні системи нелінійних диференціальних рівнянь стану мережі, отриманих за допомогою PSFFA M/G/1 [308, 310].

Наприклад, при використанні СМО M/M/1 в рамках цієї апроксимації диференціальне рівняння середньої затримки пакетів потоків p -го класу як функції часу може бути записане наступним чином:

$$\frac{d\tau_{i,j}^p(t)}{dt} = 1 - \Phi_{i,j}^p \left(\frac{\tau_{i,j}^p(t)}{\lambda_{i,j}^p \tau_{i,j}^p(t) + 1} \right), \quad (2.36)$$

де $\Phi_{i,j}^p = y_{i,j}^p \phi_{i,j}$ – пропускна здатність каналу (i, j) , що виділяється для потоків p -го класу;

$$\lambda_{i,j}^p = \sum_{k_p \in K_p} \lambda_{req}^{k_p} \cdot x_{i,j}^{x_p} - \text{сумарна інтенсивність потоків } p\text{-го класу в}$$

каналі (i, j) .

Тоді як при використанні СМО M/D/1 апроксимація (2.36) приймає вид:

$$\frac{d\tau_{i,j}^p(t)}{dt} = 1 - \Phi_{i,j}^p \left(\left(\lambda_{i,j}^p \tau_{i,j}^p(t) + 1 \right) - \sqrt{\left(\lambda_{i,j}^p \tau_{i,j}^p(t) \right)^2 + 1} \right) / \lambda_{i,j}^p. \quad (2.37)$$

Як і в підрозділі 2.5, структура мережі визначає анізотропний простір, утворений множиною контурів і вузлових пар, розмірність якого визначається загальним числом гілок в мережі та дорівнює n [98]. Проте аналітично отриманий розв'язок диференціального рівняння (2.36) для СМО M/M/1 з урахуванням необхідності передачі потоків різних класів в телекомунікаційній мережі з використанням середовища MatLab виглядає наступним чином [348]:

$$\begin{aligned}
\tau_{i,j}^P(t) = & \frac{1}{\varphi_{i,j}^P - \lambda_{i,j}^P} \cdot [(\varphi_{i,j}^P \cdot W(0, -(\lambda_{i,j}^P \cdot \exp(-(\lambda_{i,j}^P + \\
& +(t - (\lambda_{i,j}^P + \varphi_{i,j}^P \cdot \ln(\exp(-(\lambda_{i,j}^P \cdot (\tau_0 \lambda_{i,j}^P - \tau_0 \varphi_{i,j}^P + 1)) / \\
& / \varphi_{i,j}^P) \cdot (\tau_0 \lambda_{i,j}^P - \tau_0 \varphi_{i,j}^P + 1))) / (\varphi_{i,j}^P - \lambda_{i,j}^P)^2) \times \\
& \times (\varphi_{i,j}^P - \lambda_{i,j}^P)^2) / \varphi_{i,j}^P)) / \varphi_{i,j}^P) / \lambda_{i,j}^P + 1]. \quad (2.38)
\end{aligned}$$

Тоді умови забезпечення якості обслуговування в рамках динамічної тензорної моделі (2.31)-(2.38), яка підтримує різні класи потоків та кількісні вимоги до середньої міжкінцевої затримки $\tau_{req}^{k_p}$ і середньої швидкості пакетів $\lambda_{req}^{k_p}$ (інтенсивності k -го потоку p -го класу) за аналогією з (2.29) можуть бути сформульовані в наступному вигляді [90, 93]:

$$\lambda_{req}^{k_p} \leq \left(G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle}(t) - G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle}(t) \left[G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle}(t) \right]^{-1} G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle}(t) \right) \tau_{req}^{k_p}, \quad (2.39)$$

в яких модифікуються лише динамічні тензорні метрики (2.21) відповідно до (2.38), що впливають на проєкції метричного тензора

$$G_{\pi\eta}(t) = \left\| \begin{array}{c|c} G_{\pi\eta}^{\langle 1 \rangle}(t) & G_{\pi\eta}^{\langle 2 \rangle}(t) \\ \hline G_{\pi\eta}^{\langle 3 \rangle}(t) & G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}(t) \end{array} \right\|; \quad G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}(t) = \left\| \begin{array}{c|c} G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle}(t) & G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle}(t) \\ \hline G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle}(t) & G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle}(t) \end{array} \right\|.$$

2.8. Аналіз динаміки процесу управління трафіком в телекомунікаційній мережі з підтримкою різних класів обслуговування за допомогою запропонованої тензорної моделі

Особливості аналізу динаміки процесу управління трафіком в T з підтримкою різних класів обслуговування за допомогою запропонованої

тензорної моделі (2.31)-(2.39) будуть продемонстровані на наступному розрахунковому прикладі. Нехай структура мережі представлена на рис. 2.12 і містить 5 вузлів (маршрутизаторів) та 6 каналів зв'язку. Крім того, в розривах каналів зв'язку вказано їх пропускні здатності.

Припустимо, що необхідно передати пакети двох потоків різних класів між вузлами відправником та одержувачем, якими є вузли 1 і 5 відповідно. Обидва потоки мають інтенсивність 470 1/с, але різні вимоги щодо якості обслуговування: середня міжкінцева затримка пакетів складає 150 мс для потоку першого класу і 400 мс для потоку другого класу.

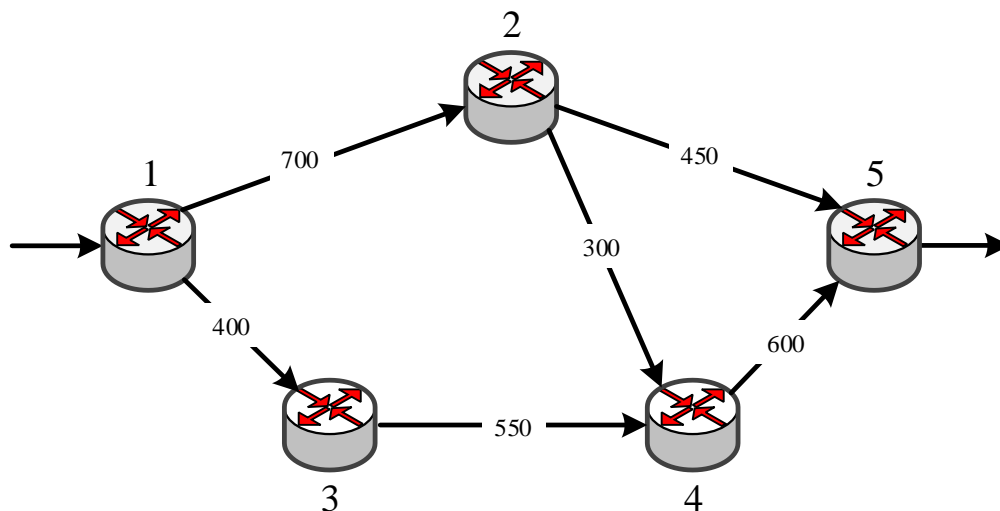


Рис. 2.12. Приклад вихідної структури телекомунікаційної мережі

Вихідні дані для обох класів потоків, які використовуються в рамках дослідження, показано в табл. 2.4.

Розрахунок керуючих змінних при розв'язанні оптимізаційної задачі, представленої цільовою функцією (2.35) з урахуванням обмежень (2.31)-(2.34) та умови (2.39), виконувався за допомогою Optimization Toolbox середовища MATLAB [351, 352]. Згідно з умовами забезпечення QoS-гарантій щодо якості обслуговування для потоків різних класів, представлених нерівністю (2.39), передача обох потоків пакетів може бути реалізована з контролем міжкінцевих затримок вздовж всіх розрахованих шляхів (рис. 2.13, рис. 2.14).

Таблиця 2.4

Вихідні данні та результати дослідження динамічної тензорної моделі управління трафіком в ТКМ з підтримкою різних класів обслуговування

Канал зв'язку	Пропускна здатність (1/с)	Пропускна здатність, виділена для потоку першого класу (1/с), $\lambda_{req}^1=470$ 1/с, $\tau_{req}^1=150$ мс	Пропускна здатність, виділена для потоку другого класу (1/с), $\lambda_{req}^2=470$ 1/с, $\tau_{req}^2=400$ мс
(1, 2)	700	320	310
(1, 3)	400	180	170
(2, 4)	300	140	130
(3, 4)	550	260	250
(2, 5)	450	210	200
(4, 5)	600	290	281

При цьому в розривах каналів зв'язку вказано зверху вниз результати розв'язання задачі управління трафіком: пакетна швидкість (1/с) / пропускна здатність каналу зв'язку, яка виділена для потоку заданого класу (1/с) / середня затримка пакетів потоку відповідного класу (мс).

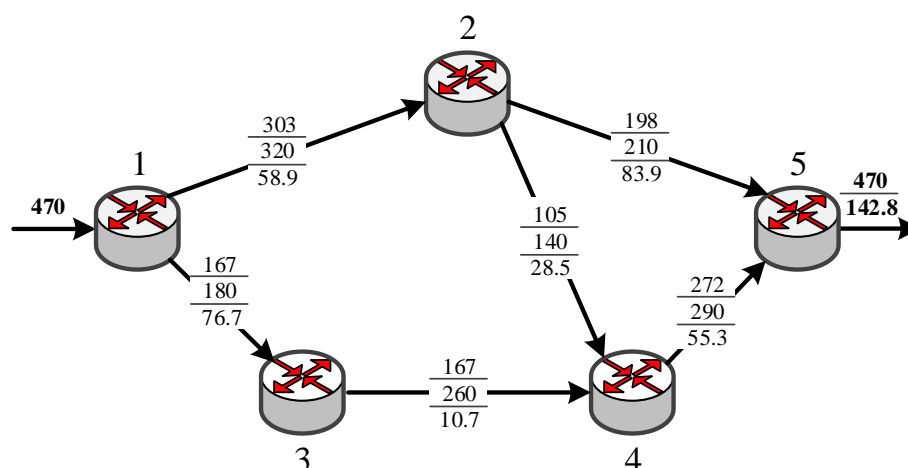


Рис. 2.13. Порядок QoS-маршрутизації та розподілу пропускної здатності каналів зв'язку мережі для потоку першого класу

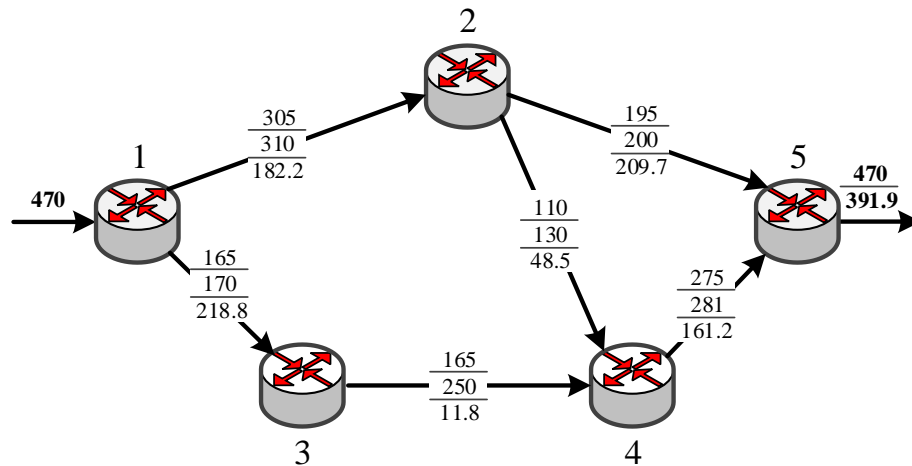


Рис. 2.14. Порядок QoS-маршрутизації та розподілу пропускної здатності каналів зв'язку мережі для потоку другого класу

Різниця вимог щодо середньої затримки пакетів для досліджуваних класів потоків означає, що для потоку першого класу висунуті більш жорсткі вимоги, і під час управління трафіком ці QoS-вимоги повинні бути виконані. Таким чином, середні міжкінцеві затримки пакетів для всіх шляхів, що використовуються при багатошляховій маршрутизації потоків різних класів, повинні бути меншими, ніж значення $\tau_{req}^{k_p}$, вказані для кожного класу (табл. 2.4). З огляду на це, необхідно додатково проаналізувати динаміку середньої затримки пакетів за всіма розрахованими шляхами та вплив затримок окремих каналів зв'язку, які формують ці шляхи.

Для представленого випадку при отриманні середніх затримок пакетів для кожного каналу зв'язку відповідно до виразу (2.38) має місце припущення про те, що на початку оновлення таймера затримки пакетів τ_0 на інтерфейсах маршрутизаторів мережі в даному прикладі мають наступні значення:

- для потоку першого класу на інтерфейсах (1,2), (1,3), (2,4), (3,4) початкова затримка становила, наприклад, 50 мс, а для (4,5) – 70 мс;
- для потоку другого класу на інтерфейсі (1,2) початкова затримка становила, наприклад, 150 мс, для (1,3) – 200 мс, для (2,4) – 100 мс, для (3,4) – 50 мс, для (2,5) – 250 мс, а для (4,5) – 150 мс.

Тоді на рис. 2.15 показано динаміку зміни середньої затримки пакетів за трьома доступними шляхами, зокрема 1→2→5 (шлях № 1), 1→3→4→5 (шлях № 2) та 1→2→4→5 (шлях № 3) між відправником та одержувачем, що обслуговують потік пакетів першого класу.

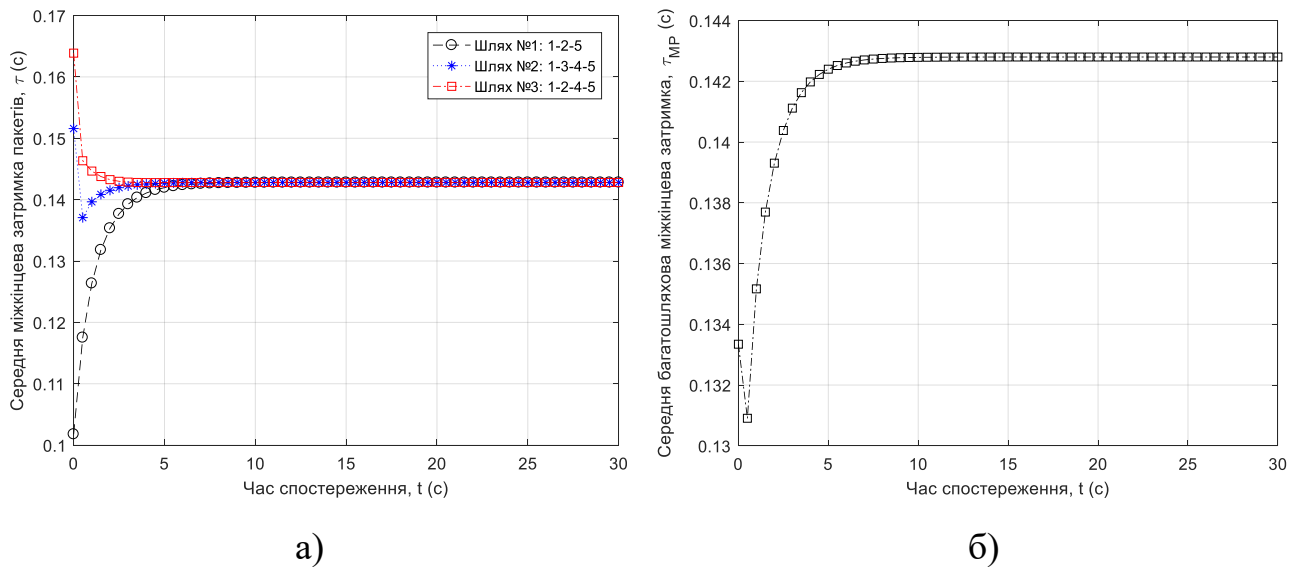


Рис. 2.15. Динаміка зміни середньої затримки пакетів потоку першого класу вздовж використаних шляхів (а) та для мультишляху в цілому (б), які для стаціонарного стану інтерфейсів складають 142,8 мс при QoS-вимогах 150 мс

В цьому випадку при моделюванні стаціонарний стан спостерігався на дев'ятій секунді таймера оновлення маршрутних таблиць. Характеристики розрахованих шляхів для потоку першого класу (рис. 2.13) з десятої по тридцять секунди таймера були наступними:

- шлях № 1: пакетна швидкість становить 198 1/с, середня міжкінцева затримка пакетів складає 142,8 мс;
- шлях № 2: пакетна швидкість становить 167 1/с, середня міжкінцева затримка пакетів складає 142,8 мс;
- шлях № 3: пакетна швидкість становить 105 1/с, середня міжкінцева затримка пакетів складає 142,8 мс.

На рис. 2.15 показано динаміку зміни середньої міжкінцевої затримки пакетів другого класу між відправником та одержувачем як за окремими шляхами (рис. 2.15 а), так і для мультишляху в цілому (рис. 2.15 б).

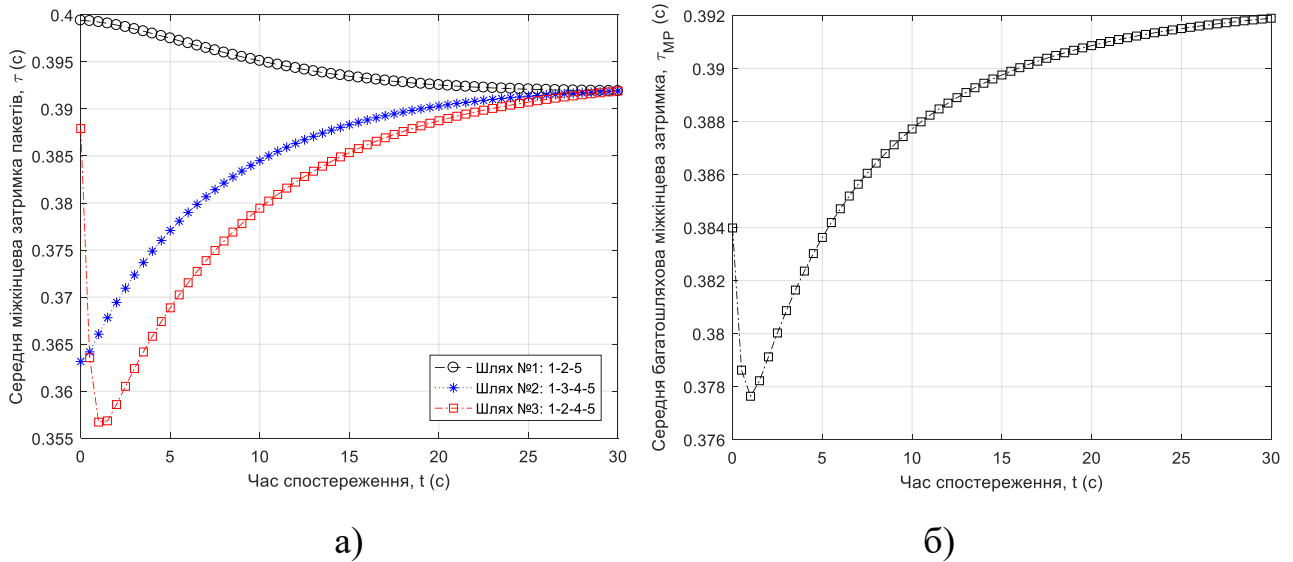


Рис. 2.16. Динаміка зміни середньої затримки пакетів потоку другого класу вздовж використаних шляхів (а) та для мультишляху в цілому (б), які для стаціонарного стану інтерфейсів складають 391,9 мс при QoS-вимогах 400 мс

При обслуговуванні потоку пакетів другого класу стаціонарний стан у роботі інтерфейсів досягався тільки на тридцятій секунді таймера оновлення маршрутних таблиць. Характеристики розрахованих шляхів (рис.2.14) наступні:

- шлях № 1: пакетна швидкість становить 195 1/с, середня міжкінцева затримка пакетів складає 391,9 мс;
- шлях № 2: пакетна швидкість становить 165 1/с, середня міжкінцева затримка пакетів складає 391,9 мс;
- шлях № 3: пакетна швидкість становить 110 1/с, середня міжкінцева затримка пакетів складає 391,9 мс.

Варто зазначити, що використання динамічної тензорної моделі управління трафіком, представленої в базисі контурів та вузлових пар, засноване на ефективному балансуванні навантаження за множиною шляхів. Це дозволяє,

як показано і у підрозділі 2.6, забезпечувати виконання міжкінцевих QoS-вимог (2.39) навіть у випадку, коли за деякими окремими шляхами подібні вимоги на протязі таймера оновлення маршрутів не виконуються. Для розглянутого прикладу це стосується шляху 1-2-4-5 при передачі пакетів першого класу та маршруту 1-2-5 при передачі пакетів другого класу.

Таким чином, використання динамічних тензорних метрик в ході тензорного моделювання ТКМ дозволяє, по-перше, більш точно (від 7-10% до 12-18%) проаналізувати виконання QoS-умов (2.39) при розв'язанні задач багатошляхової маршрутизації та розподілу пропускної здатності каналів зв'язку мережі, а, по-друге, забезпечити більш ефективне використання доступного каналного ресурсу, орієнтуючись на значення QoS-показників, характерних не тільки для стаціонарного режиму роботи інтерфейсів, але й для нестаціонарного (перехідного) режиму. Для покращення масштабованості отримуваних рішень у мережах високої розмірності та при збільшенні кількості потоків у подальших дослідженнях слід використовувати методи діакоптики, запропоновані Кроном для тензорного моделювання систем [97, 98].

2.9. Динамічна тензорна модель QoS-маршрутизації в телекомунікаційній мережі, представлена в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар

Як показано в роботах [89, 353], в залежності від врахованих особливостей телекомунікаційних мереж в ході їх тензорного моделювання також може використовуватися базис міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар. В цьому випадку при вирішенні завдання QoS-маршрутизації структура ТКМ визначає анізотропний простір, який вже утворений множиною міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар. Під полюсами мережі маються на увазі вузли відправник та одержувач пакетів, а множина внутрішніх вузлових пар включає в себе всі вузлові пари, крім полюсів. Розмірність цього простору визначається

загальною кількістю гілок в мережі та дорівнює n [93, 94]. Так само, кожен незалежний шлях визначає координатну вісь в просторовій структурі.

Припустимо, що S є зв'язною мережею, тоді значення $\kappa(S)$ і $\vartheta(S)$ для цієї мережі визначають кількість міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар, відповідно, для яких справедливі такі вирази:

$$\kappa(S) = \mu + 1 = n - m + 2; \quad \vartheta(S) = \rho - 1 = m - 2; \quad n = \kappa(S) + \vartheta(S). \quad (2.40)$$

З усіх можливих міжполюсних (а саме, міжкінцевих від відправника одержувачу) шляхів оберемо $\kappa(S)$ лінійно незалежних $\{\gamma_i, i = \overline{1, \kappa}\}$. Тоді як множину внутрішніх вузлових пар представлено множиною $\{\varepsilon_j, j = \overline{1, \vartheta}\}$. Зазначені множини формують базис n -вимірного простору структури мережі. У цьому просторі ТКМ може бути описана за допомогою змішаного двовалентного тензора Q , як показано в (2.16), що в свою чергу має індексну форму (2.17). [93]. Далі тензор (2.16) розглядається в наступних системах координат: СК гілок типу v , а також міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар типу $\gamma \varepsilon$ (рис. 2.17).

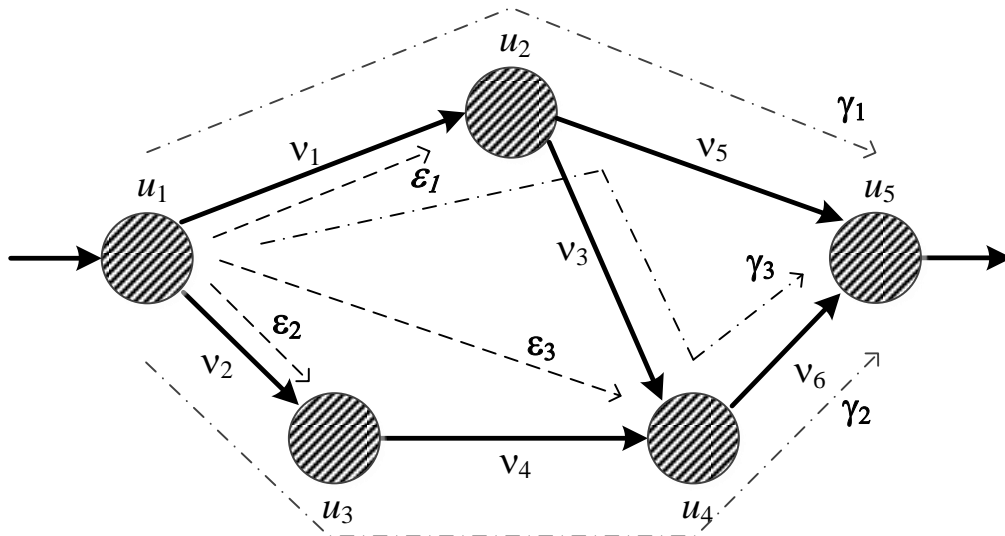


Рис. 2.17. Приклад структури мережі та системи координат міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар

У роботах [90, 93, 94] в рамках тензорного узагальнення передбачалося, що інтерфейси маршрутизаторів мережі функціонують в стаціонарному режимі, тобто його параметри (середня довжина черги, середня затримка пакетів і рівень втрат пакетів) не залежали від часу спостереження, а визначалися виключно пропускною здатністю й інтенсивністю потоку, що обслуговується. В даному дослідженні, як і в попередніх підрозділах, пропонується використовувати модель PSFFA M/G/1 та, як приклад, її окремий випадок M/M/1, з метою аналізу динаміки змін стану інтерфейсу маршрутизатора в часі. Далі використовуємо аналітично отримане рішення диференціального рівняння (2.12), а також для подальшого тензорного узагальнення на підставі формули (2.18) вирази (2.19) для розрахунку середньої затримки пакетів $\tau_i^v(t)$ конкретного потоку, що протікає з інтенсивністю λ_i^v в каналі, який моделюється i -ю гілкою. Так само використовуємо підхід, представлений в підрозділі 2.3, і відповідно до постулату другого узагальнення Крона система рівнянь (2.19) замінюється векторним рівнянням (2.20). Тоді як елементи діагональної матриці $G_v(t) = \left\| g_v^{ij}(t) \right\|$ розраховуються згідно з (2.21).

Проекції тензора інтенсивностей потоку $\Lambda(t)$ у введених системах координат пов'язані між собою за допомогою $n \times n$ матриці $C_{\gamma\epsilon}^v$ [353]:

$$\Lambda_v(t) = C_{\gamma\epsilon}^v \Lambda_{\gamma\epsilon}(t), \quad (2.41)$$

де $C_{\gamma\epsilon}^v$ – квадратна матриця, яка визначає контраваріантний закон переходу від СК міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар до СК гілок;

$\Lambda_{\gamma\epsilon}(t)$ – n -вимірний вектор, який є проекцією тензора $\Lambda(t)$ в СК міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар типу $\gamma\epsilon$, компоненти якого наступні:

$$\Lambda_{\gamma\varepsilon}(t) = \begin{bmatrix} \Lambda_{\gamma}(t) \\ - \\ \Lambda_{\varepsilon}(t) \end{bmatrix}, \text{ при } \Lambda_{\gamma}(t) = \begin{bmatrix} \lambda_{\gamma}^1(t) \\ \vdots \\ \lambda_{\gamma}^{\kappa}(t) \end{bmatrix}, \Lambda_{\varepsilon}(t) = \begin{bmatrix} \lambda_{\varepsilon}^1(t) \\ \vdots \\ \lambda_{\varepsilon}^{\vartheta}(t) \end{bmatrix}, \quad (2.42)$$

де $\Lambda_{\gamma}(t)$ – κ -вимірний вектор інтенсивностей потоку в міжполюсних шляхах мережі;

$\Lambda_{\varepsilon}(t)$ – ϑ -вимірний вектор інтенсивностей потоку у внутрішніх вузлових парах мережі;

$\lambda_{\gamma}^i(t)$ – інтенсивність потоку в міжполюсному шляху мережі γ_i ;

$\lambda_{\varepsilon}^j(t)$ – інтенсивність потоку у внутрішній вузловій парі ε_j .

Проекція тензора середніх затримок пакетів $T(t)$ в СК міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар типу $\gamma\varepsilon$ представляється n -вимірним вектором наступної структури [353]:

$$T_{\gamma\varepsilon}(t) = \begin{bmatrix} T_{\gamma}(t) \\ - \\ T_{\varepsilon}(t) \end{bmatrix} \text{ при } T_{\gamma}(t) = \begin{bmatrix} \tau_1^{\gamma}(t) \\ \vdots \\ \tau_{\kappa}^{\gamma}(t) \end{bmatrix}, T_{\varepsilon}(t) = \begin{bmatrix} \tau_1^{\varepsilon}(t) \\ \vdots \\ \tau_{\vartheta}^{\varepsilon}(t) \end{bmatrix}, \quad (2.43)$$

де $\tau_i^{\gamma}(t)$ – середня затримка пакетів в міжполюсному шляху γ_i ;

$\tau_j^{\varepsilon}(t)$ – середня затримка пакетів у внутрішній вузловій парі ε_j .

Ці вектори $T_{\gamma}(t)$ та $T_{\varepsilon}(t)$ мають відповідні розмірності κ та ϑ .

Коваріантний характер тензора затримок $T(t)$ приводить до наступного закону координатного перетворення:

$$T_v(t) = A_{\gamma\varepsilon}^v T_{\gamma\varepsilon}(t), \quad (2.44)$$

де $A_{\gamma\varepsilon}^v$ – $n \times n$ матриця коваріантного координатного перетворення при переході з СК міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар до СК гілок.

Матриці $A_{\gamma\varepsilon}^v$ та $C_{\gamma\varepsilon}^v$ пов'язані умовою ортогональності $C_{\gamma\varepsilon}^v (A_{\gamma\varepsilon}^v)^T = I$, де I – одинична матриця розміру $n \times n$.

У СК міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар вираз (2.20) має вигляд:

$$\Lambda_{\gamma\varepsilon}(t) = G_{\gamma\varepsilon}(t) T_{\gamma\varepsilon}(t), \quad (2.45)$$

де $G_{\gamma\varepsilon}(t)$ – проекція тензора $G(t)$ в СК міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар.

Тоді проекції контраваріантного метричного тензора $G(t)$ в розглянутих СК пов'язані наступним виразом:

$$G_{\gamma\varepsilon}(t) = (A_{\gamma\varepsilon}^v)^T G_v(t) A_{\gamma\varepsilon}^v. \quad (2.46)$$

Рівняння (2.45) можна подати у векторно-матричній формі:

$$\begin{bmatrix} \Lambda_{\gamma}(t) \\ \text{---} \\ \Lambda_{\varepsilon}(t) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 1 \rangle}(t) & | & G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 2 \rangle}(t) \\ \text{---} & + & \text{---} \\ G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 3 \rangle}(t) & | & G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 4 \rangle}(t) \end{bmatrix} \begin{bmatrix} T_{\gamma}(t) \\ \text{---} \\ T_{\varepsilon}(t) \end{bmatrix}, \quad \begin{bmatrix} G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 1 \rangle}(t) & | & G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 2 \rangle}(t) \\ \text{---} & + & \text{---} \\ G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 3 \rangle}(t) & | & G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 4 \rangle}(t) \end{bmatrix} = G_{\gamma\varepsilon}(t) \quad (2.47)$$

де $G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 1 \rangle}(t)$ – квадратна підматриця розміру $K \times K$;

$G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 4 \rangle}(t)$ – квадратна підматриця розміру $\mathcal{Q} \times \mathcal{Q}$;

$G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 2 \rangle}(t)$ – підматриця розміру $k \times \mathcal{Q}$;

$G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 3 \rangle}(t)$ – підматриця розміру $9 \times \kappa$.

Оскільки пакети того чи іншого потоку можуть покинути мережу тільки через полюси мережі, тобто $\Lambda_\varepsilon(t) = 0$, то з виразу (2.47) у роботах [93, 94] сформульовано в аналітичному вигляді умови забезпечення QoS при тензорному описі ТКМ в системі координат міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар. Всі компоненти цих умов відповідно до введених динамічних тензорних метрик (2.21) та виразу (2.47) є функціями часу:

$$\Lambda_\gamma(t) \leq \left(G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 1 \rangle}(t) - G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 2 \rangle}(t) \left[G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 4 \rangle}(t) \right]^{-1} G_{\gamma\varepsilon}^{\langle 3 \rangle}(t) \right) T_\gamma(t), \quad (2.48)$$

де $\sum_{i=1}^{\kappa} \lambda_\gamma^i(t) = \lambda_{req}^k$;

$$T_\gamma(t) = \begin{bmatrix} \tau_1^\gamma(t) \\ \vdots \\ \tau_\kappa^\gamma(t) \end{bmatrix}, \text{ при } \tau_i^\gamma \leq \tau_{req}^k, i = \overline{1, \kappa}.$$

Таким чином, нерівності (2.48) представляють собою умови забезпечення для кожного потоку (індекс k для наочності опущено) QoS-гарантій за множиною показників: середньою затримкою пакетів τ_{req}^k і середньою швидкістю пакетів λ_{req}^k для k -го потоку. На відміну від результатів робіт [90, 93, 94], завдяки використанню динамічних тензорних метрик (2.21) в даному випадку параметри умов (2.48) є функціями часу і дозволяють контролювати рівень QoS не тільки в стаціонарному режимі роботи мережних інтерфейсів, але й у кожен конкретний момент часу, що особливо важливо для нестационарного режиму роботи мережі.

2.10. Дослідження тензорної моделі QoS-маршрутизації в телекомунікаційній мережі, представленої в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар

Аналіз динаміки процесів QoS-маршрутизації при застосуванні тензорної моделі (2.40)-(2.48), представленої в системі координат міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар буде продемонстровано на прикладі структури мережі, показаної на рис. 2.17. Як і раніше, мережа містить наступні елементи: 5 вузлів (маршрутизаторів) і 6 гілок (каналів зв'язку). Їх пропускні здатності показані в табл. 2.5. Припустимо, що між першим і п'ятим вузлами необхідно передавати потік пакетів, інтенсивність якого змінювалась (табл. 2.5), а вимоги щодо середньої міжкінцевої затримка пакетів складала, наприклад, 150 мс.

Таблиця 2.5

Вихідні дані та результати дослідження тензорної моделі QoS-маршрутизації в ТКМ, представленої в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар

Канал зв'язку	(1, 2)	(1, 3)	(2, 4)	(3, 4)	(2, 5)	(4, 5)
Пропускна здатність (1/с)	320	140	220	260	170	290
Початкова затримка, τ_0 (мс)	50	50	50	50	50	70
Перший варіант: інтенсивність вхідного потоку 425 1/с						
Пакетна швидкість (1/с)	294,6	130,4	133,7	130,4	160,9	264,1
Середня затримка в каналі зв'язку (мс)	39,4	103,8	11,6	7,7	110,6	38,5
Другий варіант: інтенсивність вхідного потоку 432,5 1/с						
Пакетна швидкість (1/с)	305,6	126,9	148	126,9	157,6	274,9
Середня затримка в каналі зв'язку (мс)	69,5	76,2	14,2	7,5	80,5	66,3

Тоді, використовуючи модель (2.40)-(2.48), було забезпечено розв'язання задачі багатошляхової маршрутизації. При цьому QoS-вимоги щодо значень міжкінцевої середньої затримки виконувались вздовж всіх трьох розрахованих шляхів. Результати розрахунків для $t=15$ с для двох варіантів інтенсивності потоку пакетів (425 та 432,5 1/с) представлені в табл. 2.5.

Динаміка зміни середньої міжкінцевої затримки пакетів вздовж трьох розрахованих шляхів для першого випадку (інтенсивність вхідного потоку 425 1/с) показано на рис. 2.18 а). На рис. 2.18 б) показано, як змінюється середня багатошляхова міжкінцева затримка пакетів для першого випадку інтенсивності вхідного потоку (425 1/с). Стаціонарний стан у цьому випадку для перших двох шляхів спостерігався після одинадцятої секунди часу спостереження, а для третього – після третьої секунди. Це обумовлено тим, що час перехідного режиму залежав як від його пропускної здатності, так і від завантаженості в цілому. Характеристики розрахованих шляхів для п'ятнадцятої секунди інтервалу часу спостереження представлені в табл. 2.6.

Характерною рисою використання тензорної моделі QoS-маршрутизації, представленої в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар, є те, що використання умов (2.48) дозволяє контролювати середні затримки вздовж всіх використаних шляхів на всьому протязі періоду оновлення маршрутних таблиць, що не завжди вдавалось при використанні тензорної моделі, представленої в базисі контурів та вузлових пар. Це є основною перевагою даної моделі (2.40)-(2.48). Проте навіть у стаціонарному режимі роботи інтерфейсів середні затримки пакетів вздовж різних маршрутів можуть відрізнятись одна від одної. Як показано на рис. 2.18 а) та в табл. 2.6, середня затримка пакетів вздовж шляху №3 (89,5 мс) відрізняється від подібних затримок вздовж маршрутів №1 та №2 (150 мс).

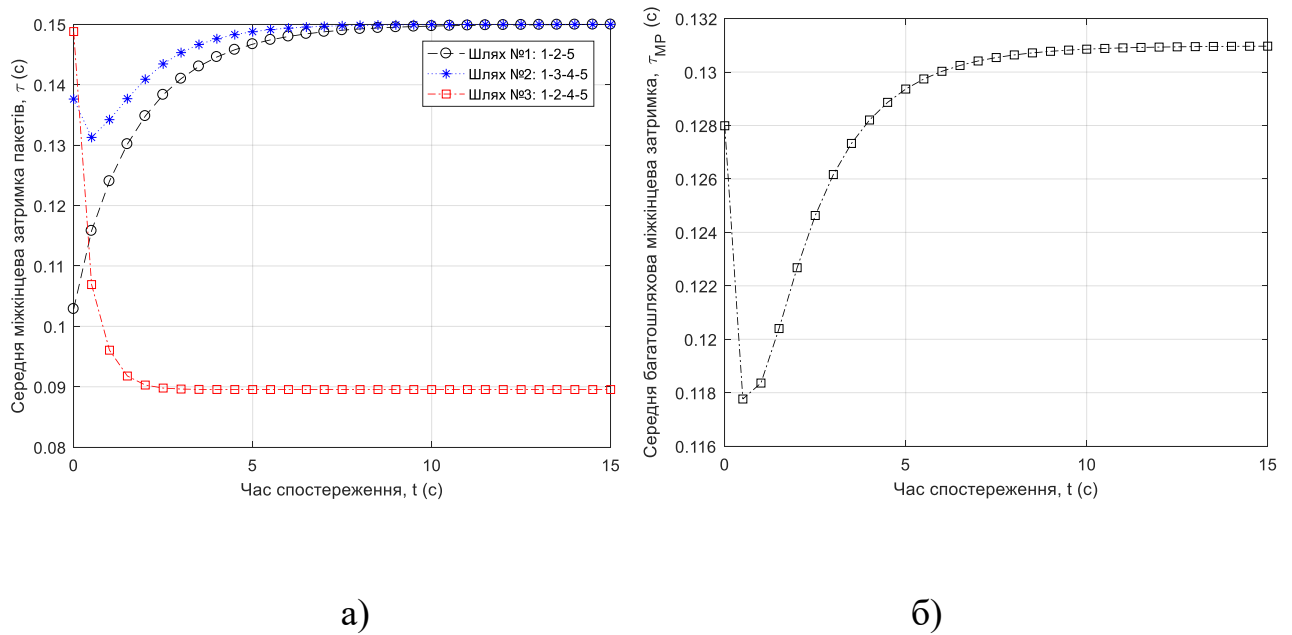


Рис. 2.18. Динаміка зміни середньої міжкінцевої затримки пакетів вздовж трьох розрахованих шляхів (а) та мультишляху в цілому (б) при інтенсивності вхідного потоку 425 1/с

Таблиця 2.6

Характеристики розрахованих шляхів при використанні тензорної моделі QoS-маршрутизації в ТКМ, представленої в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар

Шлях	1→2→5	1→3→4→5	1→2→4→5
Інтенсивність першого потоку 425 1/с			
Пакетна швидкість (1/с)	160,9	130,4	133,7
Середня міжкінцева затримка пакетів (мс)	150	150	89,5
Інтенсивність другого потоку 432,5 1/с			
Пакетна швидкість (1/с)	157,6	126,9	148
Середня міжкінцева затримка пакетів (мс)	150	150	150

При збільшенні навантаження на мережу, наприклад, при інтенсивності потоку 432,5 1/с (другий випадок в табл. 2.5), динаміка змін у середній міжкінцевій затримці пакетів за трьома можливими шляхами показана на рис. 2.19 а).

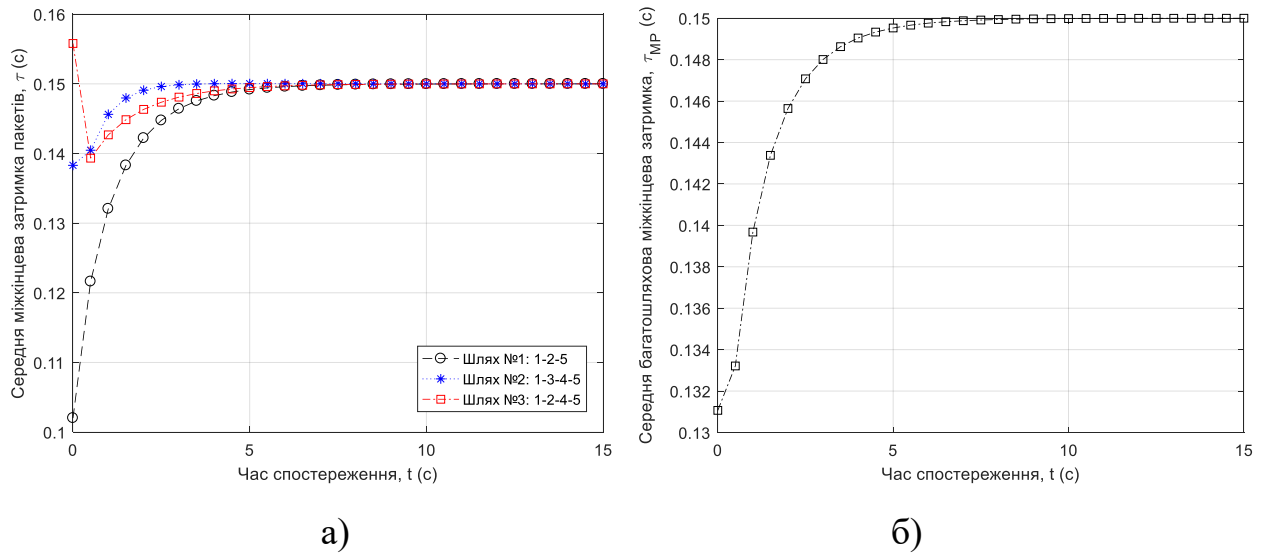


Рис. 2.19. Динаміка зміни середньої міжкінцевої затримки пакетів вздовж трьох розрахованих шляхів (а) та мультишляху в цілому (б) при інтенсивності вхідного потоку 432,5 1/с.

В цьому випадку стаціонарний стан роботи інтерфейсів для всіх шляхів спостерігався на восьмій секунді часу спостереження. Характеристики розрахованих шляхів для цього потоку для п'ятнадцятої секунди інтервалу часу спостереження також показані в табл. 2.6. Як і в попередньому випадку (рис. 2.18), використання тензорної моделі QoS-маршрутизації (2.40)-(2.48) дозволяє забезпечити виконання умов (2.48) на протязі всього таймера оновлення маршрутних таблиць. При цьому зі збільшенням завантаженості мережі балансування трафіка призводило до вирівнювання середніх затримок вздовж всіх використаних шляхів. Для розглянутого прикладу завантаженість третього маршруту збільшувалась (табл. 2.16), що призводило до деякого розвантаження шляхів №1 та №2. Це й дозволило зменшити час перехідного

(нестационарного) режиму роботи інтерфейсів (рис. 2.19 б) та забезпечити однакові середні затримки пакетів вздовж всіх використаних шляхів (150 мс).

2.11. Дослідження динамічної тензорної моделі управління трафіком в телекомунікаційній мережі, представленої в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар

За основу динамічної тензорної моделі управління трафіком в телекомунікаційній мережі, представленої в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар, будуть прийняті вирази (2.31)-(2.35) з QoS-умовами (2.48). Тобто в ході мінімізації квадратичного критерію оптимальності (2.35) необхідно розрахувати керуючі змінні двох типів: змінні першого типу відповідають за маршрутизацію потоків $(x_{i,j}^{k,p})$, а керуючі змінні другого типу $(y_{i,j}^p)$ – за визначення порядку розподілу каналного ресурсу мережі.

Особливості запропонованого рішення управління трафіком з використанням тензорної моделі (2.31)-(2.35), (2.48) будуть продемонстровані на наступних числових прикладах. Нехай задана структура мережі, показана на рис. 2.12. При цьому аналізований фрагмент мережі містить п'ять вузлів (маршрутизаторів) і шість каналів зв'язку. Відповідні пропускні здатності вказані в розривах цих каналів зв'язку. Припустимо, що між першим і п'ятим вузлами (рис. 2.12) необхідно передати пакети двох потоків різних класів з інтенсивністю 470 1/с для кожного з них. Також передбачається, що необхідна середня міжкінцева затримка для пакетів потоку першого класу не повинна перевищувати 150 мс, а для потоку другого класу – 400 мс.

Вихідні дані для дослідження процесів управління трафіком потоків обох класів, включаючи вимоги щодо забезпечення QoS за показниками середньої пакетної швидкості $\lambda_{req}^{k,p}$ і середньої міжкінцевої затримки пакетів $\tau_{req}^{k,p}$, представлені в табл. 2.7. Відповідно до табл. 2.7, середні міжкінцеві затримки

пакетів для всіх шляхів, які використовуються в ході багатошляхової маршрутизації потоків двох класів, не повинні перевищувати необхідних значень затримок $\tau_{req}^{1_1}$ і $\tau_{req}^{1_2}$.

Таблиця 2.7

Вихідні данні та результати дослідження динамічної тензорної моделі управління трафіком в ТКМ з підтримкою різних класів обслуговування

Канал зв'язку	Пропускна здатність (1/с)	Пропускна здатність, виділена для потоку першого класу (1/с), $\lambda_{req}^{1_1}=470$ 1/с, $\tau_{req}^{1_1}=150$ мс	Пропускна здатність, виділена для потоку другого класу (1/с), $\lambda_{req}^{1_2}=470$ 1/с, $\tau_{req}^{1_2}=400$ мс
(1, 2)	700	320	307
(1, 3)	400	180	170
(2, 4)	300	140	93
(3, 4)	550	260	250
(2, 5)	450	210	222
(4, 5)	600	290	280

Для представленого випадку при розрахунку середніх затримок пакетів за допомогою виразу (2.38), передбачалося, що відомі їхні початкові значення (τ_0) на кожному конкретному інтерфейсі маршрутизатора мережі, які були рівні відповідно:

- 50 мс, 50 мс, 50 мс, 50 мс, 50 мс і 70 мс для потоку пакетів першого класу;
- 150 мс, 200 мс, 100 мс, 50 мс, 250 мс і 150 мс для потоку пакетів другого класу.

Диференціація значень затримок пакетів потоків різних класів на одному і тому ж інтерфейсі визначалася тим, що для обслуговування кожного з них на практиці організовувалася окрема класова чергу, наприклад, за допомогою механізму CBQ або CQWFQ. На рис. 2.20 показана динаміка середніх затримок

пакетів для потоку першого класу, причому в стаціонарному режимі середні затримки для трьох шляхів дорівнюють 150 мс, 150 мс і 137 мс відповідно при QoS-вимогах 150 мс.

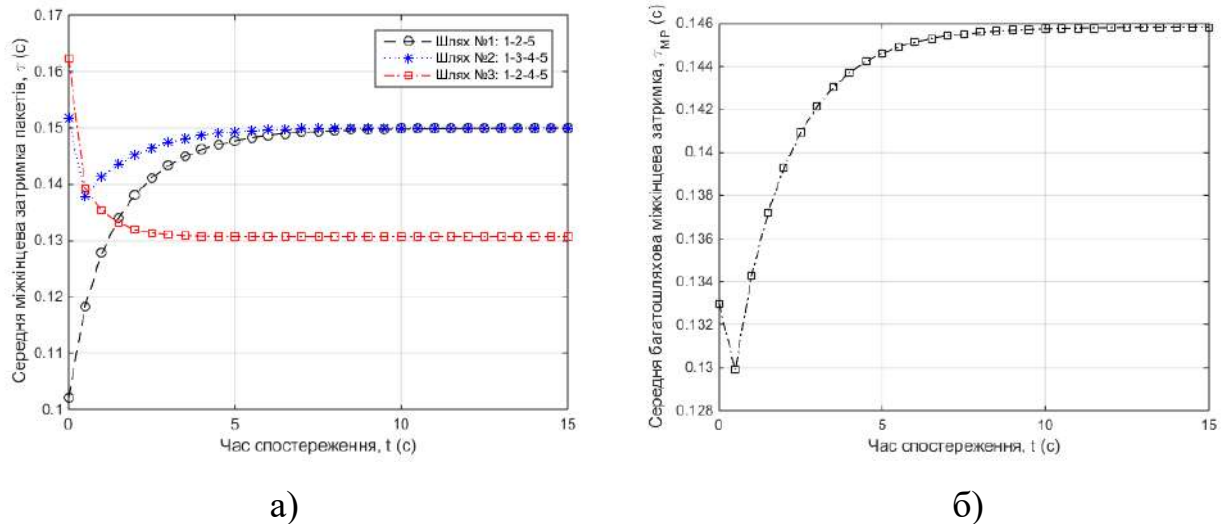


Рис. 2.20. Динаміка зміни середньої затримки пакетів потоку першого класу вздовж використаних шляхів (а) та для мультишляху в цілому (б) за період спостереження (наприклад, 15 с)

В ході моделювання цього випадку стаціонарний режим для всіх шляхів, які використовувалися при багатопляховій маршрутизації, спостерігався вже після десятої секунди періоду спостереження (таймера оновлення маршрутних таблиць). При цьому характеристики розрахованих шляхів для пакетів потоку першого класу (рис. 2.21) на десятій секунді періоду спостереження наступні:

- шлях № 1: 1→2→5; пакетна швидкість становить 200 1/с; середня міжкінцева затримка пакетів – 150 мс;
- шлях № 2: 1→3→4→5; пакетна швидкість становить 169 1/с; середня міжкінцева затримка пакетів – 150 мс;
- шлях № 3: 1→2→4→5; пакетна швидкість становить 101 1/с; середня міжкінцева затримка пакетів – 130,7 мс.

На рис. 2.21 числові значення, зазначені в розривах каналів зв'язку (зверху вниз), означають наступне: пакетна швидкість передачі (1/с) / пропускна

здатність каналу зв'язку, виділена потоку даного класу (1/с) / середня затримка пакетів потоку даного класу (мс).

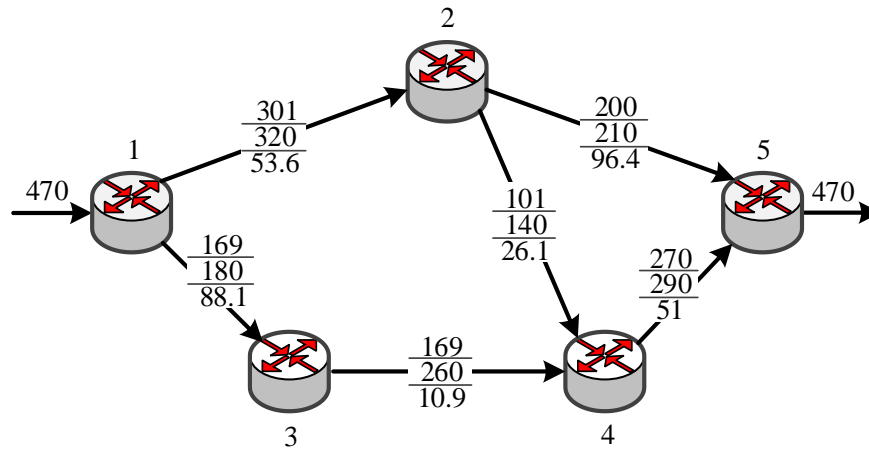
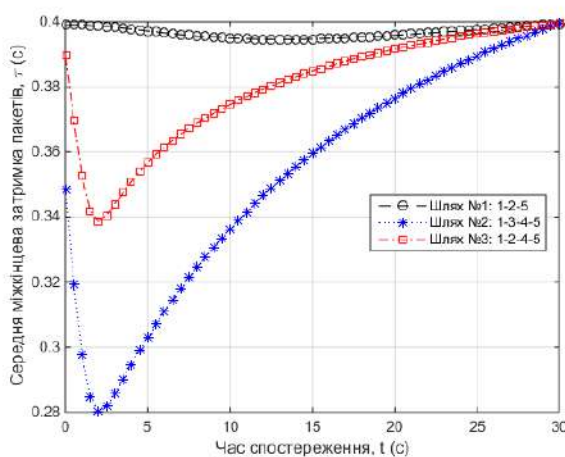
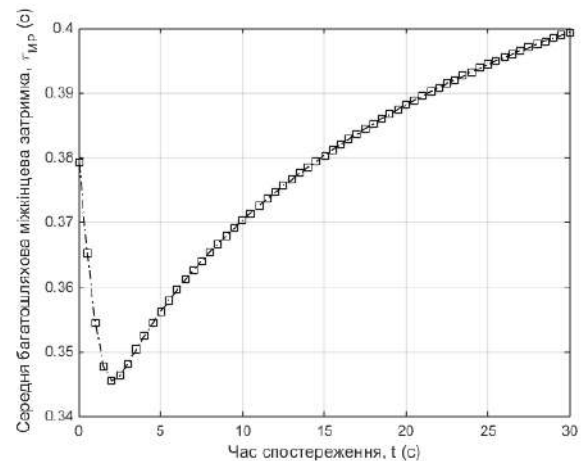


Рис. 2.21. Порядок QoS-маршрутизації та розподілу пропускної здатності каналів зв'язку мережі для потоку першого класу

У свою чергу, на рис. 2.22 показана динаміка змін середньої затримки пакетів вздовж розрахованих трьох шляхів та багатошляхової затримки між вузлом-відправником і вузлом-одержувачем при обслуговуванні потоку пакетів другого класу.



а)



б)

Рис. 2.22. Динаміка зміни середньої затримки пакетів потоку другого класу вздовж використаних шляхів (а) та для мультишляху в цілому (б) за період спостереження (наприклад, 30 с)

В даному випадку в рамках періоду спостереження, відповідного значенню таймера оновлення маршрутних таблиць, стаціонарний режим досягнутий не був ні на 15, ні на 30-й секунді. Тоді характеристики розрахованих шляхів передачі потоку пакетів другого класу мали наступні значення (рис. 2.23):

- шлях № 1: 1→2→5; пакетна швидкість становить 216,5 1/с; середня міжкінцева затримка пакетів – 400 мс;
- шлях № 2: 1→3→4→5; пакетна швидкість становить 167,4 1/с; середня міжкінцева затримка пакетів – 400 мс;
- шлях № 3: 1→2→4→5; пакетна швидкість становить 86,1 1/с; середня міжкінцева затримка пакетів – 400 мс.

На рис. 2.23 показано порядок маршрутизації та розподілу пропускнуої здатності каналів зв'язку для потоку пакетів другого класу на тридцятій секунді періоду спостереження. У розривах каналів зв'язку представлені дані, як і на рис. 2.21. Середні затримки пакетів потоку другого класу для трьох шляхів на протязі всього періоду спостереження (рис. 2.20, рис. 2.22) відповідають встановленим QoS-вимогам (табл. 2.7), що є перевагою порівняно з результатами використання тензорної моделі, представлені в базисі контурів і вузлових пар (рис. 2.15 а). Це було забезпечено або на підставі зміни лише порядку маршрутизації (рис. 2.20), або використання комплексного рішення, пов'язаного як зі зміною порядку балансування навантаження, так і порядку розподілу каналного ресурсу ТКМ (табл. 2.7).

Таким чином, результати дослідження запропонованих динамічних тензорних моделей маршрутизації (2.40)-(2.48) та управління трафіком (2.31)-(2.35), (2.48), представлених в базисі міжполюсних шляхів та внутрішніх вузлових пар, на ряді мережних прикладів підтвердили їх працездатність та адекватність з точки зору забезпечення якості обслуговування при вирішенні завдань багатошляхової маршрутизації та розподілу каналного ресурсу між потоками різних класів обслуговування. Розроблені моделі є подальшим розвитком і вдосконаленням раніше відомого підходу [90, 93, 94, 353],

заснованого на тензорному узагальненні моделі ТКМ, орієнтованої на стаціонарний режим роботи інтерфейсів маршрутизаторів мережі.

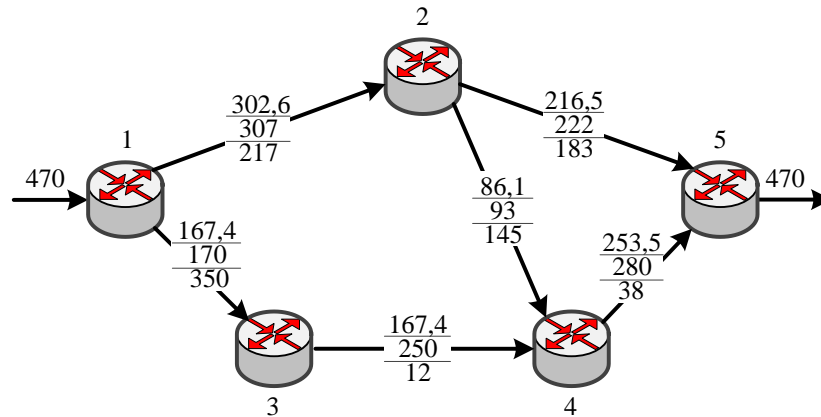


Рис. 2.23. Порядок багатопляхової QoS-маршрутизації та розподілу каналного ресурсу для потоку пакетів другого класу

Науковою новизною і перевагою запропонованого рішення є те, що встановлені QoS-вимоги виконувалися також і в умовах нестаціонарного режиму роботи мережних інтерфейсів, який є характерним при високій завантаженості інтерфейсів маршрутизаторів і мережі в цілому, жорстких вимог щодо середньої міжкінцевої затримки та швидкості передачі пакетів та високої динаміки оновлення маршрутних таблиць, що визначає ймовірну область застосування даних рішень. Запропоновані в підрозділах 2.1-2.11 рішення щодо маршрутизації та управління трафіком в цілому орієнтовані на мережі SDN з централізованою архітектурою (рис. 1.2), коли за розрахунок маршрутних змінних та змінних, які визначають порядок розподілу пропускну здатності каналів зв'язку, відповідає SDN-контролер.

2.12. Дворівневий метод внутрішньодоменної ієрархічно-координаційної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів

Отримання узгоджених рішень щодо гарантованої якості обслуговування при реалізації внутрішньодоменної маршрутизації від джерела (source routing) є

досить складною науковою та прикладною задачею. У першому розділі зазначалось, що на даний час для її вирішення в IP/MPLS-мережах використовуються різні технологічні засоби: функціонал протоколів маршрутизації, можливості протоколу резервування ресурсів (RSVP) та їх всілякі модифікації [50, 51, 58-60, 62-65, 201-205]. Як показав проведений аналіз, основними недоліками існуючих рішень в цій області є неузгодженість роботи приграничних маршрутизаторів як по розрахунку маршрутів, так і по резервуванню каналного ресурсу в мережі. Крім того, рішення щодо QoS-маршрутизації та управління трафіком повинні бути добре масштабованими, особливо в умовах постійного зростання числа елементів мережі (маршрутизаторів, каналів зв'язку тощо), розширення переліку надаваних інфокомунікаційних послуг та множини QoS-показників, за якими забезпечується рівень якості обслуговування.

Вихід із ситуації бачиться в переході до ієрархічно-координаційних маршрутних рішень, запропонованих в роботах [346, 347], які необхідно адаптувати під технологічні особливості процесів забезпечення гарантованої якості обслуговування, заснованого на резервуванні каналного ресурсу. Отримувані таким чином рішення повинні орієнтувати на більш високі значення продуктивності та масштабованості телекомунікаційної мережі. У зв'язку з цим актуальною є задача, пов'язана з розробкою ієрархічно-координаційного методу маршрутизації з резервуванням ресурсів для забезпечення якості обслуговування за множиною показників.

2.12.1. Огляд рішень щодо ієрархічної QoS-маршрутизації з резервуванням ресурсів

В цілому рішення по ієрархічній QoS-маршрутизації можна розділити на кілька класів: евристичні, які в кращому випадку призводять до отримання субоптимальних рішень, комбінаторні та потокові [346, 347, 354-357]. В роботі [354] було запропоновано рішення по масштабованості розподілу ресурсів на

основі QoS в ієрархічному мережному середовищі, засноване на модифікації механізму QoS-based Resource Allocation Model (Q-RAM), в ході якого потік, що передається, використовує каналний ресурс пропорційно виділеній йому пропускної здатності при оптимізації загального рівня використання пропускної здатності усіма потоками. Недоліками цього підходу є недостатній рівень теоретичного обґрунтування отриманого рішення, а також відсутність його адаптації до існуючих протоколів маршрутизації та резервування ресурсів.

Крім того, в роботі [355] був представлений алгоритм неперервної оптимізації використання пропускної здатності в мережах, що підтримують резервування, в тому числі MPLS мережах, який є комбінованим рішенням швидкого резервування пропускної здатності в реальному часі з реоптимізацією, що неперервно звільняє пропускну здатність для наступних часових інтервалів (time slots). Необхідність реоптимізації виникає внаслідок того, що ресурси для вхідних запитів на резервування розподіляються через швидку динамічну маршрутизацію за допомогою простих алгоритмів вибору шляху. Це пов'язано з часовими обмеженнями щодо задоволення запитів резервування, що призводить до нерівномірності розподілу навантаження та виникнення вузьких місць в мережі. Дане рішення дозволяє обслужити більше навантаження на мережу, не вимагаючи збільшення її ємності. При цьому завдання реоптимізації було представлено як задача максимального багатопродуктового потоку (Maximum Concurrent Flow Problem, MCFP), для розв'язання якої використовувався комбінаторний алгоритм.

Особливої уваги заслуговують рішення по ієрархічній маршрутизації, засновані на принципах і постулатах теорії ієрархічних багаторівневих систем управління. Так, наприклад, в роботах [346, 347] пропонуються поточкові моделі та дворівневі методи ієрархічної маршрутизації, що використовують принцип цільової координації. При цьому метою міжрівневої координації було запобігання перевантаження каналів зв'язку та втрат пакетів в мережі. Для підвищення швидкості збіжності координаційної процедури пропонувалося модифікувати метрику каналів зв'язку мережі, яка збільшується в залежності від

віддаленості цих каналів (по числу вузлів) до відповідного вузла-відправника або одержувача. Це дозволило знизити число координуючих ітерацій, що на практиці сприяє пропорційному зниженню обсягів циркулюючої в мережі службової інформації про стан мережі, а також може скоротити тривалість розв'язання поставленої задачі. У зв'язку з цим пропонується подальший розвиток потокового підходу, але заснований на узгодженому рішенні задач ієрархічної маршрутизації та резервування ресурсів, а також використання тензорних умов забезпечення гарантованої QoS за такими показниками, як швидкість передачі та середня міжкінцева затримка пакетів.

2.12.2. Модель ієрархічної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів в ТКМ

Грунтуючись на результатах, отриманих в роботах [93, 346, 347], нехай в рамках запропонованої моделі ієрархічної маршрутизації структура ТКМ описується одновимірною мережею $S = (U, V)$, як це показано в підрозділі 2.2. Тоді всю множину вузлів можна розбити на дві підмножини:

- U^+ – підмножина приграничних маршрутизаторів, де m^+ їх загальна кількість в мережі;
- U^- – підмножина транзитних маршрутизаторів, кількість яких в мережі дорівнює m^- .

Припустимо, що над множиною потоків K , що надходять до мережі, в залежності від того, на який приграничний маршрутизатор надходить цей потік, проведено декомпозицію на підмножини $\{K_r, r = \overline{1, m^+}\}$, де K_r – множина потоків, які надходять на r -й приграничний маршрутизатор і будуть обслуговуватися відповідно до індивідуального стилю резервування. У подальшому під k_r -м потоком буде розумітися k -й потік, маршрут для якого визначається на u_r -му приграничному маршрутизаторі мережі.

Як відомо [51], в IP-мережах в рамках моделі IntServ для індивідуального резервування використовується фіксований фільтр (FF), відповідно до якого кожному потоку виділяється свій (необхідний) обсяг каналного ресурсу. Тоді кожному потоку з множини K_r можна зіставити ряд параметрів:

- $u_s^k \in U^+$ – приграничний маршрутизатор, через який k -й потік надходить до мережі (вузол-джерело);
- $u_d^k \in U^+$ – приграничний маршрутизатор, через який k -й потік вибуває з мережі (вузол-одержувач);
- $\lambda_{req}^{k_r}$ – інтенсивність k_r -го потоку, що характеризує вимоги щодо середньої швидкості передачі пакетів і надходить в мережу з u_r -го приграничного маршрутизатора, а також обслуговується відповідно до фільтру індивідуального резервування, значення яких, в свою чергу, є показниками QoS.

Нехай в ТКМ в ході розв'язання задач маршрутизації в рамках запропонованої моделі необхідно розрахувати один шлях або множину шляхів між парою приграничних маршрутизаторів відправник-одержувач, визначити порядок розподілу між ними трафіку заданої інтенсивності, а для підвищення узгодженості при вирішенні окремих завдань управління трафіком описати процес розподілу каналного ресурсу (пропускної здатності каналу зв'язку в мережі) між потоками, які обслуговуються на основі індивідуального стилю резервування (FF).

Тоді для кожного u_r -го приграничного маршрутизатора як шукані виступають маршрутні змінні $x_{i,j}^{k_r}$, які характеризують інтенсивність k_r -го потоку в каналі зв'язку $(i, j) \in V$. Крім того, на цьому ж u_r -м приграничному маршрутизаторі підлягають розрахунку додаткові керуючі змінні $y_{i,j}^{k_r}$, що відповідають за розподіл каналного ресурсу і чисельно характеризують частки

пропускної здатності $\varphi_{i,j}$ каналу зв'язку $(i,j) \in V$, зарезервованої для потоків, що обслуговуються.

Відповідно до фізичного змісту маршрутних змінних і змінних, що відповідають за розподіл пропускної здатності каналів зв'язку, на них слід накласти обмеження виду

$$0 \leq x_{i,j}^{k_r} \leq 1; \quad (2.49)$$

$$0 \leq y_{i,j}^{k_r} \leq 1. \quad (2.50)$$

З метою недопущення втрат пакетів на маршрутизаторах і в мережі в цілому в ході розрахунку маршрутних змінних необхідно забезпечити виконання системи умов збереження потоку [78]:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:(i,j) \in V} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in V} x_{j,i}^{k_r} = 1, k_r \in K_r, u_i = u_s^k; \\ \sum_{j:(i,j) \in V} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in V} x_{j,i}^{k_r} = 0, k_r \in K_r, u_i \neq u_s^k, u_d^k; \\ \sum_{j:(i,j) \in V} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in V} x_{j,i}^{k_r} = -1, k_r \in K_r, u_i = u_d^k. \end{array} \right. \quad (2.51)$$

Для забезпечення керованості процесом боротьби з перевантаженням в ході маршрутизації потоків з урахуванням індивідуального стилю резервування в модель вводяться наступні умови:

$$\lambda_{req}^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq y_{i,j}^{k_r} \varphi_{i,j}, \text{ якщо } k_r \in K_r, (i,j) \in V. \quad (2.52)$$

В рамках умов (2.52) враховується децентралізація при розрахунку маршрутних змінних на кожному окремо взятому приграничному

маршрутизаторі, а також можливість резервування ресурсів мережі. Фізичний зміст виразу (2.52) полягає в тому, що потік, який маршрутизується з u_r -го приграничного маршрутизатора, не повинен за своєю інтенсивністю перевищувати доступну пропускну здатність каналу зв'язку, яка зарезервована під потоки даного конкретного стилю резервування. Крім того, для забезпечення резервування лише доступного каналного ресурсу важливо виконати умову:

$$\sum_{u_r \in U^+} \sum_{k_r \in K_r} y_{i,j}^{k_r} \leq 1. \quad (2.53)$$

З метою забезпечення міжкінцевої QoS за множиною показників в модель вводяться додаткові умови для кожного з потоків. Для цього доцільно перейти до тензорної моделі ТКМ, розглянутої в підрозділі 2.5, в якій структура мережі визначає дискретний n -вимірний простір, де n – число каналів зв'язку в мережі. Тоді, умови забезпечення якості обслуговування (2.29), які віднесені до кожного k_r -го потоку, за необхідними значенням (вимогам) щодо середньої міжкінцевої затримки $\tau_{req}^{k_r}$ та швидкості передачі пакетів $\lambda_{req}^{k_r}$ приймають вид:

$$\lambda_{req}^{k_r} \leq \left(G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} - G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \left[G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \right]^{-1} G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} \right) \tau_{req}^{k_r}. \quad (2.54)$$

2.12.3. Формування критерію оптимальності ієрархічних рішень щодо QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів

Нехай маршрутні змінні та змінні, що відповідають за резервування пропускну здатності каналів зв'язку, віднесені до u_r -го приграничного маршрутизатора ($k_r \in K_r$, $(i, j) \in V$), є координатами відповідних векторів:

$$\vec{x}_r = \begin{bmatrix} x_{1,2}^{k_r} \\ x_{1,3}^{k_r} \\ \vdots \\ x_{i,j}^{k_r} \\ \vdots \\ x_{m,m-1}^{k_r} \end{bmatrix}, \quad \vec{y}_r = \begin{bmatrix} y_{1,2}^{k_r} \\ y_{1,3}^{k_r} \\ \vdots \\ y_{i,j}^{k_r} \\ \vdots \\ y_{m,m-1}^{k_r} \end{bmatrix} \quad (r = \overline{1, m^+}). \quad (2.55)$$

У матричній формі систему умов (2.53) можна представити в наступному вигляді:

$$\sum_{u_r \in U^+} B_r \vec{y}_r \leq I_{n \times 1}, \quad (2.56)$$

де B_r – матриця погодження, кількість рядків якої визначається числом каналів зв'язку в мережі n , а кількість стовпців – розміром вектору \vec{y}_r ;

$I_{n \times 1}$ – вектор розміру $n \times 1$, всі координати якого дорівнюють 1.

У загальному випадку розмірність вектору \vec{y}_r дорівнює $K_r \cdot n$.

Як критерій оптимальності отримуваних рішень виберемо екстремум цільової функції F , основною вимогою до форми та змісту якої є врахування технологічних особливостей розв'язуваної задачі та можливість подання в адитивній формі для її декомпозиції на окремі підзадачі меншого розміру та їх подальшої координації. Прикладом в цьому може служити наступна квадратична форма [346, 347]:

$$\min_{x,y} F \text{ при } F = \sum_{u_r \in U^+} \left[\vec{x}_r^t H_r \vec{x}_r + \vec{y}_r^t Q_r \vec{y}_r \right], \quad (2.57)$$

де H_r – діагональна матриця вагових коефіцієнтів, які є по суті метриками відповідних каналів зв'язку, характеризуючи умовну вартість їх використання k_r -м потоком;

Q_r – діагональна матриця вагових коефіцієнтів, що характеризують умовну вартість резервування каналного ресурсу для потоків, що маршрутизуються u_r -м приграничним маршрутизатором.

Таким чином, в рамках запропонованої моделі маршрутизації на основі резервування мережних ресурсів (2.49)-(2.57) формалізовані основні закономірності процесів багатошляхової маршрутизації, розподілу та резервування пропускної здатності каналів зв'язку мережі в інтересах трафіку користувача, що обслуговується в рамках індивідуального стилю резервування. Модель за своїм змістом відповідає особливостям побудови мереж IP/IntServ і MPLS, тому що процеси маршрутизації та резервування ресурсів ініціюються на приграничних маршрутизаторах, тобто ці два завдання вирішуються не централізовано, а розподілено. На виході моделі через велику множину можливих рішень сформульована задача по оптимізації процесів маршрутизації та резервування каналних ресурсів в мережах IP/IntServ або MPLS.

2.12.4. Дворівневий метод внутрішньодоменної ієрархічно-координаційної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів

Метою методу є забезпечення координованої роботи приграничних маршрутизаторів для отримання погодженого вирішення завдань маршрутизації та резервування ресурсів і запобігання перевантаження каналів зв'язку. В основу запропонованого методу буде покладено розв'язання оптимізаційної задачі, пов'язаної з мінімізацією квадратичної цільової функції (2.57) при наявності умов-обмежень (2.49)-(2.52), (2.54), (2.56). В результаті розв'язання задачі умовної оптимізації (2.57) з метою врахування умов взаємодії приграничних маршрутизаторів (2.56), переходячи до задачі на безумовний екстремум, необхідно максимізувати за множниками Лагранжа (μ) лагранжіан L [346], тобто

$$\min_{x,y} F = \max_{\mu} L,$$

де

$$L = \sum_{U_r \in U^+} \left[\bar{x}_r^T H_r \bar{x}_r + \bar{y}_r^T Q_r \bar{y}_r \right] + \sum_{U_r \in U^+} \bar{\mu}_r^T \left[\sum_{U_r \in U^+} B_r \bar{y}_r - I_{n \times 1} \right]. \quad (2.58)$$

Для розв'язання сформульованої оптимізаційної задачі використовуємо принцип цільової координації [346, 347, 358, 359]. Тоді лагранжیان (2.58) з урахуванням видозміненого запису виразу (2.56)

$$B_r \bar{y}_r \leq I_{n \times 1} - \sum_{\substack{u_i \in U^+ \\ i \neq r}} B_i \bar{y}_i \quad (2.59)$$

можна записати у вигляді

$$\begin{aligned} L = & \sum_{U_r \in U^+} \left[\bar{x}_r^T H_r \bar{x}_r + \bar{y}_r^T Q_r \bar{y}_r \right] + \sum_{u_r \in U^+} \bar{\mu}_r^T \left[B_r \bar{y}_r \right] - \\ & - \sum_{u_r \in U^+} \bar{\mu}_r^T I_{n \times 1} + \sum_{u_r \in U^+} \bar{\mu}_r^T \sum_{\substack{u_i \in U^+ \\ i \neq r}} B_i \bar{y}_i. \end{aligned} \quad (2.60)$$

Отже лагранжیان (2.60) можна представити в формі

$$L = \sum_{u_r \in U^+} L_r,$$

де

$$L_r = \bar{x}_r^T H_r \bar{x}_r + \bar{y}_r^T Q_r \bar{y}_r + \bar{\mu}_r^T \left[B_r \bar{y}_r \right] - \bar{\mu}_r^T I_{n \times 1} + \sum_{\substack{u_i \in U^+ \\ i \neq r}} \bar{\mu}_i^T \left[B_r \bar{y}_r \right]. \quad (2.61)$$

Таким чином, загальна задача маршрутизації на основі резервування каналного ресурсу із забезпеченням гарантій за якістю обслуговування в ТКМ виявилася декомпозиційованою на ряд підзадач (за числом приграничних

маршрутизаторів). Кожне завдання маршрутизації з резервуванням ресурсів на u_r -му приграничному маршрутизаторі, що полягає в розрахунку векторів \bar{x}_r і \bar{y}_r , зводиться до мінімізації лагранжіана L_r (2.61) при обмеженнях (2.49)-(2.52), (2.54). Розв'язання задач щодо мінімізації виразів (2.61) визначає нижній рівень розрахунків (рис. 2.24).

На верхньому рівні (рис. 2.24), основним завданням якого є координація рішень, отриманих на нижньому рівні, з метою недопущення перевантаження каналів зв'язку мережі при резервуванні каналних ресурсів, здійснюється модифікація вектору множників Лагранжа в ході виконання наступної градієнтної процедури:

$$\bar{\mu}_r(p+1) = \bar{\mu}_r(p) + \nabla \bar{\mu}_r, \quad (2.62)$$

де $\bar{\mu}_r(p)$ – значення вектору множників Лагранжу на p -му кроці роботи градієнтної процедури;

$\nabla \bar{\mu}_r$ – градієнт функції, який розраховується, виходячи з отриманих на нижньому рівні результатів розв'язання задач резервування ресурсів (\bar{y}_r^*) на кожному конкретному u_r -му приграничному маршрутизаторі ($u_r \in U^+$), тобто

$$\nabla \bar{\mu}_r(y) \Big|_{y=y^*} = \sum_{u_r \in U^+} B_r \bar{y}_r - I_{n \times 1}. \quad (2.63)$$

Таким чином, результати розв'язання задач на кожному окремому приграничному маршрутизаторі передаються координатору мережі (верхній рівень ієрархії), де здійснюється їх аналіз та координація шляхом розрахунку (коригування) векторів множників Лагранжа $\bar{\mu}_r$ ($u_r \in U^+$) в ході процедури (2.62) та (2.63). Отримані нові розв'язання знову «спускаються» на нижній рівень

управління для ітераційної оптимізації процесу маршрутизації з резервуванням ресурсів (рис. 2.24).

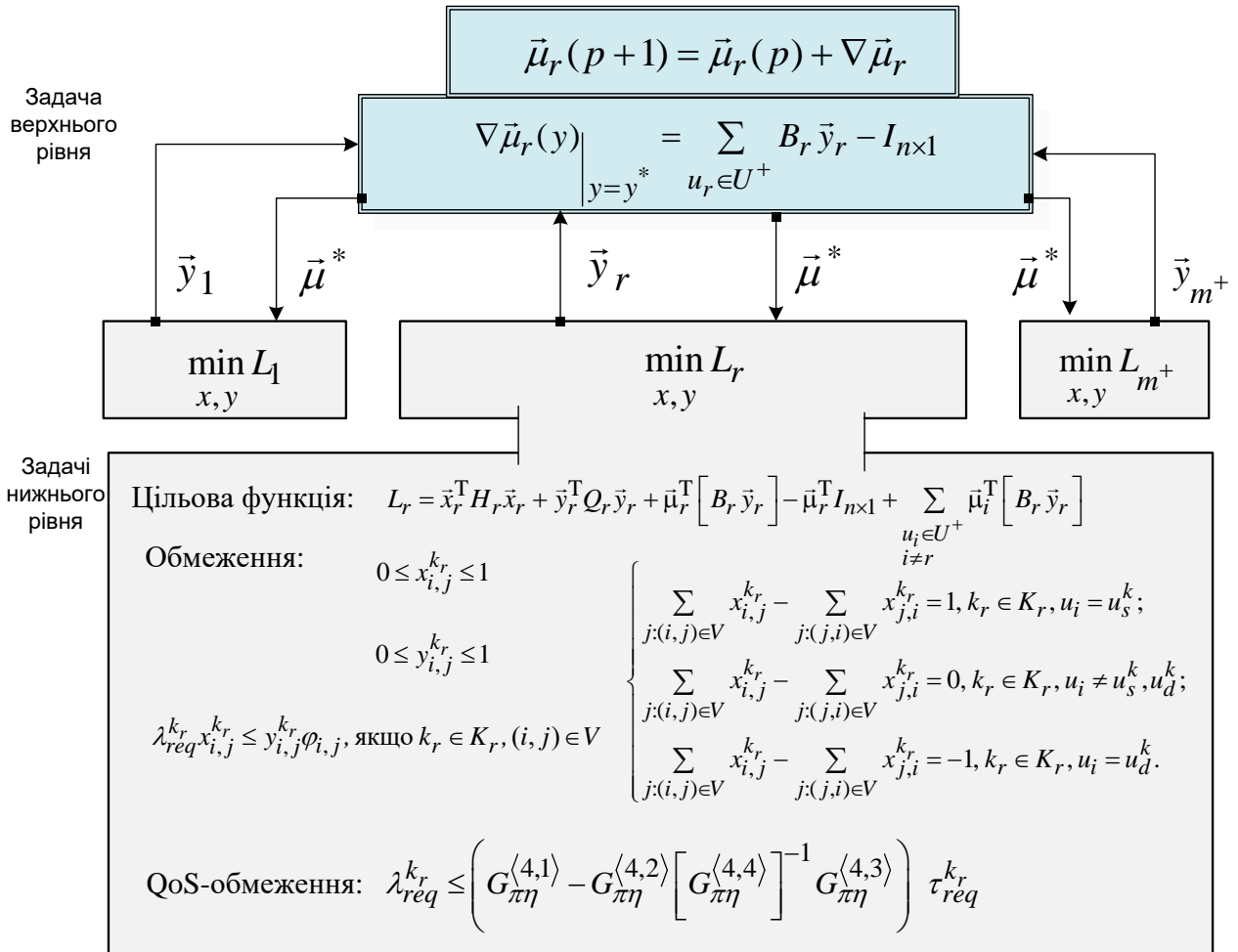


Рис. 2.24. Загальна структура дворівневого методу ієрархічно-координаційної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів

2.12.5. Дослідження процесу QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів

Особливості методу ієрархічної QoS-маршрутизації на основі резервування мережних ресурсів (2.58)-(2.63) можуть бути продемонстровані, наприклад, на структурі мережі, показаної на рис 2.25. При цьому мережа складається з п'яти маршрутизаторів і семи каналів зв'язку.

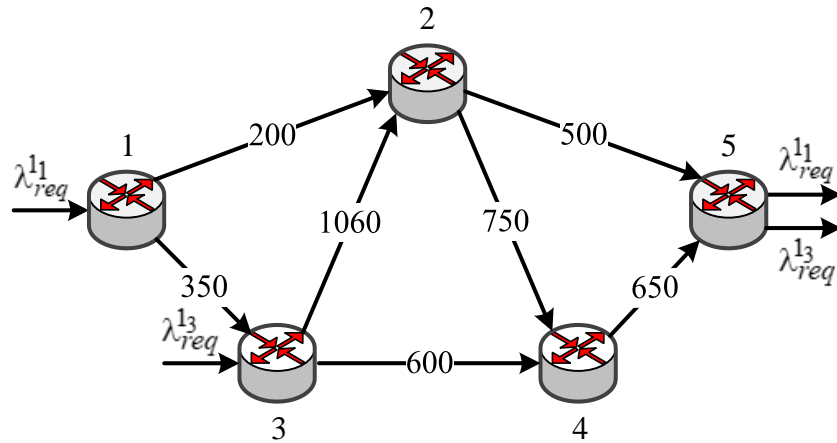


Рис. 2.25. Приклад структури ТКМ, що підлягає дослідженню

На рис. 2.25 в розривах каналів зв'язку показана їх пропускна здатність (1/с). Припустимо, що в мережі передаються два потоки: пакети першого потоку передаються від першого маршрутизатора до п'ятого, а другого – від третього до п'ятого маршрутизатора. Для кожного з потоків повинні виконуватись наступні QoS-вимоги: для першого потоку: $\lambda_{req}^1 = 470$ 1/с, $\tau_{req}^1 = 100$ мс; для другого потоку: $\lambda_{req}^3 = 490$ 1/с, $\tau_{req}^3 = 50$ мс.

У разі передачі першого потоку структура мережі S_1 (рис. 2.26) визначає дискретний n -вимірний простір, де $n = 7$, а $m = 5$. Тоді цикломатичне число і ранг мережі S_1 відповідно дорівнюють $\mu(S_1) = 3$ і $\phi(S_1) = 4$.

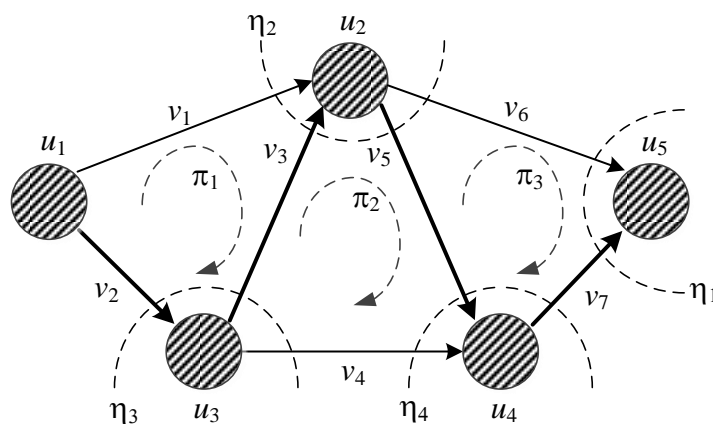


Рис. 2.26. Вибір множини базисних контурів і вузлових пар, що використовується при передачі першого потоку

Множину базисних контурів і вузлових пар, що використовується при передачі першого потоку, також показано на рис. 2.26. Щодо обраного остова в мережі $\{v_2, v_3, v_5, v_7\}$ хордами є гілки v_1, v_4, v_6 , які визначають три базисних контури: $\pi_1 = v_1$, $\pi_2 = -v_4$, $\pi_3 = v_6$ [93, 98]. Повний базис контурів і вузлових пар через гілки, що їх утворюють, можна задати наступним чином:

$$\left\{ \begin{array}{l} \pi_1 = v_1; \\ \pi_2 = -v_4; \\ \pi_3 = v_6; \\ \eta_1 = v_6 + v_7; \\ \eta_2 = v_1 + v_3 - v_5 - v_6; \\ \eta_3 = v_2 - v_3 - v_4; \\ \eta_4 = v_4 + v_5 - v_7. \end{array} \right.$$

Виразивши елементи базису гілок через елементи базису контурів і вузлових пар, маємо

$$\left\{ \begin{array}{l} v_1 = \pi_1; \\ v_2 = -\pi_1 + \eta_1 + \eta_2 + \eta_3 + \eta_4; \\ v_3 = -\pi_1 + \pi_2 + \eta_1 + \eta_2 + \eta_4; \\ v_4 = -\pi_2; \\ v_5 = \pi_2 - \pi_3 + \eta_1 + \eta_4; \\ v_6 = \pi_3; \\ v_7 = -\pi_3 + \eta_1. \end{array} \right.$$

На підставі отриманих співвідношень між елементами базисів можуть бути отримані матриці коваріантного та контраваріантного координатного перетворення, що описують для даного випадку переходи між СК гілок і СК контурів і вузлових пар:

$$A_{\pi\eta}^v = \begin{vmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & -1 & 0 \\ 0 & -1 & 0 & 0 & 0 & -1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & -1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & -1 \end{vmatrix}; C_{\pi\eta}^v = \begin{vmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ -1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ -1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & -1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & -1 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{vmatrix}.$$

При передачі пакетів другого потоку структура мережі S_2 (рис. 2.27) визначає дискретний n -вимірний простір, де вже $n=5$, а $m=4$. Тут цикломатичне число та ранг мережі S_2 дорівнюють $\mu(S_2)=2$ і $\phi(S_2)=3$. В цьому випадку для передачі другого потоку використовувалася множина базисних контурів і вузлових пар, показана на рис. 2.27.

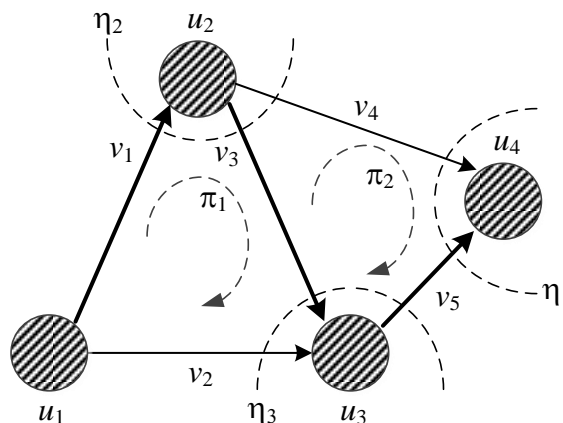


Рис. 2.27. Вибір множини базисних контурів і вузлових пар, що використовується при передачі другого потоку

Тут обраний остов в мережі $\{v_1, v_3, v_5\}$ визначається хордами, якими є гілки v_2 і v_4 , що визначають два базисних контура: $\pi_1 = -v_2$, $\pi_2 = v_4$. В цьому випадку повний базис контурів і вузлових пар через утворюючі їх гілки задається наступним чином:

$$\begin{cases} \pi_1 = -v_2; \\ \pi_2 = v_4; \\ \eta_1 = v_4 + v_5; \\ \eta_2 = v_1 - v_3 - v_4; \\ \eta_3 = v_2 + v_3 - v_5. \end{cases}$$

Далі, як і раніше, виражаємо елементи базису гілок через елементи базису контурів і вузлових пар та отримуємо наступні співвідношення:

$$\begin{cases} v_1 = \pi_1 + \eta_1 + \eta_2 + \eta_3; \\ v_2 = -\pi_1; \\ v_3 = \pi_1 - \pi_2 + \eta_1 + \eta_3; \\ v_4 = \pi_2; \\ v_5 = -\pi_2 + \eta_1. \end{cases}$$

В цьому випадку матриці коваріантного та контраваріантного координатного перетворення, що описують для передачі другого потоку переходи між СК гілок та СК контурів і вузлових пар, мають вигляд:

$$A_{\pi\eta}^v = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ -1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & -1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & -1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & -1 \end{vmatrix}; \quad C_{\pi\eta}^v = \begin{vmatrix} 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ -1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & -1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & -1 & 1 & 0 & 0 \end{vmatrix}.$$

Для наведених вище вихідних даних по структурі мережі, характеристикам потоків і QoS-вимогам робота запропонованого методу ієрархічно-координаційної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів здійснювалася в рамках трьох ітерацій (2.62), (2.63). Так, в табл. 2.8 представлено результати розрахунків, отримані для кожного потоку окремо до проведення координації.

Таблиця 2.8

Результати розрахунків до проведення координації

Канал зв'язку	Пропускна здатність каналу зв'язку, 1/с	QoS-вимоги для першого потоку: $\lambda_{req}^1=470$ 1/с, $\tau_{req}^1=100$ мс			QoS-вимоги для другого потоку: $\lambda_{req}^3=490$ 1/с, $\tau_{req}^3=50$ мс		
		Виділена пропускна здатність, 1/с	Швидкість передачі потоку пакетів, 1/с	Середня затримка пакетів, мс	Виділена пропускна здатність, 1/с	Швидкість передачі потоку пакетів, 1/с	Середня затримка пакетів, мс
(1,2)	200	180	165	68	–	–	–
(1,3)	350	320	305	65,4	–	–	–
(3,2)	1060	520	139	2,6	520	273	4
(3,4)	600	335	166	5,9	360	217	7
(2,4)	750	405	100	3,3	400	60	2,9
(2,5)	500	236	205	32	235	213	46
(4,5)	650	300	265	28,8	300	277	43

Для цього етапу характерно те, що для кожного з потоків забезпечення виконання QoS вимог щодо швидкості та середньої міжкінцевої затримки здійснювалося в ході використання для першого потоку чотирьох маршрутів (рис. 2.25):

- 1→2→5,
- 1→3→2→5,
- 1→2→4→5,
- 1→3→4→5,

а для другого потоку – трьох шляхів (рис. 2.25):

- 3→2→5,
- 3→2→4→5,
- 3→4→5.

Однак з огляду на неузгодженість роботи першого та третього приграничних маршрутизаторів в результаті маршрутизації вихідних від них потоків спостерігалось перевантаження каналів зв'язку (3, 4) і (2, 4) (табл. 2.8). Так, наприклад, в каналі (3, 4) під перший потік перший маршрутизатор має намір зарезервувати 335 1/с, а третій маршрутизатор для другого потоку – 360 1/с, що в сумі помітно перевищує пропускну здатність даного каналу (600 1/с).

Запропонований метод забезпечив узгоджене вирішення завдань маршрутизації двох потоків з резервуванням необхідної пропускну здатності каналів зв'язку та забезпеченням заданих QoS-вимог після третьої ітерації роботи координуючої процедури (2.62), (2.63). При цьому жоден із каналів мережі перевантажений не був. Результати розрахунків після завершення координації наведені в табл. 2.9.

Таблиця 2.9

Результати розрахунків після проведення координації

Канал зв'язку	Пропускна здатність каналу зв'язку, 1/с	QoS-вимоги для першого потоку: $\lambda_{req}^1=470$ 1/с, $\tau_{req}^1=100$ мс			QoS-вимоги для другого потоку: $\lambda_{req}^3=490$ 1/с, $\tau_{req}^3=50$ мс		
		Виділена пропускна здатність, 1/с	Швидкість передачі потоку пакетів, 1/с	Середня затримка пакетів, мс	Виділена пропускна здатність, 1/с	Швидкість передачі потоку пакетів, 1/с	Середня затримка пакетів, мс
(1,2)	200	180	165	68	–	–	–
(1,3)	350	320	305	65,4	–	–	–
(3,2)	1060	550	174	2,7	505	293	4,7
(3,4)	600	280	131	6,7	320	197	8,1
(2,4)	750	380	135	4,1	370	79	3,4
(2,5)	500	235	204	32	236	214	45,3
(4,5)	650	302	266	28	300	276	41,8

З точки зору перевірки отриманих розрахункових результатів продемонструємо виконання умов забезпечення якості обслуговування (2.54) для кожного з потоків. В ході передачі пакетів першого потоку для структури S_1 метричний тензор G_v має вигляд:

$$G_v = \begin{vmatrix} 2430,1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 4661,5 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 65271 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 19527 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 33049 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 6362,4 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 9524,8 \end{vmatrix}.$$

Відповідно до виразу (2.28) та знаючи структуру матриці $A_{\pi\eta}^v$ коваріантного координатного перетворення при переході від СК контурів і вузлових пар до СК гілок, отримаємо $G_{\pi\eta}$ – проекцію тензора G в СК контурів і вузлових пар:

$$G_{\pi\eta} = \begin{vmatrix} G_{\pi\eta}^{(1)} & G_{\pi\eta}^{(2)} \\ G_{\pi\eta}^{(3)} & G_{\pi\eta}^{(4)} \end{vmatrix} =$$

$$= \begin{vmatrix} 2430,1 & 0 & 0 & 0 & 2430,1 & 0 & 0 \\ 0 & 19527 & 0 & 0 & 0 & 19527 & -19527 \\ 0 & 0 & 6362,4 & 6362,4 & -6362,4 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 6362,4 & 15887 & -6362,4 & 0 & -9524,8 \\ 2430,1 & 0 & -6362,4 & -6362,4 & 107110 & -65271 & -33049 \\ 0 & 19527 & 0 & 0 & -65271 & 89460 & -19527 \\ 0 & -19527 & 0 & -9524,8 & -33049 & -19527 & 62101 \end{vmatrix},$$

$$G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle} = \left\| \begin{array}{cc} G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} & G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \\ \hline G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} & G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \end{array} \right\| = \left\| \begin{array}{cccc} 15887 & -6362,4 & 0 & -9524,8 \\ -6362,4 & 107110 & -65271 & -33049 \\ 0 & -65271 & 89460 & -19527 \\ -9524,8 & -33049 & -19527 & 62101 \end{array} \right\|.$$

Звідки слідує, що для першого потоку

$$G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} - G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \left[G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \right]^{-1} G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} = 4700,$$

що визначає виконання умов забезпечення якості обслуговування (2.54) для даного потоку по встановленим параметрам швидкості передачі пакетів 470 1/с і середньої затримки 0,1 с.

При передачі пакетів другого потоку для відповідної структури S_2 метричний тензор G_v приймає вигляд:

$$G_v = \left\| \begin{array}{ccccc} 62136 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 24213 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 22957 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 4725,8 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 6600,6 \end{array} \right\|.$$

Таким чином, отримувана проекція тензора G в СК контурів і вузлових пар $G_{\pi\eta}$ (2.28) наступна:

$$G_{\pi\eta} = \left\| \begin{array}{cc} G_{\pi\eta}^{\langle 1 \rangle} & G_{\pi\eta}^{\langle 2 \rangle} \\ \hline G_{\pi\eta}^{\langle 3 \rangle} & G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle} \end{array} \right\| = \left\| \begin{array}{cccc} 24213 & 0 & 0 & 0 - 24213 \\ 0 & 4725,8 & 4725,8 & -4725,8 & 0 \\ 0 & 4725,8 & 11326 & -4725,8 & -6600,6 \\ 0 & -4725,8 & -4725,8 & 89819 & -22957 \\ -24213 & 0 & -6600,6 & -22957 & 53771 \end{array} \right\|,$$

$$G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle} = \left\| \begin{array}{c|c} G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} & G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \\ \hline G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} & G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \end{array} \right\| = \left\| \begin{array}{c|cc} 11326 & -4725,8 & -6600,6 \\ \hline -4725,8 & 89819 & -22957 \\ \hline -6600,6 & -22957 & 53771 \end{array} \right\|.$$

Отже,

$$G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} - G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \left[G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \right]^{-1} G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} = 9804,9,$$

що також підтверджує виконання умов забезпечення якості обслуговування (2.54) для другого потоку за встановленими значеннями швидкості передачі пакетів 490 1/с і середньої затримки 0,05 с.

2.13. Динамічна модель багатошляхової маршрутизації із забезпеченням якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів в телекомунікаційній мережі

2.13.1. Аналіз мережних рішень щодо ймовірності своєчасної доставки пакетів в телекомунікаційній мережі

Як зазначалось в підрозділі 1.2, показники мережної продуктивності – швидкісні, часові (середня затримка пакетів і джитер) та показники надійності (ймовірність втрати пакетів) відносяться до первинних QoS-показників [360]. Тоді ймовірність своєчасної доставки (Timely Delivery, TD) пакетів можна віднести до вторинних (узагальнених) показників, які зв'язують ряд первинних показників, в даному випадку часові показники та показники надійності доставки пакетів.

Питанням покращення ймовірності своєчасної доставки пакетів присвячено досить багато наукових робіт. Так, в роботі [361] проводилося дослідження процесів своєчасної доставки пакетів потокового відео НТТР в

безпроводових мережах типу LTE. У цій роботі введено в аналітичній формі вираз для розрахунку ймовірності своєчасної доставки пакетів потокового відео в залежності від смуги пропускання, виділеної користувачеві. Крім того, в цьому виразі враховуються параметри прикладного, транспортного та фізичного рівнів, які стосуються використовуваної відеопотоком швидкості та якості каналу зв'язку. Запропоноване рішення дозволяє розрахувати рівень смуги пропускання, яка повинна бути виділена для підтримки прийнятної продуктивності системи у відповідності до QoE-вимог, а також показників продуктивності та ймовірності своєчасної доставки відеопакетів.

У роботі [362] запропоновано евристичний підхід щодо максимізації своєчасної доставки контенту в мережах, толерантних до затримки (Delay Tolerant Networks, DTN), і представлено відповідну систему рішень (framework). При цьому на початку використовуються властивості контенту для отримання оптимальної кількості хостів маршрутизації для кожного типу потоку (контенту) з метою максимізації кількості необхідних вузлів. На наступному етапі проводиться збір та обробка даних про ємності та місцезнаходження мобільних пристроїв. Потім схема розподіленої передачі використовує оптимальну кількість хостів для маршрутизації і дані з вузлів для своєчасної доставки контенту до необхідних вузлів. До переваг рішення варто віднести зменшення обсягу переданої службової інформації, а до недоліків – надмірне використання мережного ресурсу (вузлів, каналів зв'язку).

В праці [363] також представлено евристичне рішення щодо підвищення ймовірності своєчасної та достовірної доставки повідомлень в рамках автомобільного зв'язку (Vehicular Communication). При цьому пропонується введення рівня, що містить детермінований протокол управління доступом до середовища та здійснення повторних передач на транспортному рівні поверх IEEE 802.11p з метою забезпечення гарантованої доставки даних в реальному часі та підвищення надійності зв'язку в цілому.

В [364] пропонується гібридна сходова та консервативна сходова схеми (staircase, conservative staircase schemes), які забезпечують своєчасну

широкомовну доставку відеоданих користувачам і має кращу продуктивність, ніж консервативна сходовою схема за таким показником як час очікування користувача. У свою чергу система для забезпечення своєчасної доставки критично важливих даних в мобільних Ad Hoc мережах (Mobile Ad Hoc Networks, MANET) була запропонована в [365].

Таким чином, можна зробити висновок про те, що рішення щодо розрахунку та використання показника ймовірності своєчасної доставки максимально прив'язані як до змісту розв'язуваної мережної задачі, так і до параметрів контенту, який передається. До недоліків представлених рішень можна віднести їх, як правило, евристичний характер, а також орієнтацію на конкретний тип контенту, що передається в мережі. У зв'язку з цим пропонується підхід для розрахунку й аналізу ймовірності своєчасної доставки пакетів на основі оптимізації процесів багатошляхової маршрутизації в мультисервісних ТКМ в умовах нестаціонарного режиму функціонування мережних інтерфейсів. Пропоноване рішення є подальшим розвитком підходів, викладених у роботах [93, 94], і засноване на використанні динамічної моделі функціонування інтерфейсів маршрутизаторів мережі [308].

2.13.2. Умови забезпечення якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів при реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації в ТКМ

За основу математичної моделі багатошляхової маршрутизації в ТКМ будуть прийняті вирази, які описують в підрозділі 2.2 умови збереження потоку (2.1), реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації (2.2) та запобігання перевантаження каналів зв'язку (2.3). Для отримання QoS-умов щодо забезпечення своєчасної доставки пакетів запропонована модель використовує стаціонарну точкову апроксимацію нестаціонарного потоку (PSFFA) M/G/1 [308], а саме окремий її випадок M/M/1, коли динаміка зміни середньої черги та

середньої затримки пакетів на інтерфейсі маршрутизатора мережі задається диференціальними рівняннями (2.11) та (2.12) відповідно.

Нехай до кожного k -го потоку висуваються QoS-вимоги за середньою затримкою τ_{req}^k та швидкістю передачі пакетів λ_{req}^k . Тоді в рамках введених позначень ймовірність своєчасної доставки пакетів k -го потоку P_{TD}^k може бути визначена наступним чином:

$$P_{TD}^k = \frac{T(\tau_{MP}^k \leq \tau_{req}^k)}{T_U}, \quad (2.64)$$

де $T(\tau_{MP}^k \leq \tau_{req}^k)$ – час таймера оновлення маршрутних таблиць, на протязі якого середня багатошляхова міжкінцева затримка пакетів відповідає QoS-вимогам, тобто є меншою за τ_{req}^k ;

T_U – таймер оновлення маршрутних таблиць, який, наприклад для протоколу RIP складає 30 с, а для протоколу IGRP – 90 с;

τ_{MP}^k – середня міжкінцева багатошляхова затримка пакетів за множиною шляхів, розрахованих для k -го потоку.

В свою чергу τ_{MP}^k може бути отримана з використанням виразу:

$$\tau_{MP}^k = \sum_{i \in I^k} x_{p_i}^k \tau_{p_i}^k \quad (2.65)$$

де $x_{p_i}^k$ – частка інтенсивності k -го потоку пакетів, який передаються в маршруті p_i з множини усіх задіяних (розрахованих) маршрутів;

$\tau_{p_i}^k$ – середня міжкінцева затримка пакетів k -го потоку в маршруті p_i , яка розраховується як сума середніх затримок пакетів в каналах зв'язку (2.18), що утворюють даний маршрут.

Варто зазначити, що якщо на протязі всього таймера оновлення маршрутних таблиць середня багатошляхова міжкінцева затримка пакетів менше τ_{req}^k , як, наприклад, показано на рис. 2.20 б) або рис. 2.22 б), то ймовірність своєчасної доставки пакетів буде дорівнювати одиниці.

В загальному випадку в ході розв'язання задач багатошляхової маршрутизації для кожного з потоків важливо забезпечити виконання наступної QoS-умови щодо значень ймовірності своєчасної доставки пакетів:

$$P_{TD}^k \geq \delta_{TD}^k \cdot P_{TD}^{k req}, \quad (2.66)$$

де

$$\delta_{TD}^k = \begin{cases} 1, & \text{якщо пакетам } k \text{-му потоку необхідно гарантувати своєчасну доставку;} \\ 0, & \text{в іншому випадку;} \end{cases}$$

$P_{TD}^{k req}$ – QoS-вимоги щодо значень ймовірності своєчасної доставки пакетів k -го потоку.

2.13.3. Формування множини критеріїв оптимальності маршрутних рішень при забезпеченні своєчасної доставки пакетів в ТКМ

Залежно від типу телекомунікаційної мережі сформульовано критерії оптимальності маршрутних рішень при забезпеченні своєчасної доставки пакетів в ТКМ. Наприклад, в операторських мережах зв'язку як критерій оптимальності маршрутних рішень варто використовувати мінімум лінійної (2.4) або квадратичної (2.6) цільових функцій, які мають вартісний характер. При чому обмеженнями мають виступати умови збереження потоку (2.1), реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації (2.2), запобігання перевантаження

каналів зв'язку (2.3) та QoS-умови забезпечення заданих значень ймовірності своєчасної доставки пакетів (2.66). Подібна оптимізаційна постановка маршрутної задачі націлює на економію використання доступного мережного ресурсу, тому жоден з потоків не отримує ресурсу більше, ніж це необхідно для виконання QoS-умов (2.66).

У той час як в корпоративних мережах пропонується використовувати інший тип критерію оптимальності, пов'язаний з максимізацією цільової функції:

$$J_c = \sum_{k \in K} w_k P_{TD}^k, \quad (2.67)$$

де $w_k = IP_{pr}^k + 1$ – ваговий коефіцієнт, який визначається пріоритетом IP_{pr}^k пакетів k -го потоку.

В IP-мережі в разі використання для пріоритезації трьох біт IP precedence в заголовку IP пакета (рис. 1.11) значення IP_{pr}^k змінюються від 0 до 7, тоді як для DSCP (Differentiated Services Code Point) пріоритетів IP_{pr}^k – від 0 до 63.

Тоді задача QoS-маршрутизації за показником ймовірності своєчасної доставки звелася до розв'язання оптимізаційної задачі з цільовою функцією (2.67) за наявності обмежень (2.1)-(2.3), (2.66). Оптимізаційна задача відноситься до класу задач нелінійного програмування, тому що умови-обмеження (2.66) через нелінійність форм (2.18) також є нелінійними. Використання критерію (2.67) забезпечує диференціацію якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки. Причому, чим вище пріоритет потоку пакетів (w_k), тим краща ймовірність своєчасної доставки буде забезпечена пакетам цього потоку.

2.13.4. Аналіз процесу багатошляхової маршрутизації, оптимізованого за показником ймовірності своєчасної доставки

Продемонструємо особливості запропонованого рішення багатошляхової QoS-маршрутизації при використанні моделі (2.1)-(2.3), (2.64)-(2.66) на прикладі структури мережі, показаної на рис. 2.28. Мережа складається з восьми вузлів (маршрутизаторів) і дванадцяти каналів зв'язку. В процесі досліджень аналізувався вплив на ймовірність своєчасної доставки пакетів (2.64) виду використовуваної математичної моделі маршрутизації, а також завантаженості мережі (інтенсивності переданих потоків). Маршрутне рішення, отримане при використанні запропонованої моделі (2.1)-(2.3), (2.64)-(2.66) та позначене як «TD» (Timely Delivery), порівнювалося з рішенням, заснованим на технології Traffic Engineering (TE) (2.1)-(2.3), (2.5) та (2.6) [78].

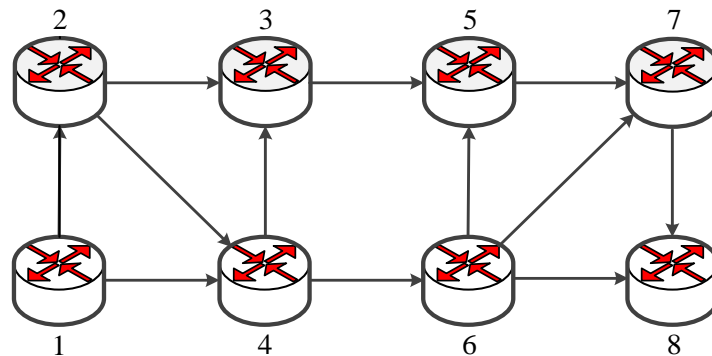


Рис. 2.28. Структура мережі, що досліджується

Припустимо, що між першим та восьмим маршрутизаторами, необхідно передавати потік пакетів з інтенсивністю 420 1/с. Вихідні дані для дослідження показано в табл. 2.10, а саме пропускні здатності каналів зв'язку та початкові затримки на інтерфейсах маршрутизаторів. Рішення задачі багатошляхової QoS-маршрутизації вихідного потоку з інтенсивністю 420 1/с при $\tau_{req}=100$ мс, отримані з використанням запропонованої моделі TD, показані на рис. 2.29, а для моделі TE – на рис. 2.30. Для рішення за моделлю TE значення порога (2.5) відповідало значенню 0,933.

Таблиця 2.10

Вихідні дані для дослідження

Канал зв'язку	(1, 2)	(1, 4)	(2, 3)	(2, 4)	(4, 3)	(3, 5)
Пропускна здатність	500	300	200	300	800	150
Початкова затримка	10	20	20	10	30	20
Канал зв'язку	(4, 6)	(6, 5)	(5, 7)	(6, 7)	(6, 8)	(7, 8)
Пропускна здатність	300	900	500	400	200	500
Початкова затримка	10	20	30	10	40	30

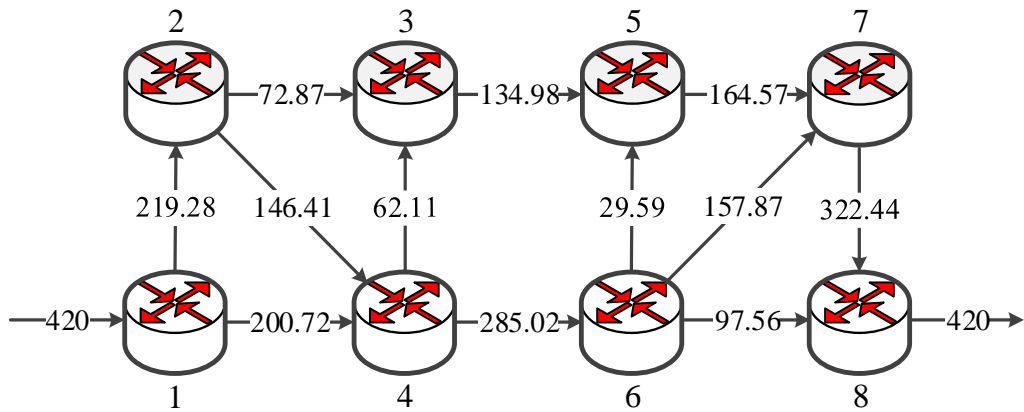


Рис. 2.29. Порядок маршрутизації потоку з інтенсивністю 420 1/с при використанні моделі TD

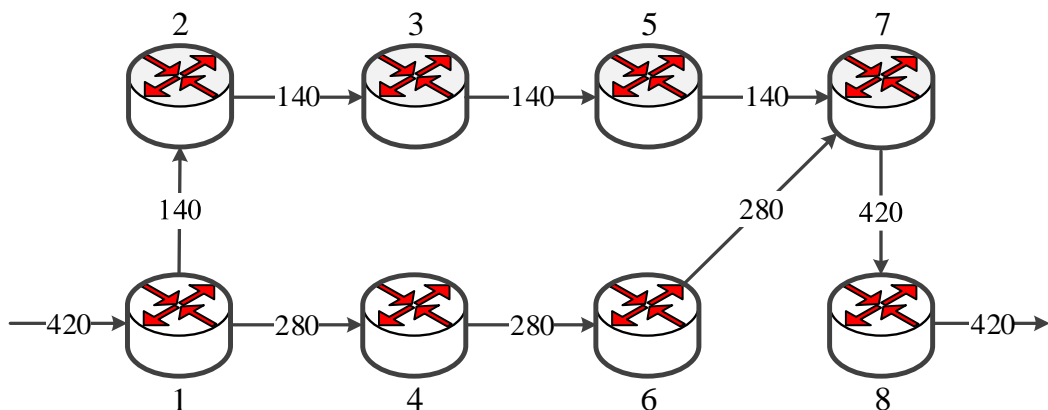


Рис. 2.30. Порядок маршрутизації потоку з інтенсивністю 420 1/с при використанні моделі TE

На основі отриманих рішень, використовуючи вираз (2.65), для кожної з моделей маршрутизації на рис. 2.31 показано динаміку зміни в часі середньої міжкінцевої затримки пакетів при початкових значеннях затримок на інтерфейсах маршрутизаторів (τ_0), наведених в табл. 2.10. Як показано на рис. 2.31 рішення, засноване на використанні моделей TD, забезпечує значення середньої міжкінцевої затримки пакетів менше, ніж $\tau_{req}=100$ мс на всьому протязі періоду спостереження, який, наприклад, був обраний 30 с. У свою чергу рішення на основі моделі TE забезпечувало виконання вимог щодо середньої міжкінцевої затримки пакетів (τ_{req}) лише протягом однієї секунди в рамках періоду спостереження в 30 с (рис. 2.31). Цьому рішенню відповідала ймовірність своєчасної доставки (2.64), приблизно рівна 0,033.

У загальному випадку посилення вимог щодо середньої міжкінцевої затримки пакетів (τ_{req}) негативно позначається на значеннях ймовірності своєчасної доставки пакетів. Однак використання запропонованої моделі багатошляхової маршрутизації TD забезпечувало кращі значення ймовірності своєчасної доставки пакетів у порівнянні з рішеннями, заснованими на моделі TE (рис. 2.32). Як показано на рис. 2.32, використання моделі TD забезпечувало значення ймовірності своєчасної доставки (2.64), що дорівнює одиниці, при $\tau_{req}=90$ мс і вище, тоді як маршрутне рішення, засноване на моделі TE, лише при $\tau_{req} \geq 125$ мс. Таким чином, застосування запропонованої моделі (2.1)-(2.3), (2.64)-(2.66), як показав проведений аналіз (рис. 2.31 та рис. 2.32), дозволило забезпечити максимальні значення ймовірності своєчасної доставки пакетів при підвищенні вимог до середньої міжкінцевої затримки пакетів на 28% у порівнянні з рішенням, отриманим на основі моделі Traffic Engineering

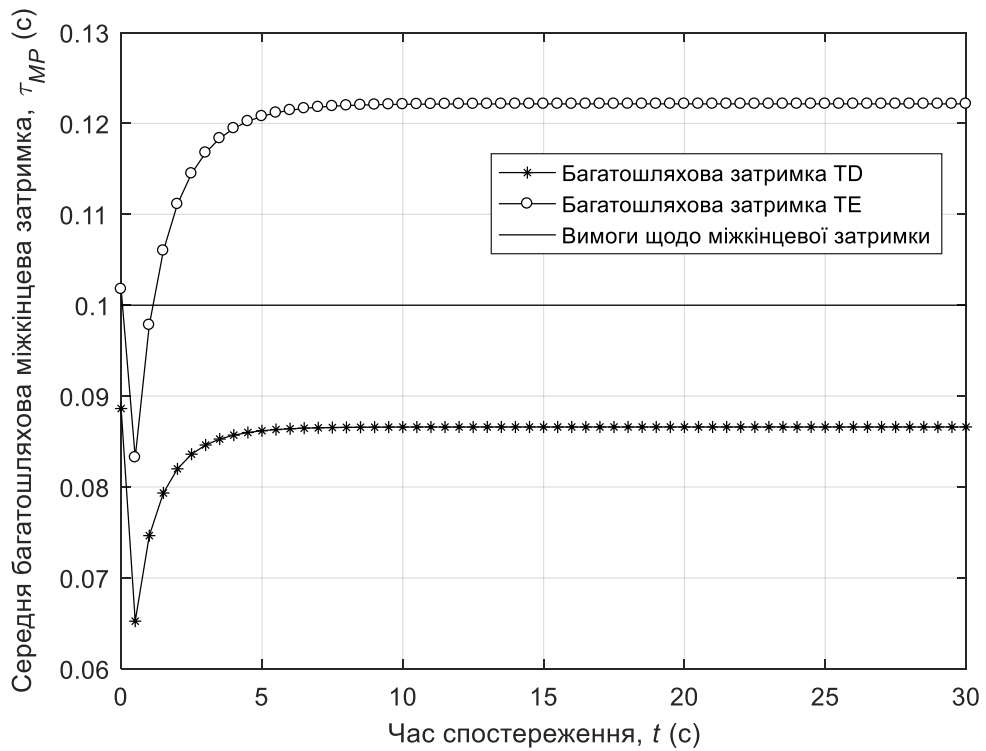


Рис. 2.31. Динаміка зміни середньої багатошляхової міжкінцевої затримки пакетів (інтенсивність потоку 420 1/с)

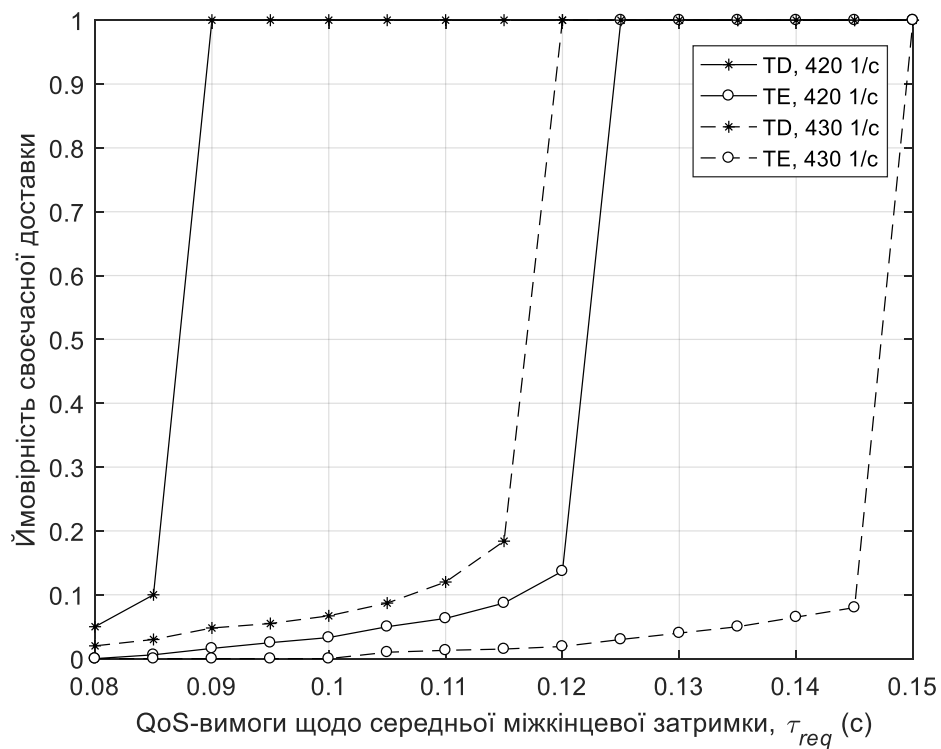


Рис. 2.32. Залежність ймовірності своєчасної доставки пакетів від QoS-вимог щодо середньої міжкінцевої затримки та швидкості передачі пакетів для різних моделей багатошляхової маршрутизації (TD, TE)

Переваги запропонованого рішення максимально виявлялися при збільшенні розмірів мережі, зв'язності маршрутизаторів (кількості доступних маршрутів), зростанні завантаженості каналів зв'язку і мережі в цілому та підвищенні QoS-вимог, що і визначає область переважного використання моделі TD. В цих умовах реалізація запропонованої моделі TD дозволила забезпечити однакові з моделлю TE значення ймовірності своєчасної доставки, але при більш жорстких (на 30-37%) QoS-вимогах щодо τ_{req} .

2.14. Дослідження адекватності динамічних тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком в ТКМ засобами імітаційного моделювання

2.14.1. Характеристика існуючих програмних засобів імітаційного моделювання ТКМ

Одним з ключових етапів розробки та вдосконалення аналітичних моделей і методів управління трафіком в ТКМ є їх експериментальна перевірка, яка може проводитися як за допомогою широкого спектру пакетів імітаційного моделювання, так і в ході натурного або лабораторного дослідження. Подібні дослідження пов'язані, по-перше, з аналізом адекватності запропонованих рішень – моделей та методів, а по-друге, з оцінкою достовірності та ефективності отриманих за допомогою цих рішень результатів.

Використання аналітичних моделей, як правило, не затратне за часом, що дозволяє дослідити мережні процеси для досить широкої множини вихідних даних: мережних структур, характеристик трафіка, дисциплін обслуговування, стратегій маршрутизації тощо, проте отримані результати розрахунків не завжди мають високу адекватність та точність. Методи натурного (лабораторного) експерименту вимагають наявності доступу до реального мережного (комутаційного) обладнання, організація експлуатації якого в дослідницьких цілях є досить проблемним моментом та пов'язана з додатковими матеріальними

та часовими затратами. Тому компромісним варіантом у цьому випадку є використання функціоналу імітаційного моделювання, представленого, наприклад, пакетами NS2, NS3, OPNET, OMNET тощо. Результати порівняння пакетів імітаційного моделювання ТКМ наведені в табл. 2.11 [366, 367].

Поряд з мережними симуляторами (табл. 2.11) на практиці активно використовується пакет Simulink, який представляє собою графічне середовище імітаційного моделювання, що дозволяє за допомогою блок-діаграм будувати динамічні моделі, включаючи дискретні, безперервні і гібридні, в т.ч. нелінійні системи [349]. Застосування пакету Simulink передбачає реалізацію множини переваг. До них, наприклад, варто віднести ергономічний графічний інтерфейс та простоту використання, засновану на реалізації принципів візуального програмування з використанням бібліотеки стандартних функціональних блоків. Проте основою перевагою пакета Simulink є його тісна інтеграція з системою MATLAB [348-352] та рядом інших пакетів розширення. Доступ до широкого функціоналу MATLAB дозволяє пакету Simulink використовувати такі потужні і важливі для розв'язання мережних задач інструменти (Toolboxes/Blocksets), як Control System Toolbox, Optimization Toolbox, Differential Equations Toolbox, Digital Signal Processing Blockset та багато інших. Ще однією ключовою перевагою пакета Simulink є те, що при роботі в середовищі Simulink надається можливість модернізувати та вдосконалювати бібліотечні блоки, а також створювати та поповнювати свої власні бібліотеки блоків за допомогою підпрограм, написаних як на мові MATLAB, так і на мовах C++, Fortran або Ada.

При моделюванні та дослідженні динамічних систем дослідник може обрати метод розв'язання диференціальних рівнянь, задати модельний час (з фіксованим або змінним кроком), стежити в реальному часі за процесами, які протікають в системі, що досліджується. З цією метою активно використовуються спеціальні пристрої моніторингу, візуалізації, аналізу і обробки результатів досліджень, що входять до складу бібліотеки пакета Simulink [348, 349]. З їх допомогою можна представляти отримані результати у вигляді 2D/3D-графіків або таблиць.

Таблиця 2.11

Порівняння існуючих програмних пакетів імітаційного моделювання ТКМ

Назва	Мова програмування	Операційна система (ОС)	Доступні модулі моделювання	Масштабованість	Кількість вузлів ТКМ при моделюванні
NS2, NS3	C++, OTCL, Python	GNU/Linux, FreeBSD, Mac OS X, Windows	Проводові та безпроводові мережі	Обмежена	До 3000
QualNet	C++	UNIX, Window-MAC, Linux	Проводові та безпроводові мережі	Висока	500-20000
GloMoSim	C	Windows, Linux, Sun SPARC Solaris	Проводові та безпроводові мережі	Висока	До 10000
NetSim	C, Java	Windows	Проводові, безпроводові, сенсорні мережі	Достатня	–
OMNET+	C++	Windows, Linux, Mac OS X та інші Unix-подібні ОС	Проводові та безпроводові мережі	Достатня	–
OPNET	C, C++	Windows	Проводові та безпроводові мережі	Висока	210 – 290
TOSSIM	Python, C++, NesC	Linux, Cygwin для Windows	Емуляція безпроводових сенсорних мереж TinyOS	Достатня	До 850
J-SIM	Java	Windows, MAC OS X, Linux	Проводові, безпроводові, сенсорні мережі	Достатня	До 1000
NTCUns	C++	FreeBSD, Linux	Проводові та безпроводові мережі	Середня	До 4096
DRMSim	Java	UNIX, Linux, Mac OS	Моделювання динамічної маршрутизації	Висока	До 10000
SSFNet	Java, C++	Linux, Solaris, Windows	Моделювання Internet протоколів та мереж	Дуже висока	До 100000
GrooveNet	C++	Linux	Моделювання ТКМ та трафіку	Висока	–
TraNs	Java, C++	Linux, Windows	Vehicular Ad-hoc Networks (VANETs)	Висока	До 3000

2.14.2. Розробка імітаційної моделі функціонування інтерфейсів телекомунікаційної мережі, побудованої з використанням пакета Simulink

При імітаційному моделюванні процесів управління трафіком в ТКМ основна увага приділялась таким важливим задачам:

- імітація потоків пакетів з заданими інтенсивностями та законами розподілу;
- реалізація результатів розв’язання задач QoS-маршрутизації та розподілу пропускних здатностей каналів зв’язку шляхом відповідної організації на інтерфейсах маршрутизаторів системи черг пакетів, задання їх кількості та типу, визначення дисциплін обслуговування пакетів;
- динамічний аналіз стану як окремих інтерфейсів: завантаженості черг (їх довжини) та середніх затримок пакетів, так і дослідження рівня міжкінцевої якості обслуговування, тобто значень середніх затримок пакетів вздовж обраного маршруту.

За основу дослідження були прийняті аналітичні моделі роботи інтерфейсів маршрутизаторів, які представлені в підрозділі 2.4 та описують за допомогою нелінійних диференціальних рівнянь вплив характеристик потоку та дисциплін обслуговування пакетів на динаміку зміни в часі середніх значень довжини черги та затримок пакетів як для стаціонарного, так і для нестаціонарного (перехідного) режимів роботи інтерфейсів. Моделі засновані на використанні стаціонарної точкової апроксимації нестаціонарного потоку PSFFA [308-310]. Наприклад, при моделюванні роботи j -ї черги на i -му інтерфейсі маршрутизатора ТКМ за допомогою системи масового обслуговування (СМО) $M(t)/M(t)/1$ нелінійне диференціальне рівняння, яке описує динаміку зміни середньої довжини черги на даному інтерфейсі, прийме форму рівняння (2.11). Тоді як система нелінійних диференціальних рівнянь, що відображають динаміку зміни середньої затримки пакетів в j -й черзі i -го інтерфейсу на маршрутизаторі ТКМ має вигляд (2.12).

В свою чергу для випадку СМО $M(t)/D/1$ апроксимація PSFFA приймає форму (2.13), тоді як середня затримка пакетів на інтерфейсах маршрутизаторів визначається за допомогою (2.14).

Базуючись на аналітичних моделях (2.11)-(2.14) та можливостях пакета Simulink, в рамках проведеного дослідження була розроблена імітаційна модель функціонування інтерфейсу маршрутизаторів, загальна структура схеми якої представлена на рис. 2.33.

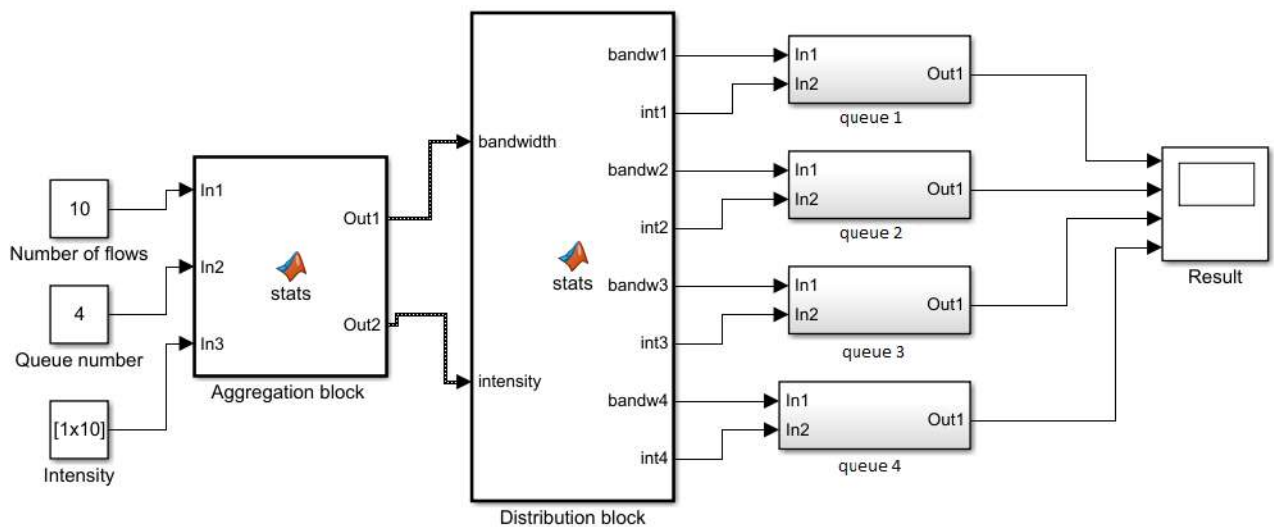


Рис. 2.33. Узагальнена структурна схема імітаційної моделі функціонування інтерфейсу маршрутизатора ТКМ (Interface model)

Детальний опис схеми (рис. 2.33) наведено в додатку А.

Крім того, на рис. 2.34 показано варіант використання імітаційної моделі функціонування інтерфейсу маршрутизатора ТКМ (рис. 2.33) для оцінки середньої міжкінцевої затримки пакетів вздовж деякого розрахованого шляху, який на рис. 2.34 проходив через три інтерфейси різних маршрутизаторів.

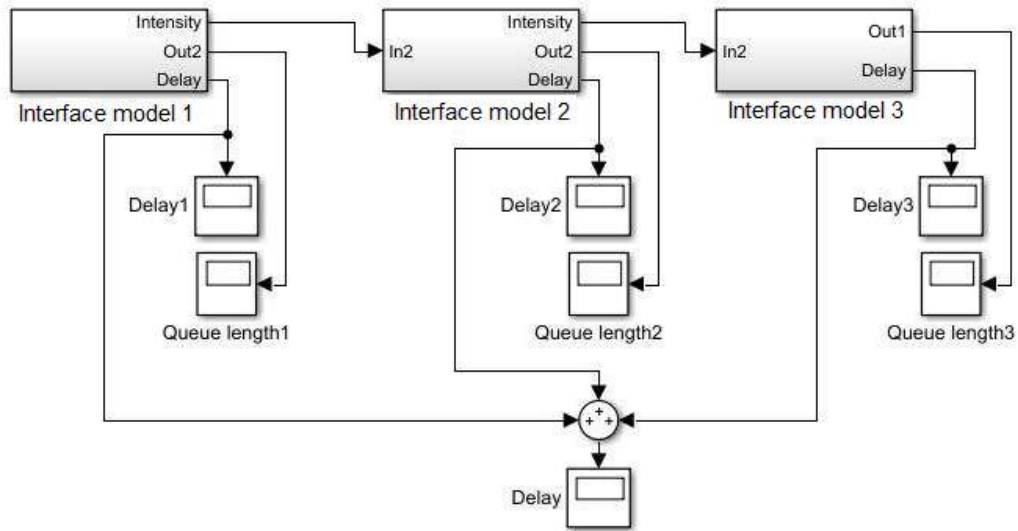


Рис. 2.34. Схема застосування запропонованої моделі (Interface model) для оцінки середньої міжкінцевої затримки пакетів вздовж деякого шляху

Виходи Delay блоків Interface model (рис. 2.34) забезпечують за аналогією з роботою підсистеми «Fcn» отримання розв'язання диференціального рівняння (2.12) або (2.13) з метою оцінки в часі середньої затримки пакетів на кожному з інтерфейсах. Блоки Delay1÷Delay3 дозволяють отримати ці ж результати в графічному вигляді. Результатом роботи самостійного блоку Delay (рис. 2.34) є графічна залежність середньої міжкінцевої затримки пакетів від часу спостереження.

2.14.3. Дослідження процесів QoS-маршрутизації та управління трафіком в ТКМ за допомогою запропонованої імітаційної моделі

В ході дослідження рішень задач QoS-маршрутизації та управління трафіком, отриманих за допомогою динамічних тензорних моделей ТКМ, перевірялась їх адекватність шляхом порівняння середніх міжкінцевих затримок пакетів вздовж розрахованих маршрутів з результатами імітаційного моделювання. Дослідження охоплювали множину мережних структур, параметрів потоків та вимог щодо якості обслуговування. Для наочності

продемонструємо особливості роботи імітаційної моделі на мережних структурах, представлених на рис. 2.13 та рис. 2.17.

В першому випадку перевірялись на адекватність результати розрахунків, які отримані за допомогою динамічної тензорної моделі управління трафіком в телекомунікаційній мережі з підтримкою різних класів обслуговування, представленої в базисі контурів і вузлових пар та наведеної в підрозділі 2.7. Як вихідні використовувались дані, наведені на рис. 2.13 та в табл. 2.4. Тоді за допомогою імітаційної моделі були отримані залежності для середньої міжкінцевої затримки пакетів першого потоку (рис. 2.35), які передавались вздовж трьох розрахованих шляхів. При цьому розбіжність результатів імітаційного (рис. 2.35) та аналітичного (рис. 2.15 а) моделювання складала від 0,75% (для шляху 1-2-5) до 1,2% (для шляхів 1-3-4-5 та 1-2-4-5).

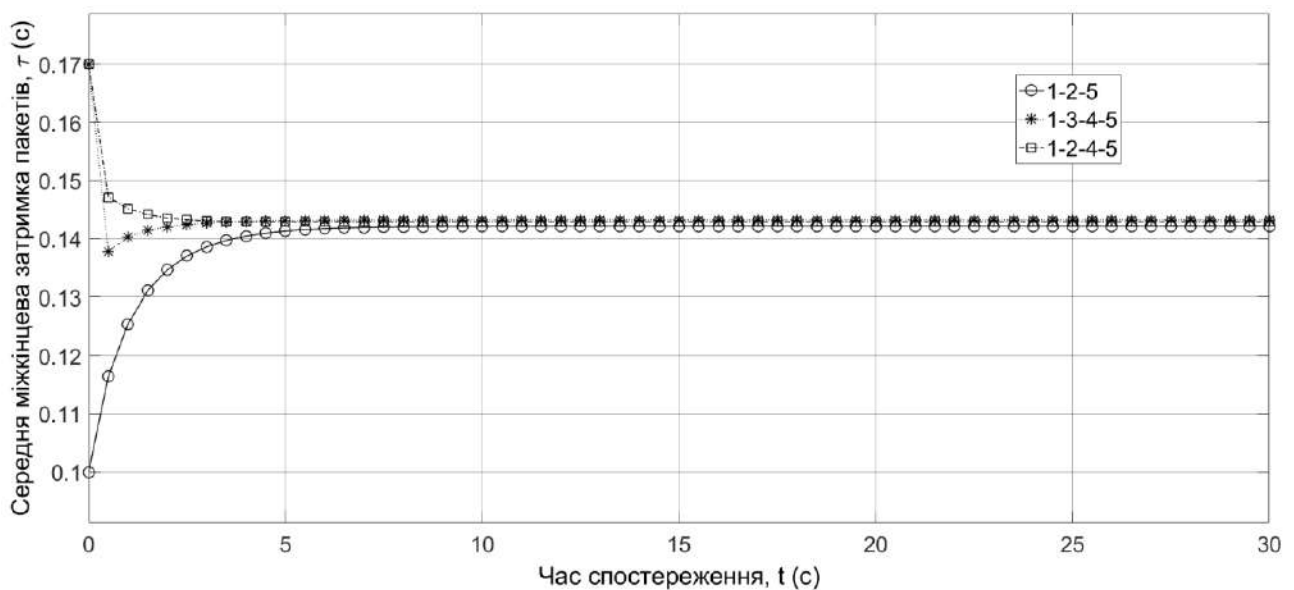


Рис. 2.35. Результати роботи імітаційної моделі при дослідженні задачі управління трафіком на структурі ТКМ, наведеної на рис. 2.13

В другому випадку перевірялись на адекватність результати розрахунків, які отримані за допомогою динамічної тензорної моделі QoS-маршрутизації, тензорної моделі QoS-маршрутизації в телекомунікаційній мережі, представленої в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар та

наведеної в підрозділі 2.9. Як вихідні використовувались дані, наведені на рис. 2.17 та в табл. 2.5. В ході імітаційного моделювання були отримані залежності для середньої міжкінцевої затримки пакетів для потоку інтенсивності 425 1/с (рис. 2.36), які передавались вздовж трьох розрахованих шляхів. При цьому розбіжність результатів імітаційного (рис. 2.36) та аналітичного (рис. 2.18 а) моделювання в цьому випадку складала від 0,83% (для шляху 1-2-5) до 1,25% (для шляхів 1-3-4-5 та 1-2-4-5).

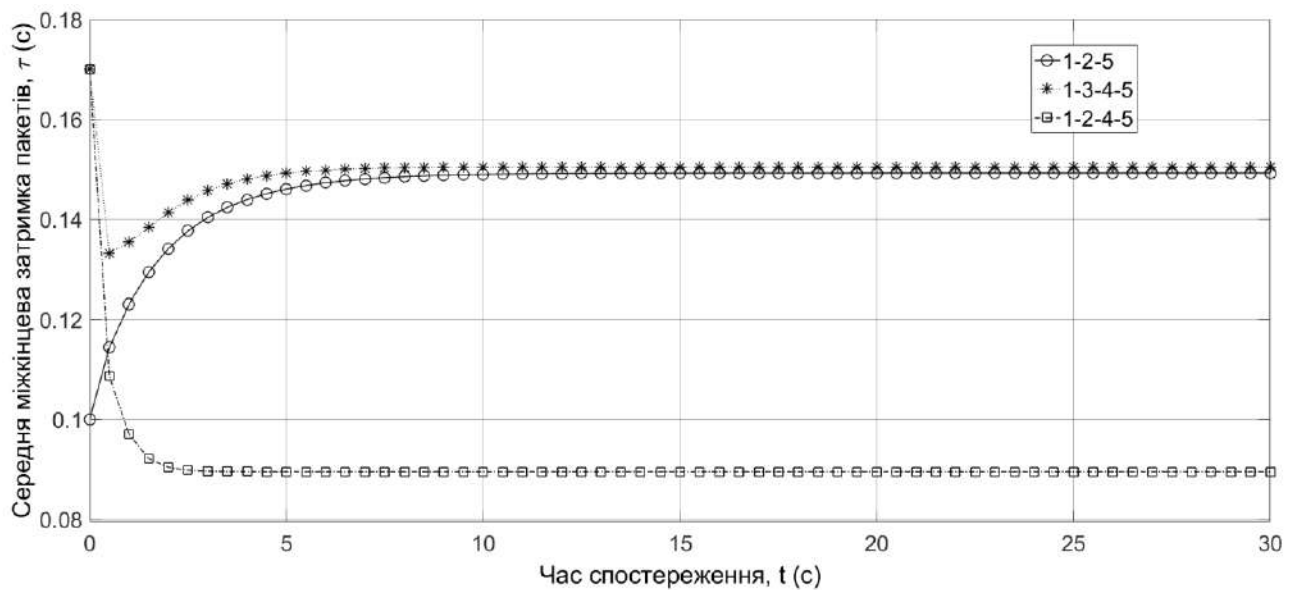


Рис. 2.36. Результати роботи імітаційної моделі при дослідженні задачі QoS-маршрутизації потоку інтенсивності 425 1/с на структурі ТКМ, наведеної на рис. 2.17

При збільшенні інтенсивності до 432,5 1/с розбіжність результатів імітаційного (рис. 2.37) та аналітичного (рис. 2.19 а) моделювання суттєво не змінилась, і в цьому випадку складала від 0,8% (для шляху 1-2-5) до 1,22% (для шляхів 1-3-4-5 та 1-2-4-5).

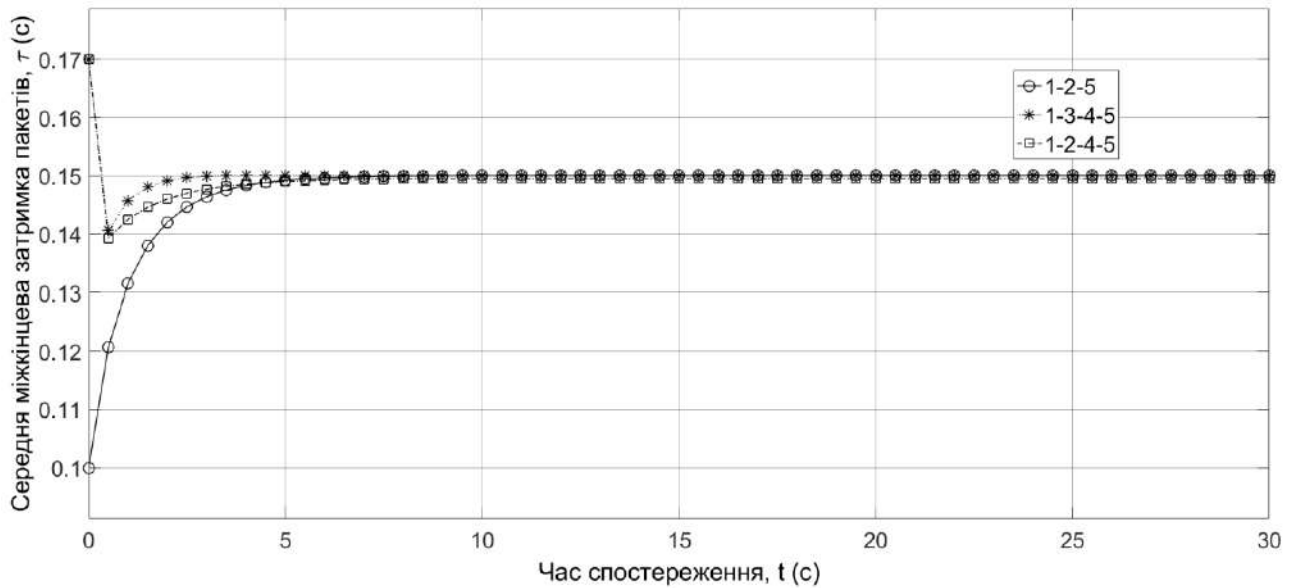


Рис. 2.37. Результати роботи імітаційної моделі при дослідженні задачі QoS-маршрутизації потоку інтенсивності 432,5 1/с на структурі ТКМ, наведеної на рис. 2.17

В цілому була встановлена наступна закономірність, що розбіжність результатів імітаційного та аналітичного моделювання здебільшого залежала від довжини шляху, тобто кількості каналів зв'язку та маршрутизаторів (мережних інтерфейсів), які його утворювали. Чим більше інтерфейсів було включено до шляху, тим більше накопичувалось вздовж маршруту ймовірних розбіжностей в результатах імітаційного та аналітичного моделювання роботи цих інтерфейсів. Проте навіть при довжині шляху в 15-20 маршрутизаторів досліджувана розбіжність не перевищувала 7-9%, що свідчить про адекватність запропонованих рішень, які базуються на використанні розроблених динамічних тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком в ТКМ.

2.15. Висновки до другого розділу

1. Встановлено, що забезпечення якості обслуговування в ТКМ є процесом реального часу, тому важливо проводити розв'язання задач маршрутизації та управління трафіком в цілому за допомогою динамічних моделей

телекомунікаційної мережі. На основі проведеного аналізу різнотипних математичних моделей, заснованих на різних видах (методах) апроксимацій динаміки зміни стану інтерфейсу маршрутизатора ТКМ (табл. 2.1), обґрунтовано необхідність використання стаціонарної точкової апроксимація нестационарного потоку (PSFFA), в рамках якої динаміка стану ТКМ описується системою нелінійних диференціальних рівнянь стану її мережних інтерфейсів.

2. Відповідно до цього в розділі запропоновано динамічні тензорні моделі багатошляхової QoS-маршрутизації та управління трафіком, представлені в системах координат контурів і вузлових пар, з урахуванням нестационарного режиму роботи мережних інтерфейсів. Новизна запропонованих моделей полягає у введенні динамічних тензорних метрик (метрика (2.16) стала функцією часу), так як при геометризації ТКМ тензорному узагальненню підлягали нелінійні диференціальні рівняння стану мережі, отримані на основі використання стаціонарної точкової апроксимації нестационарного потоку (PSFFA). Це дозволило отримати умови забезпечення якості обслуговування (2.29) за показниками середньої міжкінцевої затримки та швидкості передачі пакетів як для стаціонарного, так і нестационарного режимів роботи мережних інтерфейсів протягом таймера оновлення маршрутних таблиць.

Дослідження запропонованих динамічних тензорних моделей показало, що тривалість нестационарного режиму роботи інтерфейсу, що характеризується зміною в часі середньої міжкінцевої затримки пакетів і наближенням до свого стаціонарного значення, в залежності від завантаженості каналів зв'язку (ρ) може бути порівняна з таймером перерахунку маршрутних таблиць (рис. 2.5, рис. 2.6, рис. 2.15), а в деяких випадках (рис. 2.10, рис. 2.16) і перевищувати його. Таким чином, раніше відомі рішення, отримані в ході тензорного узагальнення математичних виразів для розрахунку основних QoS-показників в стаціонарному режимі роботи інтерфейсу, можна використовувати лише при низькій завантаженості каналів зв'язку мережі для отримання граничних оцінок.

Крім того, встановлено, що врахування динаміки зміни стану інтерфейсів, як з точки зору середньої довжини черги, так і середньої затримки пакетів на

інтерфейсі, призводить до можливості більш точних оцінок міжкінцевої якості обслуговування: від 7-10% до 12-18%. Це актуально з причини того, що реальні значення QoS-показників не завжди відповідали значенням, які отримані для стаціонарного режиму роботи мережних інтерфейсів та ТКМ в цілому. Тому використання умов забезпечення якості обслуговування (2.29) з динамічними тензорними метриками (2.21) особливо ефективно в умовах високої завантаженості мережних інтерфейсів та мережі в цілому (від 0,63 і вище), жорстких вимог щодо середньої міжкінцевої затримки та швидкості передачі пакетів (рис. 2.6 та рис. 2.8) та високої динаміки оновлення маршрутних таблиць (рис. 2.10). З іншого боку використання запропонованих рішень дозволить адекватно оцінити вибрані показники якості обслуговування і, як результат, сприяти більш ефективному управлінню буферним і каналним ресурсами ТКМ.

3. Вдосконалено систему тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком, представлених в базисі міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар. Новизна моделей полягає також у введенні динамічних тензорних метрик, які отримані на підставі використання стаціонарної точкової апроксимації нестационарного потоку при описі стану мережі системою нелінійних диференціальних рівнянь стану мережних інтерфейсів. Це дозволило врахувати зміну в часі структурних та функціональних параметрів телекомунікаційної мережі та характеристик потоків пакетів в ході тензорного моделювання процесів маршрутизації та управління трафіком та отримати динамічні умови забезпечення якості обслуговування за показниками швидкості передачі та середньої міжкінцевої затримки пакетів в нестационарному режимі роботи мережних інтерфейсів маршрутизаторів ТКМ.

Результати дослідження запропонованих динамічних тензорних моделей маршрутизації (2.40)-(2.48) та управління трафіком (2.31)-(2.35), (2.48), представлених в базисі міжполюсних шляхів та внутрішніх вузлових пар, підтвердили їх ефективність при забезпеченні якості обслуговування в ході вирішенні завдань багатошляхової маршрутизації та розподілу каналного ресурсу між потоками різних класів обслуговування. Перевагою

запропонованого рішення є те, що встановлені QoS-вимоги виконувалися також і в умовах нестаціонарного режиму роботи мережних інтерфейсів, який є характерним при їх високій завантаженості, жорстких вимог щодо середньої міжкінцевої затримки, швидкості передачі пакетів та високої динаміки оновлення маршрутних таблиць, що визначає ймовірну область застосування даних рішень. З іншого боку, врахування динаміки стану мережних інтерфейсів в часі дозволило забезпечити виконання вимог щодо швидкості передачі пакетів і середньої затримки не в якийсь окремий момент часу, а протягом усього таймера перерахунку маршрутних таблиць, що також є основною перевагою запропонованого рішення.

4. Показано, що використання запропонованих динамічних тензорних моделей дозволяє оптимізувати процеси QoS-маршрутизації та управління трафіком в ТКМ шляхом погодженого розрахунку множини керуючих змінних двох типів, що відповідають за маршрутизацію потоків і за визначення порядку розподілу каналного ресурсу мережі, в ході мінімізації критерію оптимальності (2.35) з урахуванням умов-обмежень, в т.ч. QoS-умов (2.29) або (2.48).

5. Запропоновані в підрозділах 2.1-2.9 рішення щодо маршрутизації та управління трафіком в цілому можуть бути використані як при розв'язанні задач аналізу основних показників якості обслуговування, так і при вирішенні задач синтезу, тобто при розробці перспективних протоколів QoS-маршрутизації та управління трафіком в сучасних мультисервісних ТКМ. Представлені рішення орієнтовані на мережі SDN з централізованою архітектурою (рис. 1.2), коли за розрахунок маршрутних змінних та змінних, які визначають порядок розподілу пропускної здатності каналів зв'язку, відповідає SDN-контролер.

6. Отримав подальший розвиток дворівневий метод внутрішньодоменної ієрархічно-координаційної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів. Новизна методу полягає, по перше, в забезпеченні узгодженого розв'язання задач розподіленої маршрутизації «від джерела» та резервування каналного ресурсу на основі використання принципу цільової координації, по-друге, у

підтримці міжкінцевої QoS за показниками швидкості передачі та середньої міжкінцевої затримки пакетів завдяки використанню тензорної моделі ТКМ.

Запропонований метод заснований на введенні дворівневої ієрархії рішень, коли нижній (перший) рівень відповідав за маршрутизацію та резервування каналного ресурсу з виконанням міжкінцевих QoS-вимог за швидкістю передачі та середній затримці пакетів (2.54), а верхній рівень – за координації рішень нижнього рівня з метою запобігання перевантаження каналів зв'язку при резервуванні їх пропускної здатності, розподілено ініційованого кожним з приграничних маршрутизаторів ТКМ. Для цього в методі вводилася процедура цільової координації (2.62), (2.63), а сам процес розв'язання поставленої задачі набув ітераційного характеру. Встановлено, що запропонований метод збігався до оптимального рішення задачі QoS-маршрутизації на основі резервування мережних ресурсів за кінцеве число ітерацій (від 2 до 5). При цьому число таких ітерацій залежало від структури мережі, обсягу доступних мережних ресурсів, числа потоків і вимог до рівня QoS, що підтверджено результатами дослідження.

Застосування методу дозволяє підвищити масштабованість рішень маршрутизації на основі резервування ресурсів із забезпеченням вимог щодо якості обслуговування за множиною QoS-показників. Так, розміри розв'язуваних на нижньому рівні методу оптимізаційних задач були в m^+ раз меншими, ніж розміри задачі централізованого розрахунку керуючих змінних, де m^+ – кількість приграничних маршрутизаторів.

7. Вперше запропоновано динамічну модель багатошляхової маршрутизації із забезпеченням якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів в телекомунікаційній мережі. Новизною представленого рішення є те, що розрахунок множини шуканих маршрутів та розподіл каналного ресурсу мережі відбувається на основі врахування нестационарного характеру роботи інтерфейсів маршрутизаторів мережі. Це дозволило в залежності від виду використаного критерію оптимальності отримуваних рішень максимізувати ймовірність своєчасної доставки пакетів або забезпечити виконання вимог щодо її необхідного значення з урахуванням

нестационарної динаміки зміни стану мережі протягом деякого часового інтервалу, наприклад, таймера оновлення маршрутних таблиць.

Як показали результати проведеного дослідження (рис. 2.31 та рис. 2.32), застосування запропонованої моделі (2.1)-(2.3), (2.64)-(2.66) дозволяє за рахунок врахування нелінійного характеру зміни середньої затримки як на окремих мережних інтерфейсах, так і вздовж використовуваної множини маршрутів в мережі забезпечити максимальні значення ймовірності своєчасної доставки пакетів при підвищенні вимог до міжкінцевої затримки на 28% у порівнянні з рішенням, отриманим на основі моделі Traffic Engineering. Переваги запропонованого рішення максимально проявлялися при збільшенні розмірів мережі, зв'язності маршрутизаторів (кількості доступних маршрутів), зростанні завантаженості каналів зв'язку і мережі в цілому та підвищенні QoS-вимог, що і визначає область переважного використання моделі TD. В цих умовах реалізація запропонованої моделі TD дозволила забезпечити однакові з моделлю TE значення ймовірності своєчасної доставки, але при більш жорстких (на 30-37%) QoS-вимогах щодо τ_{req} .

8. Для перевірки адекватності запропонованих динамічних тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком за допомогою пакета Simulink, інтегрованого в середовище MATLAB, розроблено відповідну імітаційну модель функціонування інтерфейсів маршрутизаторів телекомунікаційних мереж. Результати імітаційного моделювання в цілому підтвердили адекватність результатів розрахунків (рис. 2.35 – рис. 2.37), отриманих за допомогою запропонованих у розділі аналітичних моделей. Розбіжність результатів аналітичного та імітаційного моделювання в рамках розглянутих розрахункових прикладів не перевищувала 1,3%. При зростанні розмірів мережі та, відповідно, довжин використаних шляхів (до 15-20 маршрутизаторів) досліджувана розбіжність не перевищувала 5-7%.

РОЗДІЛ 3

ПОТОКОВІ МОДЕЛІ ТА МЕТОДИ ВІДМОВОСТІЙКОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ

У розділі пропонується система теоретичних рішень щодо розв'язання задач відмовостійкої маршрутизації в ТКМ, представлені відповідними математичними моделями та методами, які можуть бути покладені в основу перспективних маршрутних протоколів. Нові та вдосконалені математичні моделі та методи охоплюють два основні варіанти організації відмовостійкої маршрутизації – без та з резервуванням елементів ТКМ. Маршрутні рішення без резервування елементів ТКМ засновані на реалізації багатопляхової маршрутизації без введення надлишковості в об'єми використаного мережного ресурсу, коли при відмові одно або декількох шляхів мережний трафік міг ще передаватись за множиною працездатних маршрутів. Тому при розв'язанні задач відмовостійкої маршрутизації в цьому випадку накладаються додаткові обмеження на характер перетинання множини розрахованих шляхів.

Моделі та методи відмовостійкої маршрутизації з резервуванням елементів ТКМ вводять надлишковість у використання мережного ресурсу. Тобто одночасно з множиною основних шляхів також розраховується і множина резервних маршрутів, на використання яких майже миттєво (50-60 мс) перемикаються потоки пакетів при відмові шлюзу «за замовчуванням», каналу, вузла або шляху, що підлягають захисту. Запропоновані рішення для підвищення рівня QoS орієнтовані як на реалізацію вимог концепції Traffic Engineering (FRR-TE) щодо забезпечення збалансованого використання доступного мережного ресурсу, так і на безпосередньо захист рівня QoS за показниками пропускної здатності (швидкості передачі) та середньої міжкінцевої затримки пакетів.

Основні результати розділу опубліковано в роботах [108, 114, 115, 118, 121-124, 126, 127, 129, 133, 135, 137, 139, 144, 146, 150, 157, 162-164, 167, 171, 177, 179, 184, 187, 190].

3.1. Система поточкових моделей відмовостійкої маршрутизації без резервування елементів телекомунікаційної мережі

Важливе місце з точки зору підвищення відмовостійкості ТКМ відводиться засобам багатошляхової маршрутизації, коли для доставки пакетів того чи іншого потоку одночасно використовується не один шлях, а множина маршрутів. При цьому в роботах [239-242] запропоновані маршрутні рішення, орієнтовані на використання шляхів, що не перетинаються, тобто в яких спільними є тільки вузли відправник та одержувач пакетів. Використання маршрутів, що не перетинаються, гарантує, що відмова (вихід з ладу, перевантаження або компрометація) одного елемента (вузла або каналу) мережі спричинить відмову лише одного, а не декількох маршрутів [239, 241], що має місце при маршрутизації за шляхами, що перетинаються. Як показав проведений аналіз [239-242, 368, 369], перспективні теоретичні рішення в цій області повинні забезпечувати:

- врахування особливостей як структури мережі, параметрів каналів зв'язку, так і характеристик трафіка, що передається;
- підтримку мультипоточковості, тобто модель описує порядок маршрутизації не одного, а одночасно декількох потоків з урахуванням їх взаємного впливу;
- контроль за можливим перевантаженням елементів мережі за рахунок виконання умов збереження потоку у вузлах мережі й умов запобігання перевантаження каналів зв'язку.

3.1.1. Розробка та дослідження поточної моделі багатошляхової маршрутизації в телекомунікаційній мережі за шляхами, що не перетинаються

Введемо наступні позначення, які є актуальними для всього третього розділу роботи (крім підрозділу 3.8). Припустимо, що структуру телекомунікаційної мережі описує граф $\Gamma = (R, E)$, в якому $R = \{R_i; i = \overline{1, m}\}$ – це

множина вершин, що моделюють маршрутизатори, а $E = \{E_{i,j}; i, j = \overline{1, m}; i \neq j\}$ – множина дуг, що представляють КЗ в ТКМ. Тоді $|E| = n$ визначає кількість каналів зв'язку в ТКМ. При цьому кожній дузі $E_{i,j} \in E$, поставимо у відповідність її пропускну здатність $\phi_{i,j}$.

Також нехай s_k і d_k – вузол-відправник і вузол-одержувач k -го потоку відповідно, а λ^k – середня інтенсивність k -го потоку з множини K . Керуючою змінною виступає величина $x_{i,j}^k$, яка характеризує частку k -го потоку, що передається за каналом зв'язку $E_{i,j} \in E$.

При розробці потокової моделі багатошляхової маршрутизації за шляхами, що не перетинаються, за основу були прийняті введені в підрозділі 2.2 умови збереження потоку (2.1), реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації (2.2) та відсутності перевантаження каналів зв'язку ТКМ (2.3). Як приклад при розв'язанні маршрутної задачі буде мінімізуватись лінійна цільова функція наступного вигляду:

$$J = \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} h_{i,j}^k \cdot x_{i,j}^k, \quad (3.1)$$

де $h_{i,j}^k$ – метрика каналу зв'язку між i -м та j -м вузлами ТКМ.

Розглянемо випадок, коли в мережі необхідно реалізувати багатошляхову маршрутизацію за шляхами, що не перетинаються, з можливістю регулювання числа використовуваних маршрутів, як це зроблено, наприклад, в роботах [239, 241]. В ході проведеного дослідження встановлено, що при багатошляховій маршрутизації за шляхами, що не перетинаються, необхідно, щоб виконувалося таке припущення (гіпотеза): в кожен транзитний вузол потік повинен входити не більше ніж по одному каналу зв'язку, і відповідно, виходити також не більше ніж по одному вихідному каналу. Відповідно до наведеної гіпотези в позначеннях

базової моделі (2.1)-(2.3) для всіх вхідних інтерфейсів i -го транзитного вузла повинні виконуватися наступні умови:

$$\sum_{j: E_{j,i} \in E} \sum_{\substack{l: E_{l,i} \in E, \\ l \neq j}} x_{j,i}^k x_{l,i}^k = 0, \quad (3.2)$$

а для всіх вихідних інтерфейсів i -го транзитного вузла мережі повинні бути справедливими такі рівності:

$$\sum_{n: E_{i,n} \in E} \sum_{\substack{m: E_{i,m} \in E, \\ m \neq n}} x_{i,n}^k x_{i,m}^k = 0. \quad (3.3)$$

Виконання умов (3.2) і (3.3) гарантує, що потік, який проходить через i -й транзитний вузол, надходить не більше ніж від одного суміжного вузла і передається не більше ніж одному суміжному вузлу. Тобто відбувається формування множини шляхів, що не перетинаються, у яких спільними є тільки вузли відправник та одержувач. З огляду на нелінійність умов (3.2) та (3.3) оптимізаційна задача, пов'язана з мінімізацією виразу (3.1) при лінійних обмеженнях (2.1)-(2.3), відноситься до класу задач нелінійного програмування.

Для забезпечення регулювання числа використовуваних шляхів, що не перетинаються, при реалізації багатошляхової маршрутизації k -го потоку позначимо через M_{UB}^k верхнє граничне значення (Upper Bound) кількості шляхів, що не перетинаються, яке визначається через степінь вершин, що моделюють вузли відправника і одержувача, тобто кількістю інцидентних цим вершинам дуг (каналів зв'язку):

$$M_{UB}^k = \min(\xi(s_k), \xi(d_k)), \quad (3.4)$$

де $\xi(s_k)$ – степінь вершини (вузла) відправника k -го потоку;
 $\xi(d_k)$ – степінь вершини (вузла) одержувача k -го потоку.

Фактично використовуване число M^k шляхів, що не перетинаються, при маршрутизації k -го потоку, застосовуючи модель (2.1)-(2.3), (3.1)-(3.4), за аналогією з виразом (3.4) можна розрахувати таким чином:

$$M^k = \sum_{j: E_{i,j} \in E} \left[x_{i,j}^k \right] \quad \text{або} \quad M^k = \sum_{n: E_{n,m} \in E} \left[x_{n,m}^k \right] \quad \text{при} \quad R_i = s_k, R_m = d_k, \quad (3.5)$$

де $\sum_{j: E_{i,j} \in E} \left[x_{i,j}^k \right]$ – число вихідних інтерфейсів, за якими k -й потік виходить

з вузла-відправника;

$\sum_{n: E_{n,m} \in E} \left[x_{n,m}^k \right]$ – число вхідних інтерфейсів, за якими k -й потік надходить

до вузла-одержувача.

Величина M^k може виступати як оцінюваний параметр, так і як керована величина, тобто за її допомогою можна задавати мінімальне, максимальне або визначати задане (оптимальне) число використовуваних шляхів, що не перетинаються при реалізації багатошляховій маршрутизації. Межі зміни цієї величини визначаються за допомогою нерівності

$$1 \leq M^k \leq M_{UB}^k. \quad (3.6)$$

Проведено перевірку працездатності (адекватності) запропонованої потокової моделі багатошляхової маршрутизації в ТКМ за шляхами, що не перетинаються, з регулюванням числа використовуваних маршрутів на множині мережних структур. Як приклад, розглянемо структуру мережі, що складалась з дванадцяти вузлів і двадцяти п'яти каналів зв'язку (рис. 3.1). При цьому вузлами

відправник-одержувач виступали перший і дванадцятий вузли відповідно. Пропускна здатність кожного з каналів зв'язку, для прикладу, дорівнювала 100 пакетів за секунду (1/с).

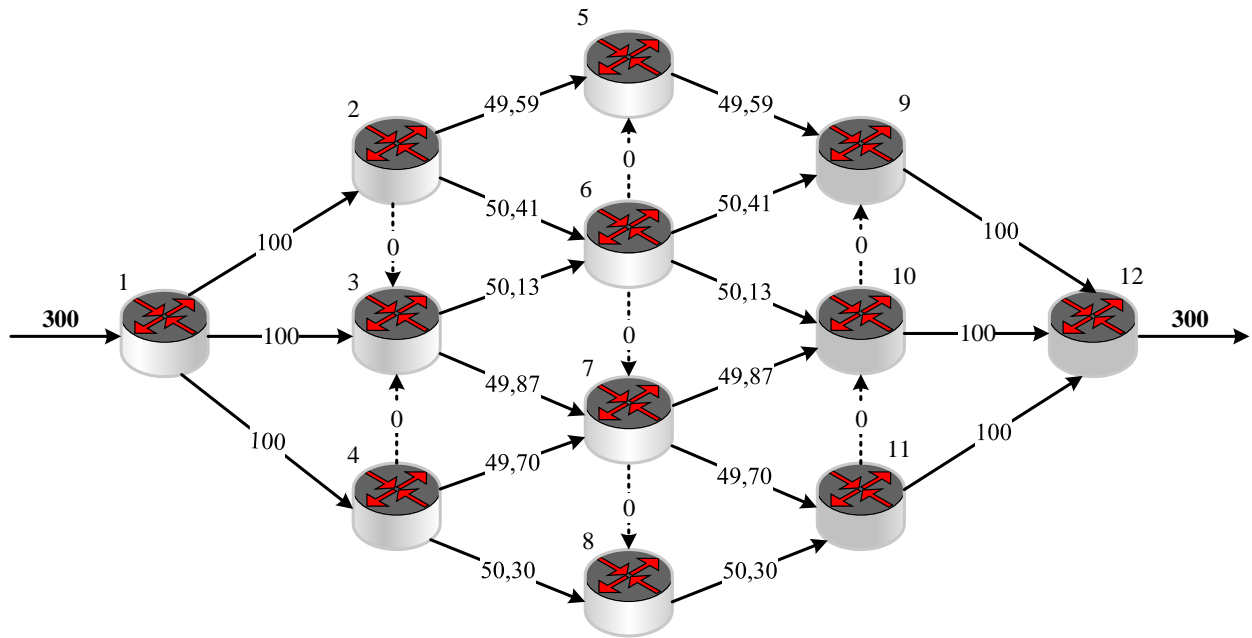


Рис. 3.1. Результат розрахунку множини шляхів з використанням базової моделі (2.1)-(2.3), (3.1) при обслуговуванні потоку інтенсивністю 300 1/с

Спочатку проаналізуємо результат рішення, отриманий при використанні базової потокової моделі (2.1)-(2.3), (3.1), коли метрика каналів зв'язку дорівнювала одиниці ($h_{i,j}^k = 1$). Нехай між парою вузлів відправник-одержувач передавався потік пакетів інтенсивністю 300 1/с. Результуючий порядок багатошляхової маршрутизації, отриманий на основі моделі (2.1)-(2.3), (3.1), представлено на рис. 3.1, де в розриві того чи іншого каналу зв'язку показано інтенсивність потоку, що протікає по ньому. Аналіз рис. 3.1 показав, що базова модель (2.1)-(2.3), (3.1) забезпечує розрахунок множини маршрутів, що перетинаються як по вузлах, так і по каналах зв'язку. Для зручності незадіяні в ході маршрутизації канали зв'язку показані на рис. 3.1 штриховою лінією.

Далі проведемо розв'язання задачі багатошляхової маршрутизації, але вже за шляхами, що не перетинаються, тобто з урахуванням сформульованих умов (3.2) і (3.3). Результат розрахунку при тих же вихідних даних показано на рис. 3.2, який представлено наступними трьома ($M^k = 3$) шляхами, які не перетинаються: $1 \rightarrow 2 \rightarrow 5 \rightarrow 9 \rightarrow 12$, $1 \rightarrow 3 \rightarrow 7 \rightarrow 10 \rightarrow 12$ і $1 \rightarrow 4 \rightarrow 8 \rightarrow 11 \rightarrow 12$. По кожному з цих шляхів передається потік інтенсивністю 100 1/с.

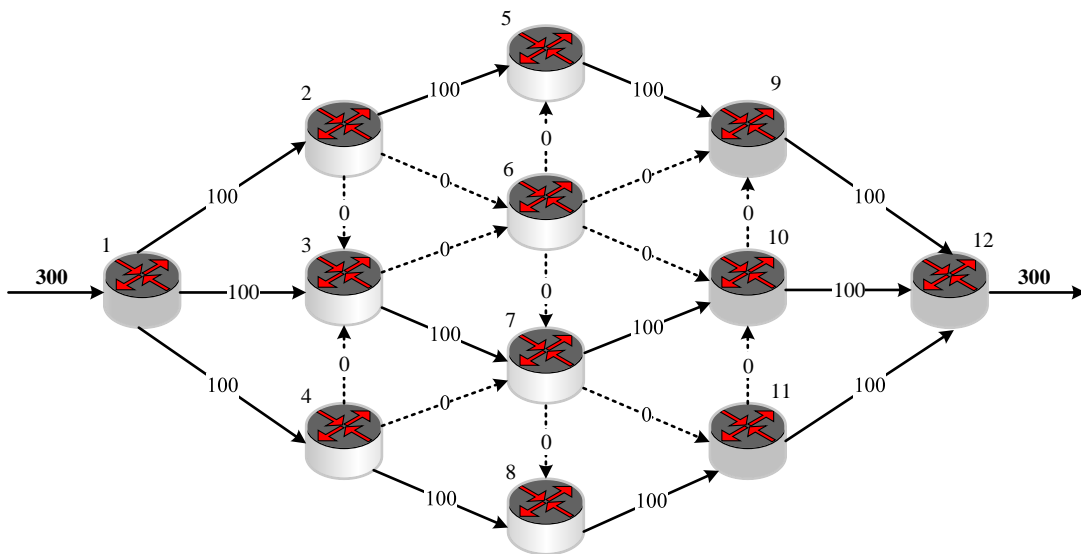


Рис. 3.2. Результат розрахунку множини шляхів з використанням умов маршрутизації (3.2) і (3.3) за шляхами, що не перетинаються, при обслуговуванні потоку інтенсивністю 300 1/с

Змінимо дещо вихідні дані: нехай на вхід в мережу надходить потік інтенсивністю 100 1/с, а $M^k = 2$ при $M_{UB}^k = 3$, тобто умова (3.6) виконується. Тоді використання моделі (2.1)-(2.3), (3.1)-(3.6) визначило порядок маршрутизації потоків в ТКМ, представлений на рис. 3.3. Шляхи $1 \rightarrow 2 \rightarrow 5 \rightarrow 9 \rightarrow 12$ і $1 \rightarrow 4 \rightarrow 7 \rightarrow 10 \rightarrow 12$ також не перетинаються.

Таким чином, результати дослідження підтвердили працездатність та адекватність запропонованої потокової моделі багатошляхової маршрутизації за шляхами, що не перетинаються, з регулюванням числа використовуваних маршрутів в різних умовах зміни характеристик потоків.

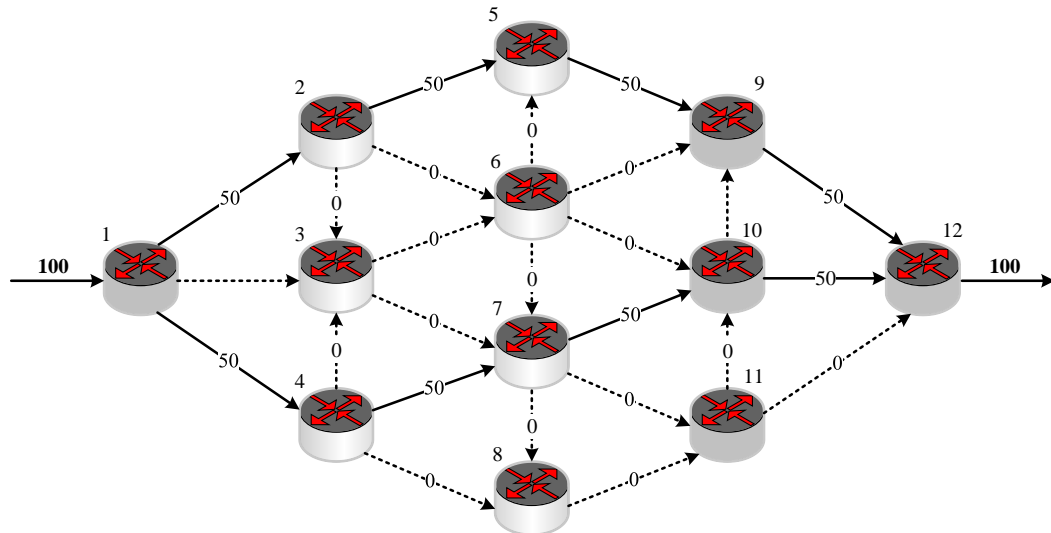


Рис. 3.3. Результат розрахунку множини шляхів з використанням умов (3.2), (3.3) і (3.6) при обслуговуванні потоку інтенсивністю 100 1/с ($M^k = 2$)

Модель може забезпечувати отримання необхідних рішень також з іншими маршрутними метриками, які входять до критерію оптимальності (3.1), або з іншими критеріями оптимальності, наприклад, (2.5) при умовах (2.6), що позначиться як на характері визначених маршрутів, так і на порядку балансування навантаження між цими шляхами.

3.1.2. Розробка та дослідження потокової моделі багатошляхової маршрутизації в телекомунікаційній мережі за шляхами, що перетинаються за вузлами

Варто окремо зазначити, що реалізація багатошляхової маршрутизації за шляхами, що не перетинаються, як правило, не сприяє збалансованому використанню доступного мережного (канального) ресурсу, що негативно відбивається на продуктивності ТКМ та рівні якості обслуговування в цілому. Пошук компромісу в питанні забезпечення відмовостійкості ТКМ, з однієї сторони, та якості обслуговування, з іншої, призвів до того, що в деяких важливих випадках вимоги щодо перетинання використовуваних шляхів можна

дещо знизити, і використовувати шляхи, які допускають перетин, наприклад, лише за вузлами ТКМ. В таких маршрутах спільними є не тільки вузли відправник та одержувач, але й деякі транзитні вузли, проте вони не містять спільних каналів зв'язку. Це є особливо актуальним для безпроводових мереж, в яких радіоканали більш схильні до перевантаження та/або компрометації переданих даних на фізичному рівні OSI [239, 240]. Тобто саме в таких випадках, коли до відмов схильні саме канали зв'язку, а не вузли ТКМ, доцільно використовувати маршрути, що перетинаються лише за вузлами, бо це може призвести до підвищення продуктивності мережі із забезпеченням того ж рівня відмовостійкості, що й при задіянні маршрутів, що не перетинаються.

Розглянемо випадок, коли в ТКМ необхідно реалізувати багатознакову маршрутизацію за шляхами, що перетинаються за вузлами. В рамках цієї моделі необхідно, щоб виконувалося наступне припущення (гіпотеза) для всіх вхідних і вихідних інтерфейсів i -го транзитного вузла, що використовуються: кожен вхідний потік заданої інтенсивності також повинен відповідати вихідному потоку такої ж інтенсивності:

$$\sum_{m=1}^{N_{in}} \prod_{n=1}^{N_{out}} x_{m,i}^k (x_{m,i}^k - x_{i,n}^k) = 0, \quad (3.7)$$

де N_{in} – число вхідних інтерфейсів i -го транзитного вузла;

N_{out} – число вихідних інтерфейсів i -го транзитного вузла.

Крім того, має бути виконана протилежна умова: кожен вихідний потік заданої інтенсивності повинен відповідати вхідному потоку з такою самою інтенсивністю:

$$\sum_{n=1}^{N_{out}} \prod_{m=1}^{N_{in}} x_{i,n}^k (x_{i,n}^k - x_{m,i}^k) = 0. \quad (3.8)$$

Виконання нелінійних обмежень (3.7) та (3.8) гарантує, що потоки, які передаються через i -й транзитний вузол, надходять з однієї і тієї ж кількості сусідніх вузлів, що передаються іншим суміжним вузлам з однаковою інтенсивністю. Таким чином, формується множина шляхів, що мають не тільки спільну пару вузлів відправник та одержувач, а також використовують спільні транзитні вузли. Можливість регулювання числа використовуваних маршрутів, як це зроблено в підрозділі 3.1.1 може бути застосована і для випадку шляхів, що перетинаються за вузлами.

Нехай необхідно вирішити задачу багатошляхової маршрутизації за шляхами, що перетинаються за вузлами, при передачі мультимітокного трафіка. В ході розв'язання задачі з використанням запропонованої потокової моделі в якості ТКМ використовувалася мережа з восьми вузлів і п'ятнадцяти каналів зв'язку, яка показана на рис. 3.4. При цьому як вузли відправник-одержувач виступали перший і восьмий вузли відповідно. В розривах каналів зв'язку вказана їх пропускна здатність, яка вимірюється в пакетах за секунду (1/с) (рис. 3.4).

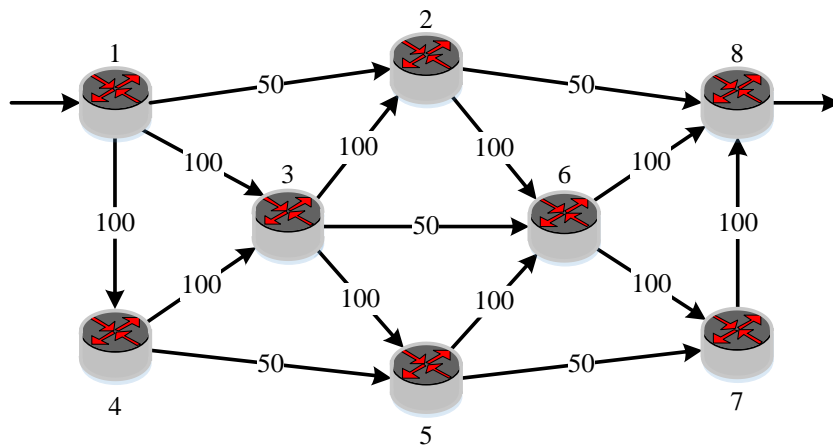


Рис. 3.4. Структура досліджуваної ТКМ

Для наочності розглянемо приклад, коли в ході багатошляхової маршрутизації мінімізується кількість переприйомів пакетів на вузлах, тобто $h_{i,j} = 1$. Тоді максимальна продуктивність напрямку зв'язку між 1 та 8 вузлами

ТКМ при реалізації багатопляхової маршрутизації за шляхами, що перетинаються за вузлами, буде становити 250 1/с (рис. 3.5). На рис. 3.5 в розріві того чи іншого каналу зв'язку показана інтенсивність потоку, який протікає за ним. Не задіяні в ході маршрутизації канали показані штриховою лінією.

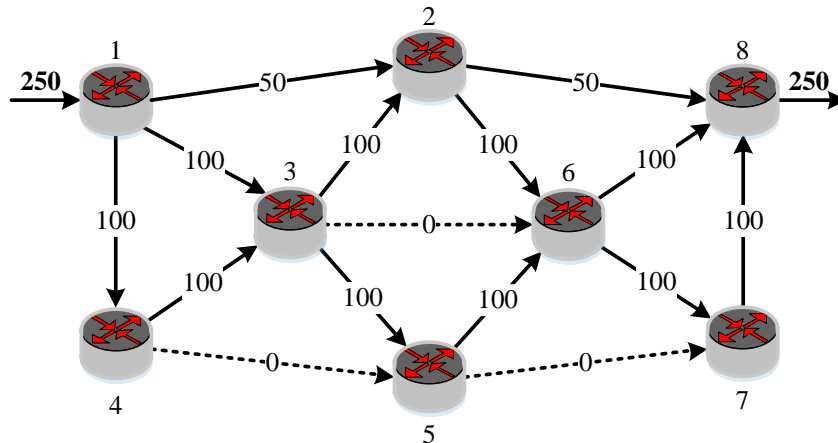


Рис. 3.5. Результат розрахунку множини шляхів з використанням умов (3.7), (3.8) маршрутизації за шляхами, що перетинаються за вузлами, при обслуговуванні потоку інтенсивністю 250 1/с

Таким чином, при передачі потоку інтенсивністю 250 1/с отримана множина маршрутів включає в себе наступні три ($M^k = 3$) шляхи: $1 \rightarrow 2 \rightarrow 8$, $1 \rightarrow 3 \rightarrow 2 \rightarrow 6 \rightarrow 8$ і $1 \rightarrow 4 \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 6 \rightarrow 7 \rightarrow 8$, що перетинаються за вузлами. При цьому у шляхів $1 \rightarrow 2 \rightarrow 8$ і $1 \rightarrow 3 \rightarrow 2 \rightarrow 6 \rightarrow 8$ вузол 2 є спільним, а шляхи $1 \rightarrow 3 \rightarrow 2 \rightarrow 6 \rightarrow 8$ і $1 \rightarrow 4 \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 6 \rightarrow 7 \rightarrow 8$ в даному випадку мають два спільних вузла, а саме транзитні вузли 3 і 6. За шляхом $1 \rightarrow 2 \rightarrow 8$ передається потік інтенсивністю 50 1/с, а за шляхами $1 \rightarrow 3 \rightarrow 2 \rightarrow 6 \rightarrow 8$ і $1 \rightarrow 4 \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 6 \rightarrow 7 \rightarrow 8$ – потоки інтенсивністю по 100 1/с.

Для прикладу при використанні множини маршрутів, що не перетинаються ($1 \rightarrow 2 \rightarrow 8$, $1 \rightarrow 3 \rightarrow 6 \rightarrow 8$ та $1 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 7 \rightarrow 8$), продуктивність напрямку зв'язку між вузлами 1 та 8 за умови пропускних здатностей каналів зв'язку, вказаних на рис. 3.4, становитиме лише 150 1/с. Таким чином, перехід до задіяння шляхів, що

перетинаються за вузлами, в розглянутому прикладі призводить до зростання продуктивності обраного напрямку зв'язку приблизно в 1,7 разів. При цьому з ростом розміру мережі та зв'язності маршрутизаторів, коли число шляхів, що перетинаються, зростає, вираш за продуктивністю збільшувався до 2,5-4 разів.

3.2. Потокова модель швидкої перемаршрутизації в ТКМ

Як зазначалось в пункті 1.4.2, швидка перемаршрутизація відноситься до засобів відмовостійкої маршрутизації, яка реалізується на рівні ядра ТКМ та заснована на введенні ресурсної надлишковості [222, 223]. Тобто наряду з основним шляхом (мультишляхом) для кожного потоку має розраховуватись і резервний шлях (мультишлях), що не проходить через проблемні елементи мережі (вузли, канали, сегменти), які захищаються. Це накладає певні особливості на саму структуру моделі швидкої перемаршрутизації в ТКМ.

При описі потокової моделі швидкої перемаршрутизації в ТКМ варто зазначити, що надалі через $x_{i,j}^k$ будуть позначатись маршрутні змінні, кожна з яких характеризує частку інтенсивності k -го потоку в каналі зв'язку, що представляється дугою $E_{i,j} \in E$ і входить до *основного* маршруту. Кількість маршрутних змінних $x_{i,j}^k$ відповідає добутку $|K| \cdot |E|$. Крім того, мають місце умови збереження потоку (2.1), реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації (2.2) та відсутності перевантаження каналів зв'язку ТКМ (2.3).

При використанні в ТКМ одношляхової маршрутизації потоків мають місце умови

$$x_{i,j}^k \in \{0;1\}. \quad (3.9)$$

Для визначення резервних маршрутів, як показано в роботах [48, 76, 319, 333, 335], вводяться додаткові маршрутні змінні $\bar{x}_{i,j}^k$, кожна з яких характеризує

частку k -го потоку в каналі зв'язку, представленого дугою $E_{i,j}$, але вже резервного шляху/мультишляху. Для забезпечення зв'язності резервного шляху/мультишляху на змінні $\bar{x}_{i,j}^k$ накладаються обмеження, аналогічні (2.1):

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:E_{i,j} \in E} \bar{x}_{i,j}^k - \sum_{j:E_{j,i} \in E} \bar{x}_{j,i}^k = 0; \quad k \in K, R_i \neq s_k, d_k; \\ \sum_{j:E_{i,j} \in E} \bar{x}_{i,j}^k - \sum_{j:E_{j,i} \in E} \bar{x}_{j,i}^k = 1; \quad k \in K, R_i = s_k; \\ \sum_{j:E_{i,j} \in E} \bar{x}_{i,j}^k - \sum_{j:E_{j,i} \in E} \bar{x}_{j,i}^k = -1; \quad k \in K, R_i = d_k. \end{array} \right. \quad (3.10)$$

3.3. Формалізація умов забезпечення захисту вузла, каналу, маршруту та пропускної здатності при швидкій перемаршрутизації в ТКМ

Як показав проведений в пункті 1.4.2 аналіз, в ході швидкої перемаршрутизації можуть підтримуватися кілька основних схем захисту елементів мережі: вузла, каналу, шляху та його пропускної здатності. У роботах [123, 177] формалізовано в аналітичному вигляді умови для підтримки зазначених схем захисту як складові відповідних математичних моделей. Так, у роботі [123] пропонується при реалізації схеми захисту каналу $E_{i,j} \in E$ на маршрутні змінні $\bar{x}_{i,j}^k$, що відповідають за визначення резервного шляху, накласти додаткові обмеження, аналогічні (3.9). При цьому в разі реалізації одношляхової стратегії маршрутизації має місце наступне обмеження:

$$\bar{x}_{i,j}^k \in \{0; \delta_{i,j}^k\}, \quad (3.11)$$

тоді як при багатошляховій маршрутизації

$$0 \leq \bar{x}_{i,j}^k \leq \delta_{i,j}^k, \quad (3.12)$$

де

$$\delta_{i,j}^k = \begin{cases} 0, & \text{при захисті каналу зв'язку } E_{i,j}; \\ 1, & \text{в іншому випадку.} \end{cases} \quad (3.13)$$

Виконання умов (3.11)-(3.13) гарантує, що канал $E_{i,j} \in E$, який захищається, не буде використовуватися резервним маршрутом. Умови (3.11) та (3.12) носять лінійний характер на відміну від нелінійних виразів, запропонованих в роботі [118], що сприяє зниженню обчислювальної складності отримання кінцевих протокольних рішень.

При забезпеченні захисту вузла в роботі [118] пропонується використовувати нелінійні вирази для реалізації даної схеми. Тоді як в роботі [333] запропоновано підхід, заснований на введенні лінійних умов виду:

$$\sum_{R_j \in R_i^*} (x_{j,i}^k + \bar{x}_{j,i}^k) \leq 1 \text{ при } R_j \in R_i^*, j = \overline{1, m},$$

які однак справедливі лише при використанні одношляхової стратегії маршрутизації, де через $R_i^* = \{R_j^* : E_{j,i} \neq 0; j = \overline{1, m}; i \neq j\}$ позначено підмножину маршрутизаторів, які є суміжними для вершини R_i .

В даній роботі пропонується узагальнення умов (3.11) та (3.12) на випадок захисту множини каналів зв'язку, інцидентних вузлу $R_i \in R$, що захищається [123, 177]. Тоді при одношляховій маршрутизації мають місце такі обмеження:

$$\bar{x}_{i,j}^k \in \{0; \delta_{i,j}^k\} \text{ при } R_j \in R_i^*, j = \overline{1, m}, \quad (3.14)$$

а в разі використання багатошляхової стратегії вводиться система умов

$$0 \leq \bar{x}_{i,j}^k \leq \delta_{i,j}^k \text{ при } R_j \in R_i^*, j = \overline{1, m}, \quad (3.15)$$

де вибір значень $\delta_{i,j}^k$ підпорядковується умові (3.13).

Таким чином, виконання вимог умов (3.14), (3.15) гарантує захист вузла $R_i \in R$, забороняючи використання резервним маршрутом всіх каналів, які виходять з даного вузла. Так як захисту підлягають лише транзитні маршрутизатори, то заборона на використання вихідних каналів запобігає включенню до резервного шляху і вхідних каналів для даного вузла R_i , що в результаті сприяє захисту вузла в цілому. Варто зазначити, що умови захисту заздалегідь визначених вузлів і каналів мережі, як правило, є лінійними, а їх врахування критично не позначається на складності обчислення маршрутних змінних $x_{i,j}^k$ та $\bar{x}_{i,j}^k$, що відповідають за формування множини основних і резервних маршрутів відповідно.

У разі реалізації схеми захисту шляху необхідно забезпечити відсутність загальних вузлів і каналів як в основному, так і резервному маршрутах. Тоді за аналогією з результатами, отриманими в роботі [333], при реалізації одношляхової маршрутизації необхідно виконати наступні лінійні умови:

$$\sum_{R_j \in R_i^*} \sum_{R_p \in R_i^*} (x_{j,i}^k + \bar{x}_{p,i}^k) \leq 1, \quad \forall R_i \in R \setminus \{s_k, d_k\}. \quad (3.16)$$

Універсальні умови захисту шляху, які справедливі і для одношляхової, і для багатошляхової маршрутизації, мають нелінійний вид:

$$\sum_{R_j \in R_i^*} \sum_{R_p \in R_i^*} x_{j,i}^k \bar{x}_{p,i}^k = 0, \quad \forall R_i \in R \setminus \{s_k, d_k\}. \quad (3.17)$$

Вид виразів (3.17) дещо відрізняється від умов, запропонованих в [118], так як в раніше відомому рішенні резервний мультишлях допускав вузловий перетин з основним. Таким чином, введені умови (3.17) є більш строгими.

За необхідності здійснення резервування пропускнуої здатності мережі, а також з метою запобігання можливого перевантаження каналів зв'язку ТКМ при

реалізації стратегій як одношляхової, так і багатошляхової маршрутизації за основними і резервними маршрутами в модель за аналогією з результатами, отриманими в роботі [124], вводяться в загальному виді такі умови:

$$\sum_{k \in K} \lambda^k \cdot \max[x_{i,j}^k, \bar{x}_{i,j}^k] \leq \varphi_{i,j}, E_{i,j} \in E. \quad (3.18)$$

В ході моделювання процесів швидкої перемаршрутизації виникають певні складнощі при формалізації умов захисту пропускної здатності мережі в умовах, коли лише деякі з потоків, що передаються, перемикаються з основних на резервні маршрути. В роботах [108, 118] ці умови при реалізації одношляхової швидкої перемаршрутизації мають такий вигляд:

$$\sum_{k \in K} \lambda^k \left(\frac{x_{i,j}^k + \bar{x}_{i,j}^k}{x_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k + 1} \right) \leq \varphi_{i,j}, E_{i,j} \in E. \quad (3.19)$$

У найбільш загальному випадку, включаючи і варіант (3.19), тобто в разі реалізації одночасно одношляхової та багатошляхової швидкої маршрутизації, умови захисту пропускної здатності ТКМ записують таким чином [108, 118]:

$$\frac{1}{2} \sum_{k \in K} \lambda^k \left[x_{i,j}^k + \bar{x}_{i,j}^k + |x_{i,j}^k - \bar{x}_{i,j}^k| \right] \leq \varphi_{i,j}, E_{i,j} \in E. \quad (3.20)$$

Таким чином, умови захисту ПЗ мережі (3.19) та (3.20) фактично зводяться до виконання умов запобігання перевантаження каналів зв'язку при реалізації швидкої перемаршрутизації, які справедливі навіть в тому випадку, коли не всі, а лише деякі потоки будуть перенаправлені з основного на резервний маршрут. В цьому випадку для цих потоків завжди залишатиметься незадіяною деяка частина ПЗ каналів зв'язку резервних маршрутів, реалізуючи тим самим схему захисту пропускної здатності при організації швидкої перемаршрутизації в ТКМ.

3.4. Дослідження оптимальності рішень щодо швидкої перемаршрутизації в ТКМ

3.4.1. Формування критерію оптимальності рішень щодо швидкої перемаршрутизації на основі метрик

З огляду на те, що в загальному випадку вибір маршрутів (як основних, так і резервних) в ТКМ можна зробити багатьма способами, доцільно задачу відмовостійкої маршрутизації сформулювати як оптимізаційну, щоб отримане рішення сприяло, наприклад, мінімізації використання доступного мережного ресурсу та/або покращенню рівня балансування навантаження або якості обслуговування. Важливим моментом при формулюванні будь-якої оптимізаційної задачі є вибір критерію оптимальності одержуваних рішень, від якого, з одного боку, повинен адекватно відображати фізичний зміст процесу, що моделюється, а з іншого – надавати можливість отримання шуканих результатів із заданими вимогами (прийнятною точністю, обчислювальною складністю в реальному часі та ін.).

Класичний підхід при розв'язанні маршрутних задач в ТКМ полягає в мінімізації сумарної метрики розрахованого маршруту. Так, у роботах [108, 118] в ході розрахунку маршрутних змінних при вирішенні завдань відмовостійкої маршрутизації пропонується використовувати критерій оптимальності, пов'язаний з мінімізацією наступної цільової функції:

$$F = \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} c_{i,j}^k x_{i,j}^k + \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} \bar{c}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k, \quad (3.21)$$

де $c_{i,j}^k$ і $\bar{c}_{i,j}^k$ – маршрутні метрики каналів зв'язку, які використовуються при обчисленні основного та резервного шляхів відповідно.

Функція (3.21) кількісно характеризує сумарні витрати на формування та використання основного та резервного маршрутів між парою вузлів відправник та одержувач. Крім того, в ході дослідження в роботах [108, 118] встановлено необхідність її доповнення умовою

$$\sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} c_{i,j}^k x_{i,j}^k \leq \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} \bar{c}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k, \quad (3.22)$$

виконання якої гарантує те, що основний шлях (мультишлях) завжди буде не гірше за резервний в рамках обраних метрик $c_{i,j}^k$ і $\bar{c}_{i,j}^k$, тобто кожен k -й потік спочатку повинен використовувати, наприклад, найкоротший з точки зору числа переприйомів (при $c_{i,j}^k = \bar{c}_{i,j}^k = 1$) або більш продуктивний (при $c_{i,j}^k = \bar{c}_{i,j}^k = 10^7 / \varphi_{i,j}$) шлях (шляхи).

Як показав проведений аналіз, використання критерію (3.21) дійсно забезпечує адекватне рішення поставленого завдання щодо відмовостійкої маршрутизації, проте був помічений і ряд проблемних моментів, які в подальшому можуть негативно позначитися на результативності практичної реалізації моделі (2.1)-(2.3), (3.9)-(3.20) в цілому. В першу чергу це стосується зниження загальної продуктивності ТКМ з огляду на те, що використання резервних шляхів так чи інакше пов'язане з залученням додаткового мережного ресурсу (канального та буферного), який з цієї причини не може бути використаний іншими потоками.

З іншого боку, необхідність розрахунку поряд з основними маршрутами ще й множини резервних шляхів пов'язане з підвищенням обчислювального навантаження на маршрутизатори ТКМ, а також необхідністю підтримки маршрутних таблиць підвищеної розмірності, в яких би зберігалися дані, як про основні, так і резервні шляхи. При цьому шляхи цих двох типів необхідно не тільки розрахувати, але ще й підтримувати в активному стані. В цілому перелічені фактори, поряд зі зниженням продуктивності ТКМ, негативно

позначаються на масштабованості рішень, пов'язаних з відмовостійкою маршрутизацією. Особливо це критично для ТКМ великої розмірності і з розгалуженою мережною структурою (високою зв'язністю вузлів).

Перераховані недоліки є спільними практично для всіх технологій, пов'язаних з підвищенням надійності мережі в цілому, і є своєрідною «платою» за забезпечення заданого рівня відмовостійкості кінцевих рішень. Для мінімізації цих недоліків бажано, щоб в результаті проведених розрахунків резервний шлях якомога менше відрізнявся за складом каналів і вузлів від основного – в ідеалі лише на проблемний елемент мережі, що підлягає подальшому захисту. Це має сприяти введенню мінімальної ресурсної надлишковості, коли резервуванню підлягатимуть мінімальні обсяги пропускної здатності каналів мережі, що позитивно позначиться на її продуктивності та показниках якості обслуговування в цілому. Крім того, тоді на вузлах мережі для кожного потоку можуть зберігатися вже не дві маршрутні таблиці (для основного та резервного шляху), а одна, але з мінімально необхідними коригуваннями, що стосуються відмінностей основного та резервного шляхів.

Тоді по аналогії з підходом, описаним в роботі [123], критерій (3.21) пропонується замінити на мінімум наступної цільової функції:

$$F = \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} c_{i,j}^k x_{i,j}^k + \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} \bar{c}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k - \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} b_{i,j}^k x_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k, \quad (3.23)$$

в якій введення третього доданка якраз пов'язано із забезпеченням максимального збігу резервного шляху з основним за складом каналів і вузлів, що входять до них; $b_{i,j}^k$ – досить великий за своєю величиною штрафний коефіцієнт ($b_{i,j}^k \gg c_{i,j}^k$ і $b_{i,j}^k \gg \bar{c}_{i,j}^k$). Знак мінус перед третім доданком вводить з тієї причини, що ступінь збігу резервного й основного шляхів необхідно максимізувати, а метрики даних шляхів (перший і другий доданок в (3.23)) повинні бути мінімальними.

3.4.2. Характеристика оптимізаційних задач відмовостійкої маршрутизації на основі метрик та їх методів розв'язання

Таким чином, рішення завдання щодо відмовостійкої маршрутизації в рамках запропонованого вдосконалення потокової моделі (2.1)-(2.3), (3.9)-(3.21), (3.23) зводиться до розв'язання оптимізаційної задачі, пов'язаної з мінімізацією цільової функції (3.23) при наявності системи обмежень:

- (3.9) або (2.2), що відповідають за реалізацію одношляхової або багатошляхової маршрутизації відповідно;
- (2.1) та (3.10), що описують умови збереження потоку у вузлах основного та резервного шляху (мультишляху);
- (3.11), (3.12); (3.14), (3.15) та (3.16), (3.17), що вводяться для реалізації можливих схем захисту елементів мережі (каналу, вузла та шляху відповідно);
- (3.19), (3.20), що формалізують умови запобігання перевантаження каналів зв'язку мережі та захисту пропускної здатності мережі, включаючи випадок, коли лише деякі з потоків перемикаються на резервні шляхи;
- (3.22), яка відповідає за те, що основний шлях (мультишлях) завжди буде не гірше резервного в рамках обраних метрик.

Залежно від виду цільової функції та обмежень, що вводяться, яка визначається обраною стратегією маршрутизації (одношляховою або багатошляховою), сформульована оптимізаційна задача може відноситись до того чи іншого класу задач математичного програмування, що потребує використання відповідного методу розв'язання (табл. 3.1). З огляду на те, що обмеження, що вводяться для реалізації схеми захисту шляху (3.17), та умови (3.19) та (3.20), пов'язані із запобіганням перевантаження каналів зв'язку мережі, мають нелінійний характер, то і сформульована оптимізаційна задача в будь-якому випадку буде відноситися до класу задач нелінійного програмування.

Крім того, при реалізації одношляхової маршрутизації маршрутні змінні будуть носити булевий характер, в зв'язку з чим розв'язувана оптимізаційна

задача вже буде відноситися до підкласу задач змішаного цілочисельного нелінійного програмування (Mixed Integer Nonlinear Programming, MINLP).

Таблиця 3.1

Характеристика оптимізаційних задач відмовостійкої маршрутизації та методів їх розв'язання

Клас оптимізаційної задачі	Методи розв'язання
Стратегія маршрутизації: одношляхова	
змішаного цілочисельного нелінійного програмування	метод округлення, метод гілок та меж, методи послідовної лінеаризації, метод імітації відпалу, генетичний алгоритм, різні змішані (гібридні) методи
Стратегія маршрутизації: багатошляхова	
нелінійного програмування	метод невизначених множників Лагранжа, метод штрафних функцій, градієнтні методи та ін.

За відсутності необхідності в захисті шляху та/або його пропускної здатності сформульована задача буде відноситись до класу задач булевого програмування (при одношляховій маршрутизації) або лінійного програмування (при багатошляховій маршрутизації).

3.4.3. Обґрунтування вибору вагових коефіцієнтів в критерії оптимальності рішень щодо швидкої перемаршрутизації в ТКМ

Особливості вирішення завдання швидкої перемаршрутизації з використанням моделі (2.1)-(2.3), (3.9)-(3.21), (3.23) продемонструємо на прикладі мережної структури, показаної на рис. 3.6. Представлена мережа складається з тринадцяти маршрутизаторів та двадцяти двох каналів зв'язку. У розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності. Нехай маршрутні метрики каналів приймали значення $10^7/\varphi_{i,j}$ за аналогією з протоколом IGRP.

В ході дослідження встановлено ряд закономірностей. По-перше, якщо при реалізації схем захисту вузла та каналу в ТКМ вибирати співвідношення

числових значень коефіцієнтів в (3.23) так, як пропонується в [118, 123], тобто $b_{i,j}^k \gg c_{i,j}^k$ і $b_{i,j}^k \gg \bar{c}_{i,j}^k$, то визначальним в цільовій функції буде третій доданок.

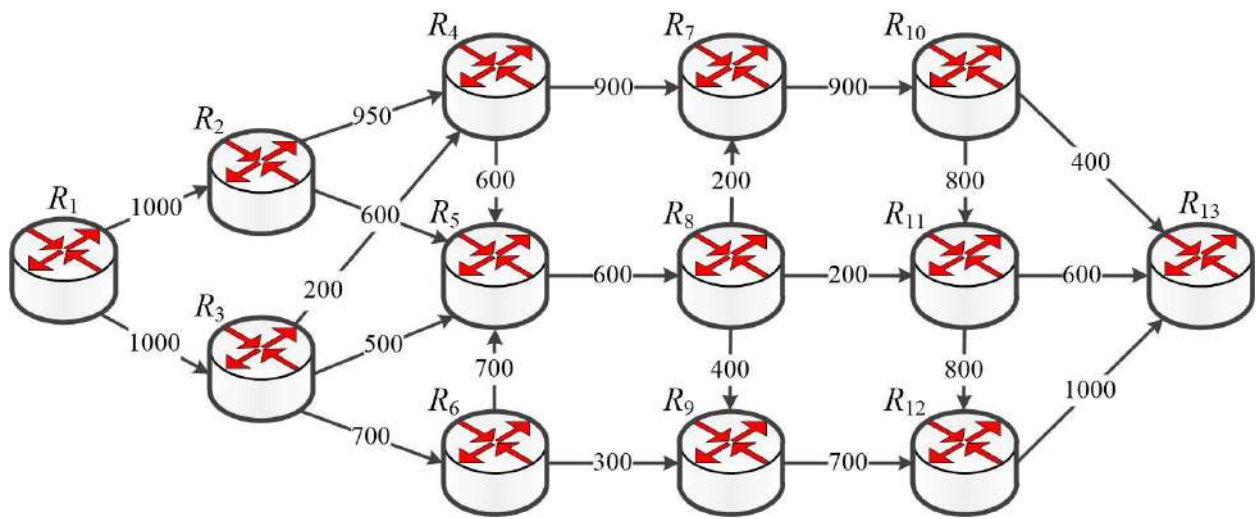


Рис. 3.6. Приклад структури ТКМ, що досліджуються

Це призводить до того, що в ході розрахунків як основний, так і резервний шлях завжди, поки це можливо, тобто при відсутності перевантаження ТКМ, будуть повністю співпадати, обходячи елемент мережі, який захищається. Наприклад, якщо необхідно передавати пакети з інтенсивністю 100 1/с від першого маршрутизатора до тринадцятого із забезпеченням захисту четвертого маршрутизатора, то основний і резервний шляхи пройдуть послідовно через маршрутизатори $R_1 \rightarrow R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12} \rightarrow R_{13}$. Однак оптимальним маршрутом з точки зору пропускної здатності та кількості переприйомів є шлях $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{13}$. Таким чином, подібний вибір співвідношення коефіцієнтів в цільовій функції (3.23) може привести до значної втрати продуктивності ТКМ, особливо якщо елемент (вузол або канал), який захищається і не включається в основний маршрут, є частиною високопродуктивної ділянки мережі.

В ході дослідження встановлено, що більш ефективною є наступна ієрархія співвідношень між ваговими коефіцієнтами в цільовій функції (3.23): $c_{i,j}^k \gg b_{i,j}^k$

і $b_{i,j}^k \gg \bar{c}_{i,j}^k$. Тоді основний маршрут завжди буде мати найкращу метрику незалежно від того, включає він у себе елемент мережі, що захищається, чи ні. Ключовим критерієм для вибору резервного шляху тоді стане його мінімальне розходження з основним маршрутом за складом каналів, що його утворюють. Продемонструємо ці можливості на наступному мультипотоківому прикладі. Нехай в ТКМ, структура якої приведена на рис. 3.6, необхідно захистити високошвидкісний канал між маршрутизаторами R_4 і R_7 при передачі пакетів двох потоків, що мають такі характеристики:

- $\lambda^1 = 100$ 1/с від вузла-відправника $s_1 = R_1$ до вузла-одержувача $d_1 = R_{13}$;
- $\lambda^2 = 100$ 1/с від вузла-відправника $s_2 = R_2$ до вузла-одержувача $d_2 = R_{10}$.

Ілюстрація отриманого рішення при використанні запропонованої моделі приведена на рис. 3.7, де основний шлях представлений суцільною лінією, резервний – пунктирною, тоді як канали зв'язку, що не використовуються, показані напівпрозорими лініями.

У цьому випадку основні маршрути проходять через такі маршрутизатори:

- $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{13}$ – для першого потоку;
- $R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10}$ – для другого потоку,

а резервні шляхи можна записати в такому вигляді:

- $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{13}$ – для першого потоку;
- $R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10}$ – для другого потоку.

Як видно з отриманих результатів розрахунків (рис. 3.7), канал $E_{4,7}$, який захищається, має досить високу пропускну здатність (900 1/с) і використовується в основних маршрутах обох потоків, що позитивно позначається на продуктивності кінцевих рішень. З точки зору масштабованості ТКМ важливо зазначити, що отримане рішення щодо захисту зазначеного каналу максимально відповідає вимогам схеми «facility backup» [48, 66]. Це проявляється в тому, що спільний елемент $E_{4,7}$ основних маршрутів для розглянутих двох потоків захищено одною (спільною для даних потоків) резервною ділянкою

$R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_7$. Тоді резервний шлях відрізняється від основного за чотирма каналами зв'язку.

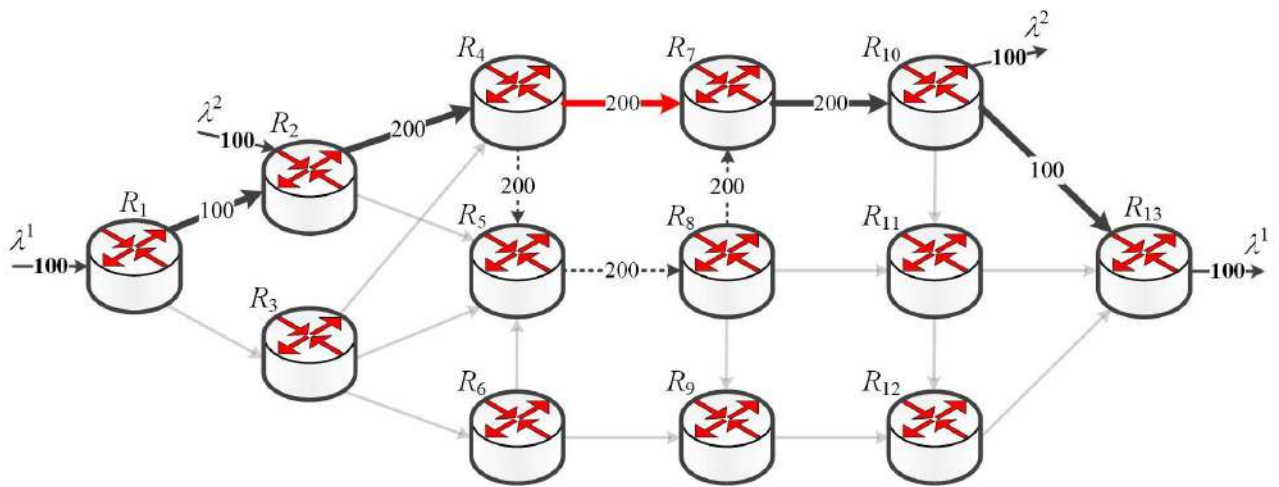


Рис. 3.7. Результати розв'язання задачі швидкої перемаршрутизації в ТКМ на основі використання критерію (3.23) та підтримкою схеми «facility backup»

Варто відзначити, що вимогам схеми «facility backup» також відповідає і рішення $R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_{11} \rightarrow R_{10}$ як частина резервних маршрутів. Однак воно не є оптимальним з точки зору критерію (3.23), тому що в цьому випадку резервний шлях відрізняється від основного за шістьма КЗ.

Окремо слід виділити випадок, коли при розрахунку резервних шляхів виникає неоднозначність при їх виборі. Приклад подібної ситуації представлено на рис. 3.8, на якому в розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності. Нехай основний шлях містить канал $E_{1,4}$, що захищається, тоді резервний шлях може пройти як через R_2 , так і через R_3 – в кожному із зазначених випадків третій доданок в цільовій функції (3.23) прийме одне й те саме значення.

Тому при виборі резервного шляху важливо враховувати метрики каналів резервних маршрутів, представлених ваговими коефіцієнтами, для чого і було введено в критерій оптимальності (3.23) другий доданок. У матриці числа переприйомів (як в протоколі RIP) ці два резервних шляхи є ідентичними.

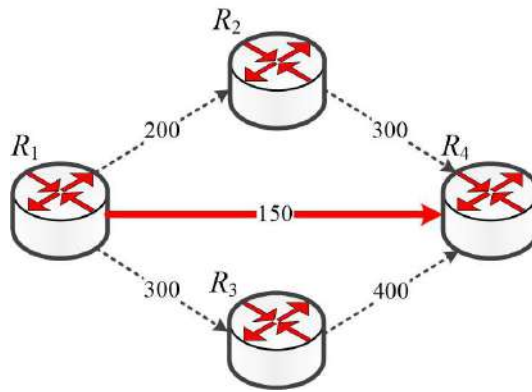


Рис. 3.8. Приклад виникнення неоднозначності при виборі резервного шляху

Однак при використанні метрики протоколу IGRP ($10^7/\phi_{i,j}$) буде оптимальним резервний шлях $R_1 \rightarrow R_3 \rightarrow R_4$, тому що він має пропускну здатність 300 1/с. Неоптимальний резервний маршрут $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4$ має дещо меншу пропускну здатність (200 1/с).

Удосконалена модель швидкої перемаршрутизації може використовуватися і в тому випадку, коли як основний, так і резервний шляхи є мультишляхами, тобто містять кілька маршрутів від відправника до одержувача. Припустимо, що на структурі ТКМ, показаної на рис. 3.6, пакети передаються від першого маршрутизатора до тринадцятого з інтенсивністю 700 1/с. Нехай необхідно реалізувати схему захисту шляху, тобто основний і резервний мультишляхи не повинні мати спільних вузлів і каналів. Тоді третій доданок в цільовій функції (3.23) дорівнюватиме нулю. Тоді на рис. 3.9 показано результат вирішення поставленого завдання за допомогою запропонованої потокової моделі швидкої перемаршрутизації в ТКМ, де як і раніше основний мультишлях представлено суцільною лінією, резервний – пунктирною, а невикористовувані канали зв'язку показані напівпрозорими лініями. Таким чином, основний мультишлях містить два шляхи (рис. 3.9). Першим шляхом $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{13}$ передається потік пакетів з інтенсивністю 400 1/с, а другим $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{11} \rightarrow R_{13}$ – потік з інтенсивністю 300 1/с.

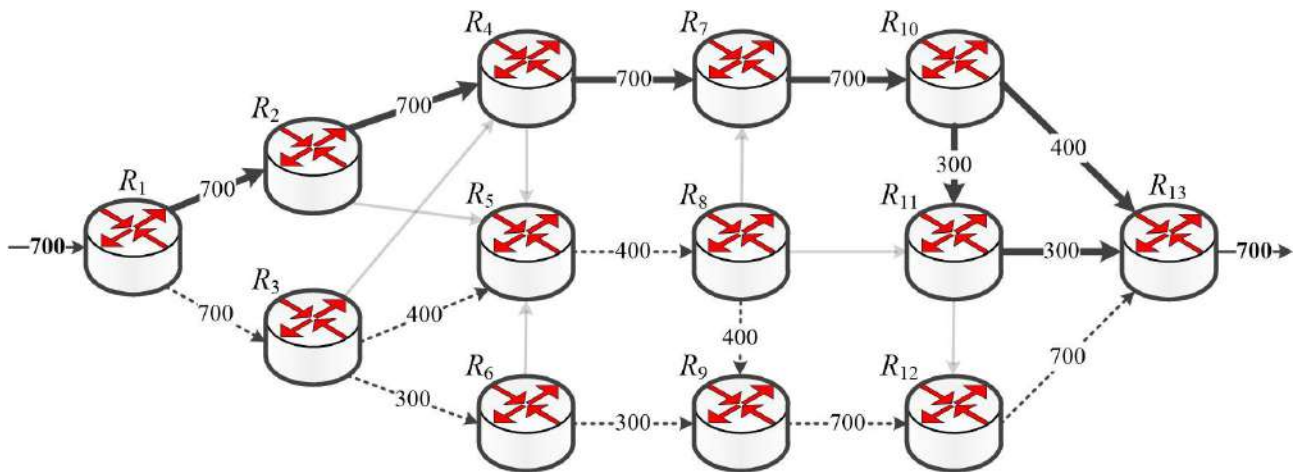


Рис. 3.9. Результат розв'язання задачі багатошляхової швидкої перемаршрутизації в ТКМ з використанням критерія оптимальності (3.23)

Резервний мультишлях також складається з двох маршрутів. Першим шляхом, який формується послідовністю маршрутизаторів $R_1 \rightarrow R_3 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12} \rightarrow R_{13}$, пакети передаються з інтенсивністю 400 1/с, а другим $R_1 \rightarrow R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12} \rightarrow R_{13}$ – потік з інтенсивністю 300 1/с. Відповідно до отриманих результатів розрахунку, основний і резервний мультишляхи не мають спільних мережних елементів (вузлів або каналів), що позитивно впливає на рівень відмовостійкості ТКМ, а реалізація багатошляхової стратегії маршрутизації сприяє підвищенню якості обслуговування.

3.4.4. Білінійний критерій оптимальності рішень щодо швидкої перемаршрутизації при реалізації схеми захисту шляху

Нелінійність умов захисту мультишляху (3.17) негативно відбивається на рівні обчислювальної складності рішень щодо швидкої перемаршрутизації. Тому у роботі пропонується використовувати критерій оптимальності, який засновано на мінімізації наступної білінійної цільової функції:

$$\begin{aligned}
F = & \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} c_{i,j}^k x_{i,j}^k x_{i,j}^k + \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} c_{i,j}^k x_{i,j}^k + \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} \bar{c}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k \\
& + \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} \bar{c}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k + \sum_{R_i \in R \setminus \{s_k, d_k\}} \sum_{R_j \in R_i^*} \sum_{R_p \in R_i^*} h x_{j,i}^k \bar{x}_{p,i}^k, \quad (3.24)
\end{aligned}$$

в якій h – ваговий коефіцієнт, який характеризує важливість білінійного доданка в критерії оптимальності (3.24).

Перший і другий доданки у виразі (3.24) визначають умовні вартості формування та використання основного шляху/мультишляху, а третій і четвертий – резервного. П'ятий доданок є найбільш важливим і відповідає за реалізацію схеми захисту шляху, тобто за відсутність спільних вузлів і каналів в основному і резервному маршрутах. Таким чином, встановлюється наступна система ієрархії співвідношень вагових коефіцієнтів в цільовій функції (3.24):

$$h \gg c_{i,j}^k \text{ і } h \gg \bar{c}_{i,j}^k, \quad (3.25)$$

а також доданків:

$$\begin{aligned}
& \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} c_{i,j}^k x_{i,j}^k x_{i,j}^k + \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} c_{i,j}^k x_{i,j}^k \leq \\
& \leq \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} \bar{c}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k + \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} \bar{c}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k. \quad (3.26)
\end{aligned}$$

Виконання умови (3.26) гарантує, що розрахований основний шлях/мультишлях не поступатиметься за ефективністю резервному.

Таким чином, в рамках проведеного вдосконалення математичної моделі завдання швидкої перемаршрутизації було сформульовано в оптимізаційній формі. При цьому критерієм оптимальності виступає мінімум цільової функції (3.24), а обмеженнями – умови (2.1), (2.2), (3.10), (3.12), (3.13), (3.15). При реалізації швидкої перемаршрутизації в ТКМ розрахунок шуканих маршрутних змінних забезпечується в результаті розв'язання задачі нелінійного

програмування. Крім того, пропонуване удосконалення моделі швидкої перемаршрутизації з білінійним критерієм оптимальності для захисту мультишляху є більш строгим, ніж в [118], тому що основний і резервний маршрути, що розраховуються, не перетинаються ні за вузлами, ні за каналами.

Проведемо аналіз впливу квадратичних доданків критерію (3.24) та завантаженості мережі на характер результуючих маршрутних рішень для ТКМ на прикладі мережної структури, наведеної на рис. 3.10, при захисті мультишляху між вузлом-відправником $s_1 = R_1$ і вузлом-одержувачем $d_1 = R_9$. У розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності. Для забезпечення розрахунку шляхів з максимальною продуктивністю маршрутні метрики каналів зв'язку приймали значення $10^7/\varphi_{i,j}$ за аналогією з протоколом IGRP.

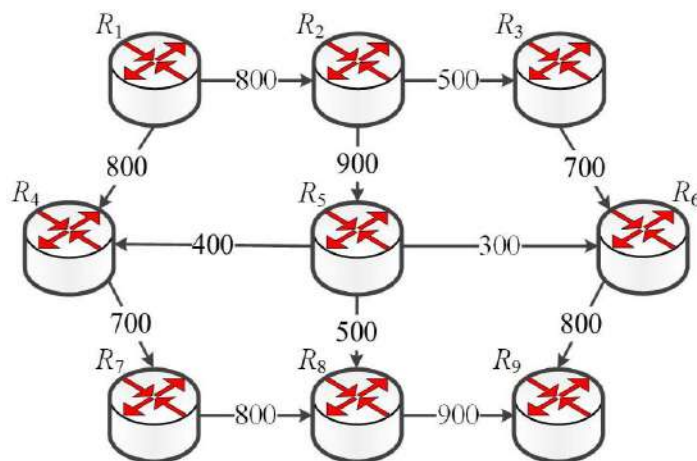
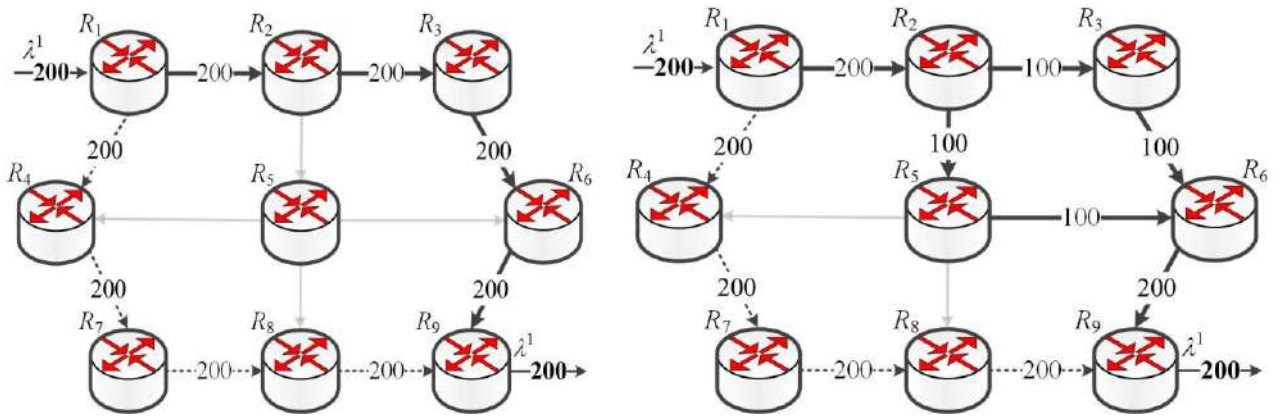


Рис. 3.10. Вихідна структура ТКМ, що досліджувалась

Нехай інтенсивність потоку пакетів складає $\lambda^1 = 200$ 1/с. Тоді на рис. 3.11 а) наведено результат розрахунків на випадок відсутності в критерії (3.24) квадратичних доданків, який визначив реалізацію одношляхової маршрутизації (без балансування навантаження). Основний шлях, що проходить через маршрутизатори $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9$, представлено суцільною лінією, резервний $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_8 \rightarrow R_9$ – пунктирною, тоді як канали зв'язку, що не використовуються, показані напівпрозорими лініями.



а) без квадратичних доданків в (3.24) б) з квадратичними доданками в (3.24)

Рис. 3.11. Порядок швидкої перемаршрутизації потоку з інтенсивністю 200 1/с на основі використання критерію оптимальності (3.24)

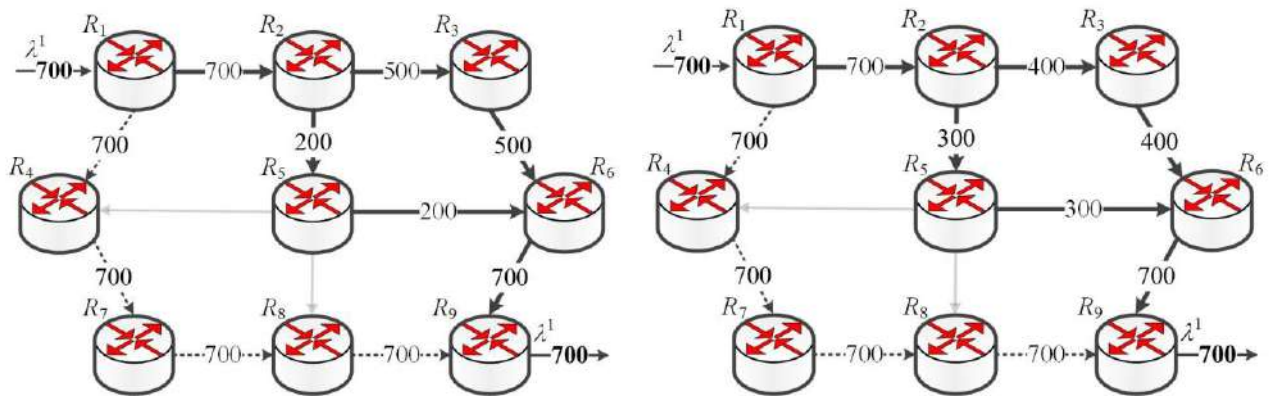
Введення квадратичних доданків в критерій (3.24) призвело до реалізації багатошляхової швидкої перемаршрутизації (рис. 3.11 б), коли основний мультишлях був представлений двома маршрутами:

- $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9$ при передачі потоку з інтенсивністю 100 1/с;
- $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_5 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9$ при передачі потоку з інтенсивністю 100 1/с,

тоді як резервний шлях проходить через маршрутизатори:

- $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_8 \rightarrow R_9$.

При збільшенні завантаженості мережі, коли інтенсивність потоку складала $\lambda^1 = 700$ 1/с, використання критерію (3.24) призводило до реалізації багатошляхової швидкої перемаршрутизації (3.12). У цьому випадку основний мультишлях включав в себе два шляхи: $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9$ та $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_5 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9$. При чому, якщо квадратичні члени в функції (3.24) були відсутні, то потік балансувався між ними частинами в 500 1/с та 200 1/с відповідно (рис. 3.12 а). При введенні квадратичних доданків в цільову функцію (3.24) потік балансувався між основними маршрутами частинами в 400 1/с та 300 1/с відповідно (рис. 3.12 б). Резервний шлях в обох випадках забезпечував передачу всього потоку через маршрутизатори $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_8 \rightarrow R_9$.



а) без квадратичних доданків в (3.24) б) з квадратичними доданками в (3.24)

Рис. 3.12. Порядок швидкої перемаршрутизації потоку з інтенсивністю 700 1/с на основі використання критерію оптимальності (3.24)

Отже, введення квадратичних членів в критерій (3.24) дозволяє, по-перше, забезпечити реалізацію багатошляхової швидкої перемаршрутизації навіть при невисокій завантаженості мережі, тоді як без їх введення здійснювалось послідовне вмикання шляхів у порядку збільшення їх метрик; по-друге, при високій завантаженості ТКМ вдалося забезпечити краще балансування навантаження в мережі (рис. 3.12). Введення в критерій (3.24) відповідної білінійної форми дозволило забезпечити розрахунок основного і резервного шляху/мультишляху, які не перетинаються ні за вузлами, ні за каналами.

3.5. Рішення щодо швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ

Реалізація відмовостійкої маршрутизації з резервуванням мережних елементів засноване на введенні ресурсної надлишковості, коли одночасно з визначенням основного маршруту (ОМ) розраховується і резервний маршрут (РМ) відповідно до реалізованої схеми захисту. У зв'язку з цим при вирішенні завдань швидкої перемаршрутизації важливо забезпечити збалансоване використання доступного мережного, перш за все, каналного ресурсу, щоб

захист елемента мережі не призвів до перевантаження ТКМ та істотного зниження рівня QoS. Тому для науки та практики є актуальним дослідження, направлені на розвиток концепції швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження (Traffic Engineering Fast ReRoute, TE FRR) [218, 234, 235]. Тому в даному підрозділі будуть запропоновані теоретичні рішення щодо узгодженого вирішення завдань швидкої перемаршрутизації та балансування навантаження, які орієнтовані на зниження обчислювальної складності та підвищення масштабованості протокольних рішень при реалізації як одношляхової, так і багатошляхової стратегії маршрутизації.

3.5.1. Розробка та дослідження дворівневого методу одношляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ

Для забезпечення балансування навантаження в ТКМ на принципах концепції Traffic Engineering при реалізації одношляхової швидкої перемаршрутизації (3.9) в ТКМ пропонується модифікувати модель (2.1), (3.9), (3.10), (3.11), (3.14), (3.17), по-перше, змінивши форму умов захисту ПЗ (3.19) зі збереженням їх фізичного змісту, по-друге, сформулювавши задачу розрахунку маршрутних змінних $x_{i,j}^k$ і $\bar{x}_{i,j}^k$ як оптимізаційну, пов'язану з балансуванням навантаження в ТКМ, а по-третє, ввівши дворівневу функціональну ієрархію розрахунків маршрутних змінних різних типів.

Тоді умови (3.19) пропонується представити в формі

$$\sum_{k \in K} \lambda^k (x_{i,j}^k + \bar{x}_{i,j}^k - x_{i,j}^k \cdot \bar{x}_{i,j}^k) \leq \alpha \cdot \varphi_{i,j}, \quad E_{i,j} \in E, \quad (3.27)$$

де α – додатково введена керуюча змінна, яка визначає верхній поріг завантаженості каналів зв'язку ТКМ і підпорядковується умовам [78, 79]:

$$0 \leq \alpha \leq 1. \quad (3.28)$$

Відзначимо, що ліві частини нерівностей (3.19) і (3.27) завжди дають однаковий числовий результат. Як критерій оптимальності рішень задачі швидкої перемаршрутизації в ТКМ за аналогією з результатами, отриманими в [78, 79], буде виступати мінімум введеного в (3.27) порога α , тобто

$$\min_{x, \bar{x}, \alpha} \alpha. \quad (3.29)$$

Виконання умов (3.27)-(3.29) дозволяє забезпечити оптимальне балансування навантаження при реалізації схеми захисту пропускну здатності розрахованих шляхів. В рамках пропонованого методу вводиться дворівнева ієрархія розрахунків, яка підпорядковується принципу прогнозування взаємодій теорії ієрархічних багаторівневих систем [358, 359]. Тоді на нижньому рівні (рис. 3.13) пропонується здійснювати розрахунок маршрутних змінних $x_{i,j}^k$, що відповідають за визначення основних шляхів в мережі, в ході мінімізації порогу α (3.29), але при фіксованих значеннях $\bar{x}_{i,j}^k$, що задаються на верхньому ієрархічному рівні. При цьому важливо забезпечити задоволення умов-обмежень (2.1), (3.9), (3.17), (3.28), а при захисті шляху – додатково й умови (3.27). При такій постановці задачі умови (3.17) і (3.27) вже будуть лінійними, тому що значення $\bar{x}_{i,j}^k$ для нижнього рівня є відомими.

На верхньому рівні ієрархії (рис. 3.13) відбувається розрахунок маршрутних змінних $\bar{x}_{i,j}^k$, що відповідають за формування (а фактично прогнозування) резервних маршрутів, також шляхом мінімізації змінної α (3.29) при фіксованих і розрахованих на нижньому рівні значеннях маршрутних змінних $x_{i,j}^k$. В ході оптимізації на цьому рівні необхідно виконати умови:

- при реалізації схеми захисту шляху – (3.10), (3.17), (3.27) та (3.28);
- при реалізації схем захисту каналу або вузла – (3.10), (3.27), (3.28) та (3.11) або (3.14).

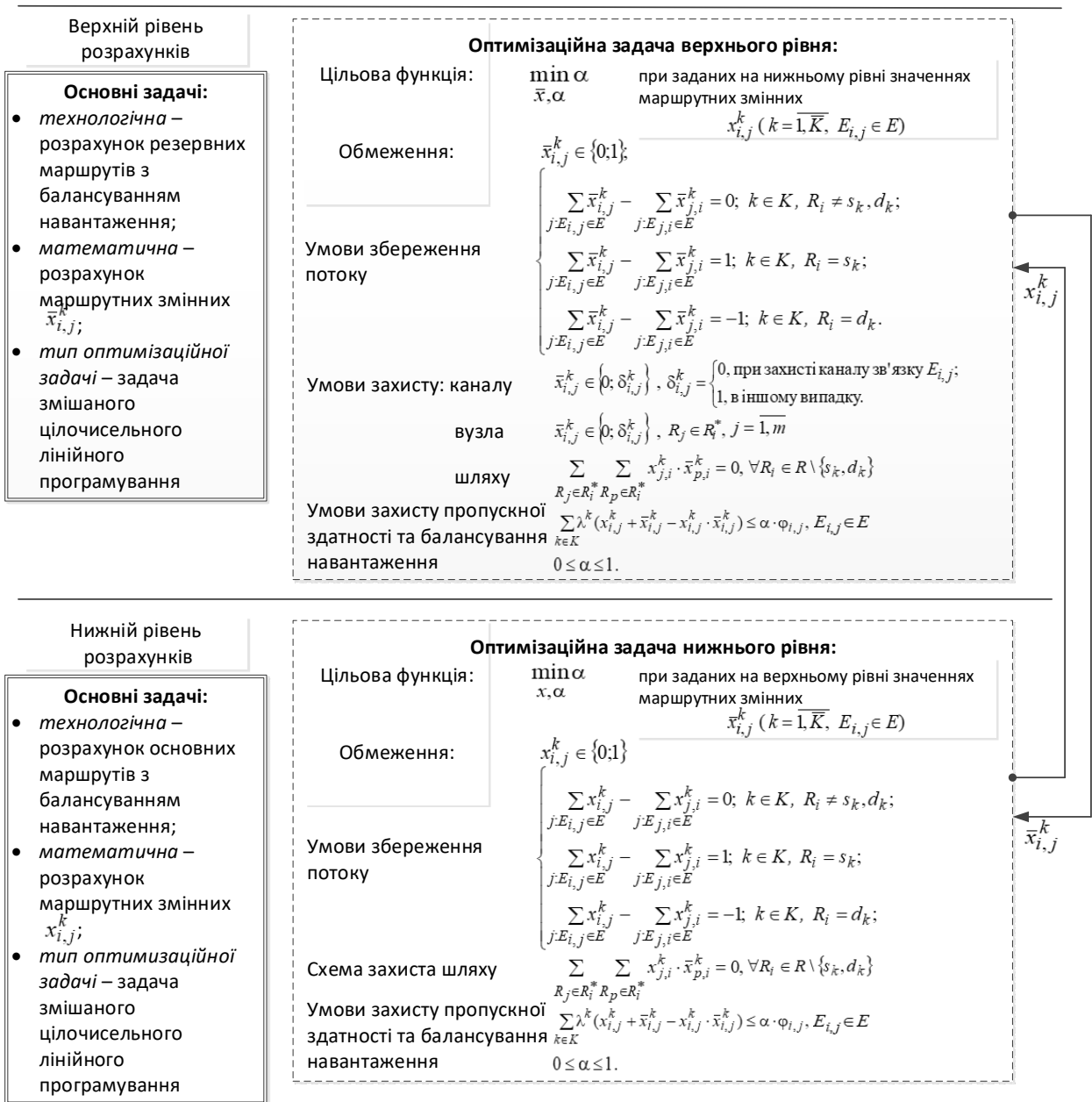


Рис. 3.13. Структура дворівневого методу швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ

З огляду на те, що для верхнього рівня розрахунку значення $x_{i,j}^k$ відомі, то умови (3.17) і (3.27) також стають лінійними. Таким чином, процес розв’язання сформульованої задачі швидкої перемаршрутизації в ТКМ набуває ітераційного характеру. При цьому критерієм закінчення розрахунків є досягнення оптимуму (3.29), що проявляється в близькості значень цільової функції (3.29), розрахованої на сусідніх ітераціях, але на різних ієрархічних рівнях.

Важливо відзначити, що при забезпеченні захисту каналу, вузла, шляху та пропускної здатності в мережі застосування описаного методу дозволяє відмовитися від розв'язання вихідної нелінійної та досить розмірної оптимізаційної задачі шляхом переходу до ітераційного розв'язання лінійних оптимізаційних задач вдвічі меншої розмірності (рис. 3.13). Це неодмінно позначається на кінцевій масштабованості протокольних рішень щодо швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в мережі в цілому. Таким чином, ефективність запропонованого методу безпосередньо залежить від числа ітерацій, за які він забезпечує пошук оптимальних з точки зору критерію (3.29) значень маршрутних змінних, що відповідають за формування основних і резервних маршрутів. Ця функціональна особливість запропонованого методу підлягає додатковому дослідженню.

Аналіз запропонованого методу швидкої перемаршрутизації проведено на множині мережних конфігурацій і для різного числа потоків та їх характеристик. Особливості роботи методу продемонструємо на числовому прикладі. За основу буде взята структура мережі, показана на рис. 3.14. У табл. 3.2 вказані пропускні здатності каналів зв'язку мережі.

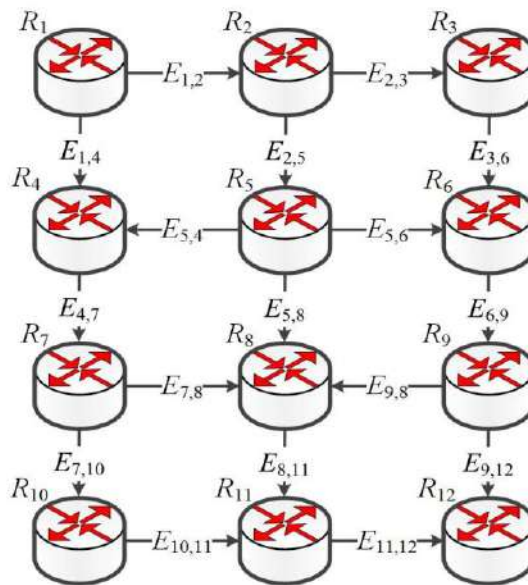


Рис. 3.14. Структура аналізованої ТКМ

Таблиця 3.2

Пропускні здатності каналів зв'язку мережі

Канал зв'язку	Пропускна здатність, 1/с	Канал зв'язку	Пропускна здатність, 1/с	Канал зв'язку	Пропускна здатність, 1/с
$E_{1,2}$	800	$E_{5,6}$	300	$E_{7,10}$	500
$E_{2,3}$	500	$E_{4,7}$	700	$E_{8,11}$	900
$E_{1,4}$	800	$E_{5,8}$	500	$E_{9,12}$	800
$E_{2,5}$	900	$E_{6,9}$	800	$E_{10,11}$	700
$E_{3,6}$	700	$E_{7,8}$	400	$E_{11,12}$	600
$E_{5,4}$	400	$E_{9,8}$	500		

Нехай в мережі (рис. 3.14) необхідно забезпечити вирішення завдань швидкої перемаршрутизації з реалізацією схеми захисту шляху для двох потоків, характеристики яких наведені в табл. 3.3.

Таблиця 3.3

Характеристики потоків

Номер потоку	Інтенсивність потоку	Відправник	Одержувач
1	$\lambda^1 = 10 \div 250$ 1/с	R_1	R_{12}
2	$\lambda^2 = 10 \div 250$ 1/с	R_5	R_{11}

Як показали результати проведеного аналізу, запропонований метод швидкої перемаршрутизації в ТКМ для вихідних даних, представлених в табл. 3.2, забезпечував знаходження оптимальних значень маршрутних змінних (3.9), (3.11) і порога завантаженості (3.28) (рис. 3.15) в середньому за 2-3 ітерації (рис. 3.16). Причому, як видно з рис. 3.15 та рис. 3.16, кількість ітерацій збільшується до трьох в разі рівності або близькості значень інтенсивностей потоків, що передаються. У табл. Б.1-Б.3, для прикладу, показані результати розрахунків для трьох ітерацій роботи методу при $\lambda^1 = 240$ 1/с та $\lambda^2 = 220$ 1/с.

У цих таблицях для кожного каналу вказано коефіцієнт його використання

$$\alpha_{i,j} = \frac{\sum_{k \in K} x_{i,j}^k \lambda^k}{\Phi_{i,j}}. \quad (3.30)$$

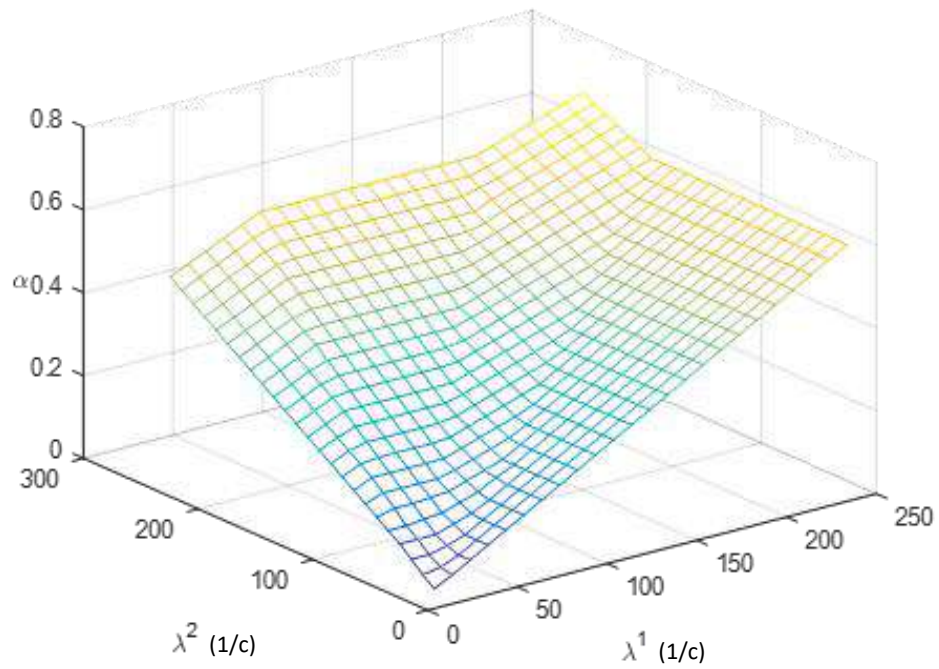


Рис. 3.15. Залежність порога завантаженості каналів зв'язку мережі (3.28) від інтенсивностей потоків пакетів, що передаються (при захисті шляхів двох потоків)

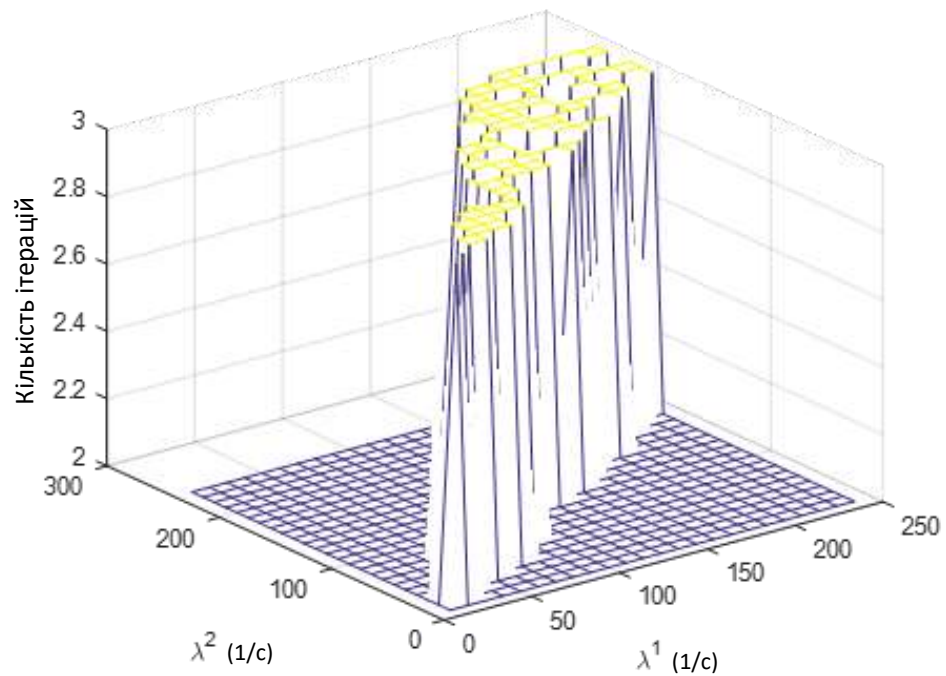


Рис. 3.16. Залежність кількості ітерацій роботи запропонованого методу від інтенсивностей потоків пакетів, що передаються (при захисті шляхів двох потоків)

Фактично α (3.28) є граничним, тобто максимальним значенням серед множини коефіцієнтів $\alpha_{i,j}$ (3.30).

Після першої ітерації роботи методу саме завантаженість каналу $E_{7,10}$ визначає значення порогу завантаженості каналів зв'язку мережі в 0,92 (табл. Б.1). При цьому для першого потоку основний шлях проходить через маршрутизатори $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{11} \rightarrow R_{12}$, а резервний – $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_5 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12}$. Тоді як для другого потоку основний шлях визначається маршрутизаторами $R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_{11}$, а резервний – $R_5 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{11}$.

Після другої ітерації метод забезпечує подальше зниження порога завантаженості каналів зв'язку до 0,8, який при цьому (табл. Б.2) визначається за коефіцієнтом використання каналу $E_{5,6}$. У цьому випадку основний шлях для першого потоку являє собою $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_8 \rightarrow R_{11} \rightarrow R_{12}$, а резервний – $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_5 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12}$. При цьому для другого потоку основний і резервний шляхи залишаються незмінними. І тільки після третьої ітерації метод визначив кінцевий розв'язок задачі швидкої перемаршрутизації з $\alpha = 0,657$ (табл. Б.3). Тут для першого потоку основний шлях представлений маршрутизаторами $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_8 \rightarrow R_{11} \rightarrow R_{12}$, а резервний – $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12}$. Як і раніше, для другого потоку основний і резервний шляхи не змінилися.

Продемонструємо особливості роботи запропонованого методу при реалізації схеми захисту каналу $E_{8,11}$ для тих же двох потоків (табл. 3.3). При цьому відповідно до умов (3.14) захист каналу $E_{8,11}$ фактично забезпечує захист маршрутизатора R_8 . Як показали результати проведеного аналізу, запропонований дворівневий метод одношляхової швидкої перемаршрутизації в ТКМ (табл. 3.2), забезпечував знаходження оптимальних значень маршрутних змінних (3.9), (3.11) і порога завантаженості (3.28) (рис. 3.17) в середньому також за 2-3 ітерації (рис. 3.18).

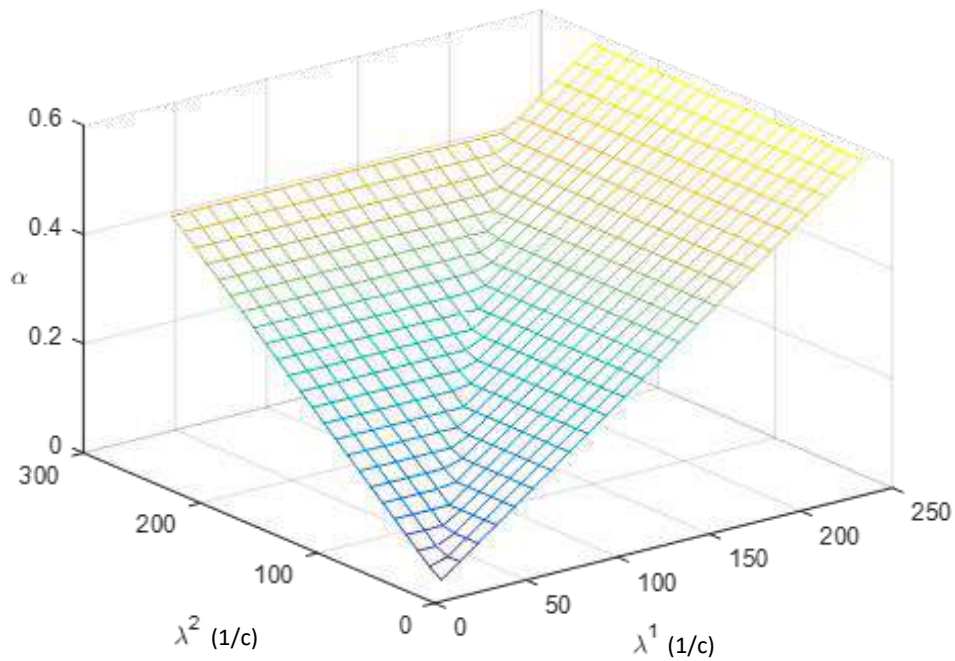


Рис. 3.17. Залежність порога завантаженості каналів зв'язку мережі (3.28) від інтенсивностей потоків пакетів, що передаються (при захисті каналу $E_{8,11}$)

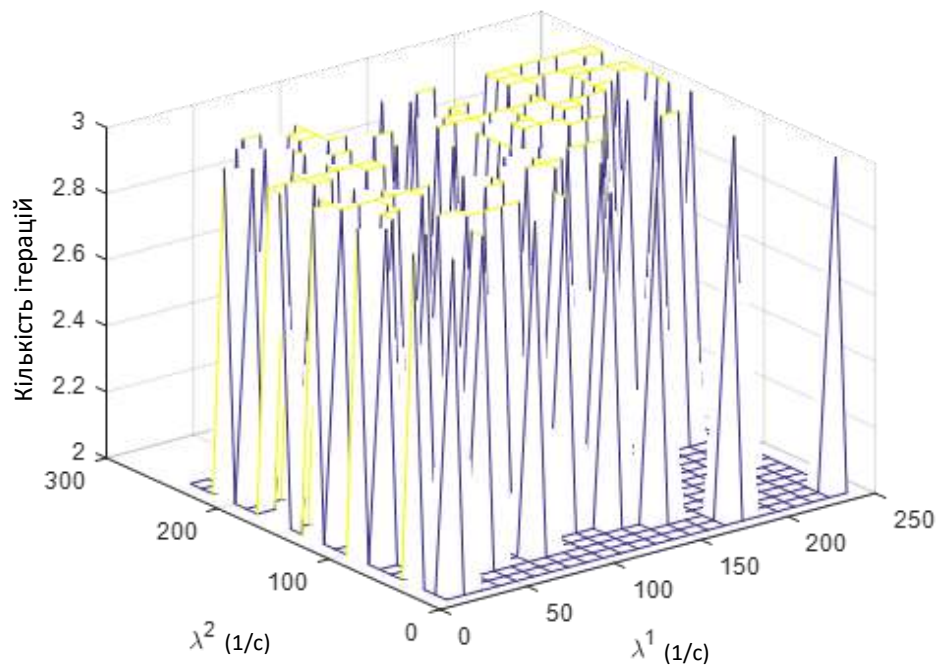


Рис. 3.18. Залежність кількості ітерацій роботи запропонованого методу від інтенсивностей потоків пакетів, що передаються (при захисті каналу $E_{8,11}$)

Запропонований дворівневий метод одношляхової швидкої перемаршрутизації, як і при реалізації схеми захисту шляху (рис. 3.15), забезпечував досить плавну зміну порогового значення завантаженості каналів зв'язку мережі (3.29). Це є перевагою одержуваного рішення, тому що воно сприяє відповідній сталій зміні й ключових показників якості обслуговування (середньої затримки та ймовірності втрат пакетів), які багато в чому залежать від завантаженості каналів зв'язку мережі.

У табл. Б.4-Б.6, для прикладу, показані результати розрахунків для трьох ітерацій роботи методу при $\lambda^1 = 240$ 1/с і $\lambda^2 = 240$ 1/с. Після першої ітерації роботи методу завантаженість каналу $E_{7,10}$ визначає значення порога завантаженості каналів зв'язку мережі в 0,96 (табл. Б.4). При цьому для першого потоку основний шлях проходить через маршрутизатори $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{11} \rightarrow R_{12}$, а резервний – $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_5 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12}$. Тоді для другого потоку основний шлях проходить через маршрутизатори $R_5 \rightarrow R_8 \rightarrow R_{11}$, а резервний – $R_5 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{11}$.

Після другої ітерації метод забезпечує подальше зниження порога завантаженості каналів зв'язку до 0,8, який в цьому випадку (табл. Б.5) визначається за коефіцієнтом використання каналу $E_{5,6}$. Тут для першого потоку основний шлях містить маршрутизатори $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12}$, а резервний – $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_5 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12}$. В той час як для другого потоку основний і резервний шляхи збігаються та приймають вид $R_5 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{11}$, але вже не містять в собі канал $E_{8,11}$, що захищається.

Запропонований метод розрахував оптимальний порядок швидкої перемаршрутизації двох потоків пакетів після третьої ітерації з $\alpha = 0,6$ (табл. Б.6). Таку завантаженість можна спостерігати для каналу $E_{5,4}$.

В цьому випадку для першого потоку основний і резервний шляхи збігаються та проходять через маршрутизатори $R_1 \rightarrow R_2 \rightarrow R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9 \rightarrow R_{12}$ так само, як і для другого потоку маршрутизатори $R_5 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_{10} \rightarrow R_{11}$

визначають і основний, і резервний шляхи. Однак жоден з розрахованих маршрутів не містить елемент мережі, який захищається, а саме канал $E_{8,11}$.

Як показано в табл. Б.4-Б.6, основні шляхи, розраховані для кожного з переданих потоків, можуть проходити через елементи мережі, що захищаються, а саме, канал $E_{8,11}$ і маршрутизатор R_8 . Резервні шляхи не містили канали та маршрутизатори мережі, що захищалися.

Наведений приклад продемонстрував працездатність запропонованого дворівневого методу швидкої перемаршрутизації. При цьому кінцеве значення порога завантаженості каналів зв'язку мережі (3.29), отримане за допомогою запропонованого методу, повністю відповідало результатам централізованого розрахунку маршрутних змінних $x_{i,j}^k$ і $\bar{x}_{i,j}^k$ при використанні критерію (3.29) і наявності обмежень (2.1), (3.9), (3.10), (3.11), (3.14), (3.17), (3.27), (3.28). Розрахунок керуючих змінних (3.9), (3.11) при розв'язанні оптимізаційної задачі змішаного цілочисельного лінійного програмування (Mixed Integer Linear Programming, MILP), представленої цільовою функцією (3.29), виконувалося за допомогою інструментарію Optimization Toolbox середовища MatLab, зокрема функції `intlinprog`. У цьому випадку згідно з (3.29) було отримано рішення двох завдань: швидкої перемаршрутизації та балансування навантаження.

Результати дослідження для інших мережних структур і вихідних даних також дозволили сформулювати умови, при яких запропонований дворівневий метод демонстрував максимальну ефективність з точки зору отримання оптимальних рішень щодо забезпечення одношляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження каналів зв'язку ТКМ за критерієм (3.29) і реалізацією необхідних схем захисту елементів мережі. Перш за все, до них варто віднести те, що з ростом розмірності мережних структур і зв'язності маршрутизаторів ТКМ через наявність більшої кількості маршрутів між парами відправник-одержувач і додаткового доступного мережного (канального) ресурсу запропонований метод дозволяє забезпечити краще балансування навантаження за критерієм (3.29) при вирішенні завдань швидкої

перемаршрутизації. Особливо це помітно при реалізації схем захисту шляху та його пропускної здатності, що вимагають наявності надлишкового мережного ресурсу. Крім того, запропонований метод демонстрував максимальну ефективність при одношляховій швидкій перемаршрутизації більшої кількості потоків з різними відправниками та одержувачами, а також пакетними інтенсивностями.

3.5.2. Розробка та дослідження лінійної оптимізаційної моделі багатошляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ

Масштабована реалізація багатошляхової стратегії швидкої перемаршрутизації натикається на проблему подолання нелінійності умов захисту пропускної здатності ТКМ (3.20). Тому в даному пункті роботи пропонується доповнити модель (2.1), (2.2), (3.10), (3.12), (3.15), (3.17) для забезпечення лінійного вигляду умов захисту пропускної здатності мережі при реалізації як одношляхової, так і багатошляхової швидкої перемаршрутизації наступними модифікованими умовами запобігання перевантаження з метою забезпечення балансування навантаження в мережі:

$$\sum_{k \in K} \lambda^k \cdot u_{i,j}^k \leq \alpha \cdot \varphi_{i,j}, \quad E_{i,j} \in E \quad (3.31)$$

при

$$x_{i,j}^k \leq u_{i,j}^k \quad \text{та} \quad \bar{x}_{i,j}^k \leq u_{i,j}^k, \quad (3.32)$$

де $u_{i,j}^k$ також є керуючими змінними

$$0 \leq u_{i,j}^k \leq 1 \quad (3.33)$$

і являють собою верхній поріг (ВП) значень маршрутних змінних основних і резервних шляхів. Критерієм оптимальності рішень задач ТЕ FRR залишається вираз (3.29), модифікований під розширену множину керуючих змінних:

$$\min_{x, \bar{x}, u, \alpha} \alpha. \quad (3.34)$$

Таким чином, рішення вихідного технологічного завдання балагошляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ із захистом каналу, вузла та пропускної здатності мережі було зведено до розв'язання оптимізаційної задачі лінійного програмування з критерієм (3.34) при наявності множини обмежень (2.1), (2.2), (3.10), (3.12), (3.15), (3.17), (3.31)-(3.33), які обираються в залежності від реалізованої схеми захисту.

Аналіз запропонованої моделі швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ проведено на множині мережних конфігурацій для різного числа потоків та їх характеристик. Особливості роботи моделі ТЕ FRR продемонструємо на розрахунковому прикладі. При цьому структура досліджуваної мережі показана на рис. 3.19, а в розривах каналів зв'язку мережі вказані їх пропускні здатності.

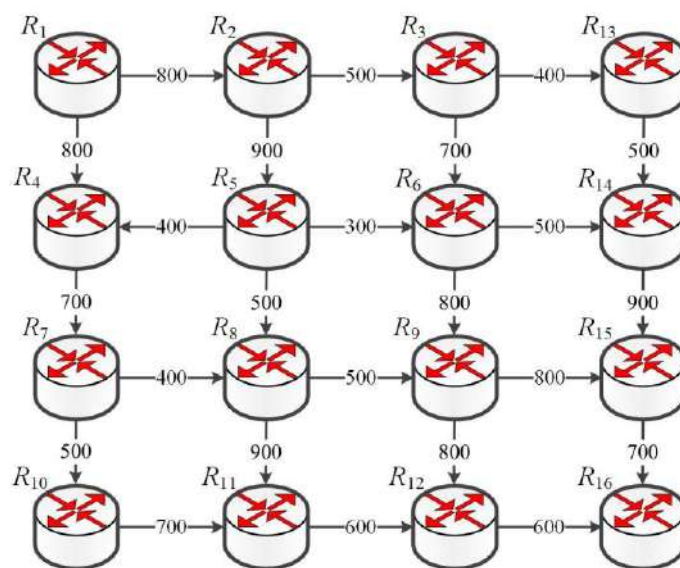


Рис. 3.19. Структура досліджуваної мережі

Нехай в мережі необхідно забезпечити розв'язання задачі багатошляхової швидкої перемаршрутизації двох потоків. При цьому пакети першого потоку передавались від R_1 до R_{16} . Пакети другого потоку – від R_5 до R_{12} . Припустимо, що інтенсивності цих потоків змінювались в наступних межах: $\lambda^1=10\div 400$ 1/с та $\lambda^2=10\div 400$ 1/с. В табл. Б.7 показані мінімальні та максимальні значення виграшу щодо значень критерію (3.34) при реалізації багатошляхової маршрутизації у порівнянні з використанням одношляхової маршрутизації при захисті кожного з каналів зв'язку окремо. Таким чином, при захисті каналів зв'язку використання моделі (2.1), (2.2), (3.10), (3.12), (3.15), (3.17), (3.31)-(3.33) дозволяє покращити критерій (3.34) в середньому від 37,12% до 59,41%.

Для наочності на рис. Б.1 показано залежність верхнього порогу завантаженості каналів зв'язку від значень інтенсивностей потоків, якщо реалізується, наприклад, схема захисту каналу $E_{8,11}$ при багатошляховій (рис. Б.1 а) або одношляховій маршрутизації (рис. Б.1 б). Таким чином, реалізація багатошляхової маршрутизації при ТЕ FRR і захисті каналу $E_{8,11}$ дозволяє покращити значення критерію (3.34) від 44,44% до 61,54% у порівнянні з використанням одношляхової ТЕ-маршрутизації (рис. 3.20).

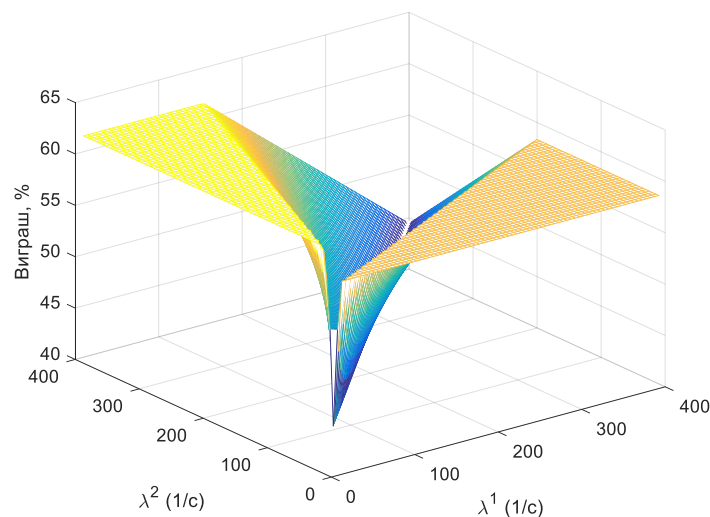


Рис. 3.20. Виграш за критерієм (3.34) від реалізації багатошляхової маршрутизації у порівнянні з використанням одношляхової маршрутизації (захист каналу $E_{8,11}$)

Більш докладно розглянемо випадок використання запропонованої моделі TE FRR при передачі пакетів двох потоків з інтенсивностями $\lambda^1 = 400$ 1/с та $\lambda^2 = 300$ 1/с (табл. 3.4). При цьому завантаженість для кожного каналу зв'язку $E_{i,j} \in E$ визначалася як

$$\alpha_{i,j} = \frac{\sum_{k \in K} u_{i,j}^k \lambda^k}{\Phi_{i,j}}. \quad (3.35)$$

У табл. 3.4 також показано порядок одно- та багатошляхової маршрутизації та балансування двох потоків за каналами зв'язку мережі з використанням запропонованої моделі TE FRR (2.1), (2.2), (3.10), (3.12), (3.15), (3.17), (3.31)-(3.34). Причому α (3.34) є максимальним значенням серед множини коефіцієнтів $\alpha_{i,j}$ (3.35). Відповідно до отриманих результатів розрахунку (табл. 3.4), реалізація одношляхової маршрутизації при захисті каналу $E_{8,11}$ забезпечила значення $\alpha = 0,8$, тоді як використання багатошляхової маршрутизації – $\alpha = 0,39$, що на 51,25% краще ніж при одношляховій стратегії.

В табл. Б.8 показані мінімальні та максимальні значення виграшу щодо значень критерію (3.34) при реалізації багатошляхової маршрутизації у порівнянні з використанням одношляхової маршрутизації при захисті кожного з вузлів мережі окремо. Таким чином, при захисті вузлів мережі використанням запропонованої моделі дозволяє покращити критерій (3.34) в середньому від 31,5% до 56,3 %. На рис. 3.21, наприклад, показано, що реалізація багатошляхової маршрутизації при захисті вузла R_9 дозволяє від 16,67% до 60,55% покращити значення критерію (3.34) у порівнянні з одношляховою маршрутизацією.

Таблиця 3.4

Результати порівняння за критерієм (3.34) одно- та багатошляхової швидкої перемаршрутизації при захисті каналу $E_{8,11}$

КЗ	Багатошляхова маршрутизація						$\alpha_{i,j}$	Одношляхова маршрутизація						$\alpha_{i,j}$
	Перший потік			Другий потік				Перший потік			Другий потік			
	ОМ	РМ	ВП	ОМ	РМ	ВП		ОМ	РМ	ВП	ОМ	РМ	ВП	
$E_{1,2}$	257,50	256,93	267,91	0	0	0	0,37	400	400	400	0	0	0	0,50
$E_{2,3}$	188,42	194,44	194,44	0	0	0	0,39	0	0	0	0	0	0	0
$E_{1,4}$	142,50	143,07	192,67	0	0	0	0,35	0	0	0	0	0	0	0
$E_{2,5}$	69,08	62,49	142,64	0	0	0	0,32	400	400	400	0	0	0	0,44
$E_{3,6}$	133,28	138,09	171,75	0	0	0	0,36	0	0	0	0	0	0	0
$E_{5,4}$	8,62	9,08	32,03	83,38	92,69	106,81	0,35	0	0	0	300	300	300	0,75
$E_{5,6}$	19,99	23,58	23,57	89,15	93,09	93,09	0,39	0	0	0	0	0	0	0
$E_{4,7}$	151,12	152,15	163,14	83,38	92,69	99,06	0,37	0	0	0	300	300	300	0,43
$E_{5,8}$	40,47	29,83	50,14	127,47	114,22	134,53	0,37	400	400	400	0	0	0	0,80
$E_{6,9}$	95,78	102,81	153,04	89,15	93,09	146,44	0,37	0	0	0	0	0	0	0
$E_{7,8}$	68,42	43,88	82,50	32,66	6,52	52,99	0,34	0	0	0	0	0	0	0
$E_{8,9}$	69,45	73,71	73,71	114,23	120,74	120,74	0,39	400	400	400	0	0	0	0,80
$E_{7,10}$	82,70	108,27	108,27	50,72	86,17	86,17	0,39	0	0	0	300	300	300	0,60
$E_{8,11}$	39,44	0	137,71	45,90	0	137,98	0,31	0	0	0	0	0	0	0
$E_{9,12}$	49,00	60,85	76,63	203,38	213,83	222,45	0,37	400	400	400	0	0	0	0,50
$E_{10,11}$	82,70	108,27	140,51	50,72	86,17	111,48	0,36	0	0	0	300	300	300	0,43
$E_{11,12}$	122,14	108,27	126,88	96,62	86,17	100,64	0,382	0	0	0	300	300	300	0,50
$E_{3,13}$	55,14	56,35	78,87	0	0	0	0,34	0	0	0	0	0	0	0
$E_{13,14}$	55,14	56,35	89,92	0	0	0	0,33	0	0	0	0	0	0	0
$E_{6,14}$	57,49	58,86	90,32	0	0	0	0,33	0	0	0	0	0	0	0
$E_{14,15}$	112,63	115,21	168,42	0	0	0	0,33	0	0	0	0	0	0	0
$E_{9,15}$	116,23	115,67	175,17	0	0	0	0,34	0	0	0	0	0	0	0
$E_{15,16}$	228,86	230,88	240,10	0	0	0	0,37	0	0	0	0	0	0	0
$E_{12,16}$	171,14	169,12	183,21	0	0	0	0,37	400	400	400	0	0	0	0,67

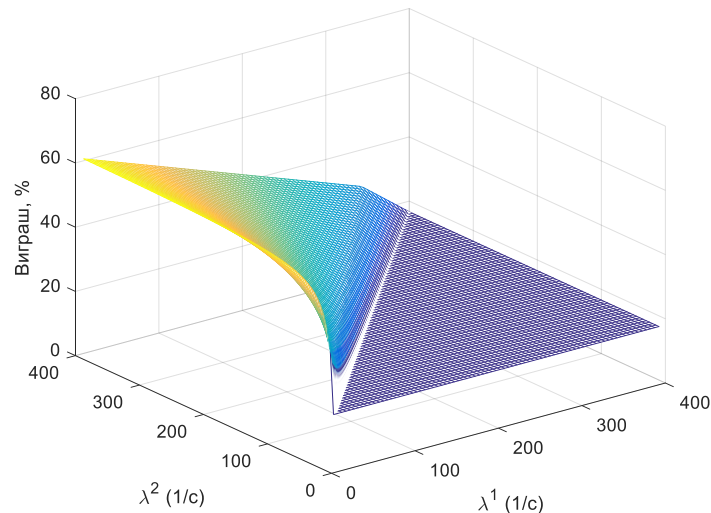


Рис. 3.21. Виграш за критерієм (3.34) від реалізації багатошляхової маршрутизації у порівнянні з використанням одношляхової маршрутизації (захист вузла R_9)

3.6. Метод ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ТКМ

3.6.1. Особливості організації ієрархічної швидкої перемаршрутизації

Відмінною особливістю будь-якої складної системи, до класу яких відносяться і сучасні телекомунікаційні мережі, є ієрархічність її структурної та функціональної побудови. Саме ієрархічний характер мережної архітектури в умовах постійного зростання числа та характеру зв'язків її елементів (комутаторів, маршрутизаторів, серверів тощо) максимально сприяє підвищенню масштабованості протокольних рішень, пов'язаних зі скороченням обсягів циркулюючої в мережі службової інформації, зменшенням розмірів маршрутних таблиць, підвищенням оперативності управління трафіком в ТКМ. Важливо відзначити, що більшість сучасних засобів забезпечення якості обслуговування вже адаптовані під принципи багаторівневого управління трафіком. Це, насамперед, відноситься до таких технологічних рішень як Hierarchical Queuing Framework, Hierarchical Policing та Hierarchical Shaping [64].

Однак найбільш чутливі до проблем масштабованості саме протоколи маршрутизації, так як вони вимагають узгодженого функціонування не одного, а цілої множини мережних пристроїв. Принципи ієрархічної маршрутизації активно використовуються в мережах IP, ATM та MPLS. Особливо це проявилось в функціональності таких протоколів як BGP, OSPF, IS-IS, PNNI [65, 370-372]. Відмінною рисою даних протоколів є поділ мережі на підмережі різного рівня ієрархії. Верхній рівень визначає опорна мережа (backbone), через яку обмінюються пакетами підмережі нижнього рівня, іменовані доменами (areas), зонами (zones) або кластерами (clusters). В IP-мережах може підтримуватися також трирівнева ієрархія, коли на рівні автономної системи реалізується дворівнева маршрутизація, організована, наприклад, за допомогою протоколу OSPF, а між автономними системами маршрутизація відбувається під управлінням, наприклад, протоколу BGP, що визначає додатковий верхній рівень ієрархії рішень. При цьому межа підмереж може проходити як через маршрутизатори (як в OSPF), так і через канали мережі (за прикладом IS-IS) [59].

Прикладом структурної ієрархії також може служити поділ маршрутизаторів на класи: внутрішньодоменні (intra-area), міждоменні (inter-area (border)) і маршрутизатори опорної мережі (backbone). При цьому в рамках різних протокольних рішень назви маршрутизаторів можуть відрізнятися, як показано в табл. 3.5 [64, 372].

Однак структурна ієрархія рішень маршрутних завдань, що вводиться в сучасних мережах, не завжди підтримується ієрархією функціональною. Алгоритми Дейкстри та Беллмана-Форда, покладені в основу більшості сучасних протоколів маршрутизації, безпосередньо не враховують особливостей ієрархічної побудови мережі. Інколи це не є проблемою. Це, наприклад, характерно для варіанту, коли кожен домен (підмережа нижнього рівня) комутується з опорною мережею через один приграничний маршрутизатор, що є найбільш поширеним рішенням в сучасних мережах [64]. В цьому випадку при вирішенні завдань маршрутизації і в доменах, і в опорній мережі чітко відомі як маршрутизатор-відправник, так і маршрутизатор-одержувач. Тому ніякої

складності в узгодженні кінцевих рішень маршрутних завдань, що отримуються окремо в доменах та опорній мережі, не виникає.

Таблиця 3.5

Класифікація маршрутизаторів в залежності від використовуваних протоколів

Протокол	Внутрішньодоменні маршрутизатори	Міждоменні маршрутизатори	Маршрутизатори опорної мережі
OSPF	Internal Routers (IRs)	Area Border Router (ABRs)	Backbone Routers (BRs)
IS-IS	Routers Level 1 (L1)	Routers Level 1/Level 2 (L1/L2)	Routers Level 2 (L2)
PNNI	Logical Nodes (LNs)	Border Nodes (BNs)	Peer Group Leaders (PGLs)

Важливо врахувати, що використання єдиного приграничного маршрутизатора для зв'язку домену та опорної мережі істотно знижує відмовостійкість ТКМ в цілому [46-49, 64]. В разі, коли приграничний маршрутизатор не в змозі забезпечити свою функціональність (перевантаження, збій, компрометація), то підключені через нього домени стають блокованими по відношенню до опорної мережі, а також до інших доменів мережі.

У зв'язку з цим для підвищення відмовостійкості мережних рішень на практиці все частіше для зв'язку окремих доменів та опорної мережі використовуються кілька приграничних маршрутизаторів [64, 65]. У разі відмови одного з них трафік може передаватися через працездатні маршрутизатори. Однак при цьому в ході рішення задач маршрутизації міждоменних потоків виникає ряд важливих особливостей, які варто врахувати.

Перша особливість пов'язана з тим, що при розв'язанні задач міждоменної маршрутизації треба передбачити реалізацію схем захисту приграничних маршрутизаторів при їх відмовах з причин, наведених вище. Таким чином, поряд

з множиною основних маршрутів необхідно розрахувати і множину резервних шляхів, які є обхідними по відношенню до маршрутизатора, що захищається.

Друга особливість виражається в тому, що з'являється неоднозначність в порядку використання приграничних маршрутизаторів, який визначається, з одного боку, в опорній мережі, а з іншого боку – в доменах мережі. Це може супроводжуватися порушенням зв'язності міждоменних маршрутів на границі «опорна мережа – домен», а при багатопляховій маршрутизації неоднозначність може проявлятися також у неузгодженому балансуванні трафіку на приграничних маршрутизаторах.

Тому актуальною є задача, пов'язана з підвищенням узгодженості (координованості) рішень щодо швидкої перемаршрутизації, одержуваних в окремих доменах та опорній мережі. Це може бути досягнуто за рахунок перегляду математичних моделей і методів, покладених в основу відповідних протоколів ієрархічної маршрутизації. Для забезпечення високого рівня теоретичного обґрунтування пропонованих рішень пропонується використовувати положення, принципи та постулати теорії багаторівневих ієрархічних систем, запропонованої Месаровичем [358] та розвиненої Сінгхом і Тітлі [359]. Подібний підхід вже знайшов своє застосування при вирішенні завдань ієрархічного управління трафіком [347, 373].

3.6.2. Декомпозиційна модель ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ТКМ

Припустимо, що структура ієрархічної ТКМ (рис. 3.22), як показано в пункті 3.1.1, представляється орієнтованим графом $\Gamma = (R, E)$. Тоді при розробці декомпозиційної моделі ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації припустимо, що ТКМ складається з P підмереж або доменів, пов'язаних між собою за принципом побудови IP-мереж.

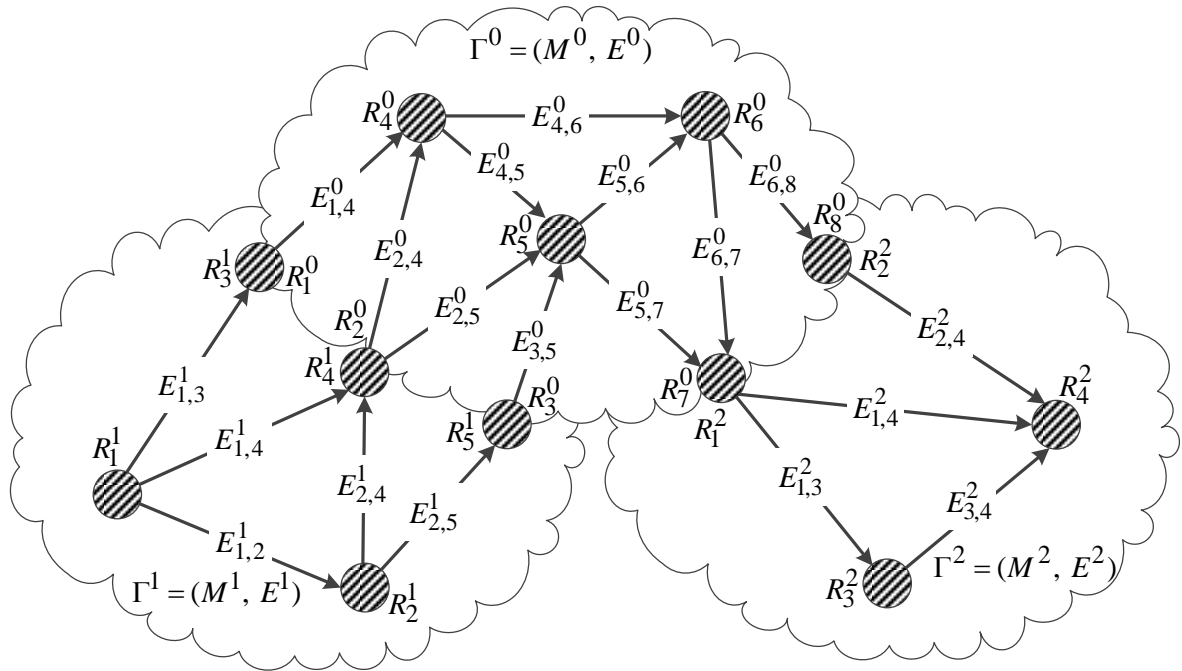


Рис. 3.22. Приклад структури ієрархічної мультидоменної мережі

Нехай кожен окремий p -й домен мережі описується підграфом $\Gamma^p = (R^p, E^p)$ графу Γ , де $R^p = \{R_i^p; i = \overline{1, m_p}\}$ – множина маршрутизаторів p -го домену, а m_p – загальна кількість маршрутизаторів в домені; $E^p = \{E_{i,j}^p; i, j = \overline{1, m_p}, i \neq j\}$ – множина каналів зв'язку, які з'єднують маршрутизатори p -го домену ($p = \overline{0, P}$). При цьому нульовий номер присвоюється опорному домену (backbone area), який задається підграфом $\Gamma^0 = (R^0, E^0)$. Інші P доменів обмінюються пакетами через цей опорний домен.

Припустимо, що при декомпозиції мережі границя між доменами проходить через маршрутизатори, як у протоколі OSPF [65]. Тоді на основі введеної структурної моделі мережі мають місце наступні умови:

$$\begin{cases} R^p \cap R^q = 0, & p, q = \overline{1, P}, p \neq q; \\ R^0 \cap R^p \neq 0, & p = \overline{1, P}; \\ E^p \cap E^q = 0, & p, q = \overline{0, P}, p \neq q. \end{cases} \quad (3.36)$$

Реалізація умов (3.36) визначає те, що тільки опорний домен може мати спільні маршрутизатори з іншими доменами. Крім того, кожен окремий канал зв'язку мережі відноситься лише до одного домену. З метою підвищення відмовостійкості мережі кількість приграничних маршрутизаторів між доменами повинна бути рівною двом або більше. При цьому, якщо один з подібних маршрутизаторів відмовить, усі потоки будуть перенаправлені до інших приграничних маршрутизаторів.

Також для кожного p -го домену визначимо множину приграничних маршрутизаторів B^p ($B^p \subset R^p$), через які потоки надходять або виходять. Таким чином, вся множина приграничних маршрутизаторів p -го домену може бути поділена на дві підмножини, де $B_{in}^{p,k}$ – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які k -й потік надходить до p -го домену, а $B_{out}^{p,k}$ – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які k -й потік виходить з p -го домену. З кожним каналом зв'язку p -го домену пов'язана його пропускна здатність $\varphi_{i,j}^p$ (1/с). Позначимо через $R_{i*}^p \subset R^p \setminus B_{out}^{p,k}$ множину маршрутизаторів, суміжних до маршрутизатора R_i^p .

Припустимо, що для структури мережі, показаної на рис. 3.22, джерелом k -го потоку є один з маршрутизаторів першого домену, а призначенням – маршрутизатор другого домену. У той же час, нульовий домен є опорним. Тоді введені підмножини транзитних маршрутизаторів приймають такий вигляд:

$$B_{out}^{1,k} = \{R_3^1, R_4^1, R_5^1\}; B_{in}^{0,k} = \{R_1^0, R_2^0, R_3^0\}; B_{out}^{0,k} = \{R_7^0, R_8^0\}; B_{in}^{2,k} = \{R_1^2, R_2^2\}.$$

Задамо множину маршрутизаторів, суміжних для маршрутизатора R_4^1 першого домену: $R_{4*}^1 = \{R_1^1, R_2^1\}$. Той самий маршрутизатор R_4^1 позначається як R_2^0 в нульовому домені, для якого множина суміжних маршрутизаторів є такою:

$R_{2^*}^0 = \{R_4^0, R_5^0\}$. Розв'язуючи задачу ієрархічної міждоменної маршрутизації для кожного p -го домену, необхідно розрахувати маршрутні змінні $x_{i,j}^{p,k}$, які характеризують частку інтенсивності k -го потоку в каналі зв'язку $E_{i,j}^p \in E^p$. Для кожного маршрутизатора p -го домену необхідно виконати умови збереження кожного k -го потоку, щоб забезпечити зв'язність розрахованих міждоменних маршрутів у мережі [373]. Якщо p -й домен є опорним доменом для k -го потоку, то ці умови мають такий вигляд:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{B_{in}^{0,k} \in B^0} \left(\sum_{E_{i,j}^0 \in E^0} x_{i,j}^{0,k} - \sum_{E_{j,i}^0 \in E^0} x_{j,i}^{0,k} \right) = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^0 \in E^0} x_{i,j}^{0,k} - \sum_{E_{j,i}^0 \in E^0} x_{j,i}^{0,k} = 0; \\ \sum_{B_{out}^{0,k} \in B^0} \left(\sum_{E_{i,j}^0 \in E^0} x_{i,j}^{0,k} - \sum_{E_{j,i}^0 \in E^0} x_{j,i}^{0,k} \right) = -1. \end{array} \right. \quad (3.37)$$

Перше рівняння в системі (3.37) вводиться для всіх маршрутизаторів опорного домену, через які k -й потік надходить до цього домену. Друге рівняння вводиться для всіх маршрутизаторів опорного домену, які є транзитними для k -го потоку в опорному домені. Тоді як третє рівняння в системі (3.37) вводиться для всіх маршрутизаторів опорного домену, через які k -й потік виходить з опорного домену.

Якщо k -й потік був згенерований в p -му домені, а його джерелом є, наприклад, маршрутизатор R_i^p , для цього випадку для кожного k -го потоку умови збереження мають наступний вигляд:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} = 0; \\ \sum_{B_{out}^{p,k} \in B^p} \left(\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} \right) = -1. \end{array} \right. \quad (3.38)$$

Коли маршрутизатор R_i^p в p -му домені є одержувачем k -го потоку, то мають місце наступні умови збереження для кожного k -го потоку:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{B_{in}^{p,k} \in B^p} \left(\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} \right) = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} = 0; \\ \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} = 1. \end{array} \right. \quad (3.39)$$

При одношляховій маршрутизації потоків мають місце наступні умови:

$$x_{i,j}^{p,k} \in \{0, 1\}, \quad (3.40)$$

а для реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації маршрутні змінні повинні відповідати умовам:

$$0 \leq x_{i,j}^{p,k} \leq 1. \quad (3.41)$$

При цьому маршрутні змінні (3.40), (3.41) виступають координатами відповідних маршрутних векторів:

$$\vec{x} = \begin{bmatrix} \vec{x}_1 \\ \vec{x}_2 \\ \vdots \\ \vec{x}_p \\ \vdots \\ \vec{x}_N \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p = \begin{bmatrix} \vec{x}_p^1 \\ \vec{x}_p^2 \\ \vdots \\ \vec{x}_p^k \\ \vdots \\ \vec{x}_p^{|K|} \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p^k = \begin{bmatrix} x_{1,2}^{p,k} \\ x_{1,3}^{p,k} \\ \vdots \\ x_{i,j}^{p,k} \\ \vdots \\ x_{m_p, m_p-1}^{p,k} \end{bmatrix}, \quad (3.42)$$

де \vec{x} – вектор маршрутних змінних, що визначає основні маршрути в мережі в цілому;

\vec{x}_p – вектор маршрутних змінних, що визначає основні маршрути в p -му домені;

\vec{x}_p^k – вектор маршрутних змінних, що визначає основні маршрути для k -го потоку в p -му домені.

При розподіленому (децентралізованому) розрахунку векторів \vec{x}_p та \vec{x}_p^k в кожному окремому домені важливо забезпечити міждоменну зв'язність маршрутів, що проходять через множину маршрутизаторів у різних доменах. Відповідно до результатів, отриманих в роботі [373], це означає необхідність введення в структуру моделі (3.36)-(3.42) додаткових умов міждоменної взаємодії:

$$C_{p,0}^k \vec{x}_p^k = C_{0,p}^k \vec{x}_0^k, \quad p = \overline{1, P}, \quad k \in K, \quad (3.43)$$

де $C_{p,0}^k$ – матриця взаємодії між p -м та опорним доменами при передачі пакетів k -го потоку, яка має розмір $m_{p,0} \times m_x^{p,k}$;

$$m_{p,0} = |R^p \cap R^0| \text{ – кількість маршрутизаторів, які є граничними між } p\text{-м}$$

та опорним доменами;

$$m_x^{p,k} \text{ – кількість координат } x_{i,j}^{p,k} \text{ вектору } \bar{x}_p^k.$$

3.6.3. Умови захисту приграничних маршрутизаторів в ході ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації

При розв'язанні задачі відмовостійкої міждоменної маршрутизації поряд з розрахунком основних маршрутів необхідно розрахувати і множину резервних шляхів. Тому, як показано в [48, 333-337], вводяться додаткові маршрутні змінні $\bar{x}_{i,j}^{p,k}$. За аналогією з виразами (3.42) змінні $\bar{x}_{i,j}^{p,k}$ також можна представити у вигляді координат відповідних векторів \bar{x} , \bar{x}_p і \bar{x}_p^k , при цьому для резервних маршрутів також необхідно виконати умови міждоменної взаємодії

$$C_{p,0}^k \bar{x}_p^k = C_{0,p}^k \bar{x}_0^k, \quad p = \overline{1, P}, \quad k \in K. \quad (3.44)$$

У даній роботі пропонуються схеми захисту приграничного маршрутизатора шляхом захисту множини каналів зв'язку, інцидентних вузлу, що захищається. Якщо ж один з маршрутизаторів p -го домену є джерелом k -го потоку, тоді в ході реалізації одношляхової маршрутизації при захисті приграничного маршрутизатора $R_i^p \in B_{out}^{p,k}$ треба виконати наступні умови:

$$\bar{x}_{j,i}^{p,k} \in \{0; \delta_{j,i}^{p,k}\} \quad \forall R_j^p \in R_{i^*}^p \text{ при } R_{i^*}^p \subset R^p \setminus B_{out}^{p,k}, \quad (3.45)$$

де

$$\delta_{j,i}^{p,k} = \begin{cases} 0, & \text{при захисті каналу зв'язку } E_{j,i}^p; \\ 1, & \text{в іншому випадку.} \end{cases} \quad (3.46)$$

При багатошляховій маршрутизації повинні виконуватися умови:

$$0 \leq \bar{x}_{j,i}^{p,k} \leq \delta_{j,i}^{p,k} \quad \forall R_j^p \in R_{i^*}^p \text{ при } R_{i^*}^p \subset R^p \setminus B_{out}^{p,k}, \quad (3.47)$$

де вибір значень $\delta_{j,i}^{p,k}$ також підпорядковується умові (3.46).

У позначеннях опорного домену (backbone area) для приграничного маршрутизатора $R_z^0 \in B_{in}^{0,k}$, який підлягає захисту, при одношляховій маршрутизації ці ж умови записуються в наступному вигляді:

$$\bar{x}_{z,j}^{0,k} \in \{0; \delta_{z,j}^{0,k}\} \quad \forall R_j^0 \in R_{z^*}^0 \text{ при } R_{z^*}^0 \subset R^0 \setminus B_{in}^{0,k}. \quad (3.48)$$

Тоді як для багатошляхової маршрутизації вводяться умови:

$$0 \leq \bar{x}_{z,j}^{0,k} \leq \delta_{z,j}^{0,k} \quad \forall R_j^0 \in R_{z^*}^0 \text{ при } R_{z^*}^0 \subset R^0 \setminus B_{in}^{0,k}. \quad (3.49)$$

Якщо ж один з маршрутизаторів p -го домену є одержувачем пакетів k -го потоку, то при одношляховій маршрутизації в ході захисту приграничного маршрутизатора $R_i^p \in B_{in}^{p,k}$ необхідно виконання нижченаведених умов:

$$\bar{x}_{i,j}^{p,k} \in \{0; \delta_{i,j}^{p,k}\} \quad \forall R_j^p \in R_{i^*}^p \text{ при } R_{i^*}^p \subset R^p \setminus B_{in}^{p,k}, \quad (3.50)$$

де

$$\delta_{i,j}^{p,k} = \begin{cases} 0, & \text{при захисті каналу зв'язку } E_{i,j}^p; \\ 1, & \text{в іншому випадку.} \end{cases} \quad (3.51)$$

При багатошляховій маршрутизації повинні виконуватися умови:

$$0 \leq \bar{x}_{i,j}^{p,k} \leq \delta_{i,j}^{p,k} \quad \forall R_j^p \in R_{i^*}^p \text{ при } R_{i^*}^p \subset R^p \setminus B_{in}^{p,k}, \quad (3.52)$$

де вибір значень $\delta_{i,j}^{p,k}$ підпорядковується умові (3.51).

У позначеннях опорного домену для маршрутизатора $R_z^0 \in B_{out}^{0,k}$, що захищається, при одношляховій маршрутизації ці умови записуються у вигляді:

$$\bar{x}_{j,z}^{0,k} \in \{0; \delta_{j,z}^{0,k}\} \quad \forall R_j^0 \in R_{z^*}^0 \text{ при } R_{z^*}^0 \subset R^0 \setminus R_{out}^{0,k}. \quad (3.53)$$

В ході реалізації стратегії багатошляхової маршрутизації маємо умови:

$$0 \leq \bar{x}_{j,z}^{0,k} \leq \delta_{j,z}^{0,k} \quad \forall R_j^0 \in R_{z^*}^0 \text{ при } R_{z^*}^0 \subset R^0 \setminus R_{out}^{0,k}. \quad (3.54)$$

При необхідності здійснення резервування пропускної здатності мережі, а також з метою запобігання можливого перевантаження каналів зв'язку при реалізації стратегій як одношляхової, так і багатошляхової маршрутизації в модель за аналогією з (3.20), вводяться такі умови:

$$\frac{1}{2} \sum_{k \in K} \lambda^k \left[x_{i,j}^k + \bar{x}_{i,j}^k + \left| x_{i,j}^k - \bar{x}_{i,j}^k \right| \right] \leq \varphi_{i,j}^p. \quad (3.55)$$

3.6.4. Метод ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ТКМ

Враховуючи запропоновану вище математичну модель (3.36)-(3.55), основою методу ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ТКМ, що пропонується, є розв'язок оптимізаційної задачі на підставі розрахунку векторів маршрутних змінних \bar{x}_p^k та $\bar{\bar{x}}_p^k$ ($p = \overline{0, P}$, $k \in K$) з урахуванням обмежень (3.37)-(3.41), (3.43)-(3.55) під час використання наступного критерію оптимальності:

$$\min_{x, \bar{x}} F, F = \sum_{p=0}^P \sum_{k \in K} \left[(\bar{x}_p^k)^T H_p^k \bar{x}_p^k + (\bar{\bar{x}}_p^k)^T H_p^k \bar{\bar{x}}_p^k \right], \quad (3.56)$$

де H_p^k – діагональна матриця вагових коефіцієнтів, координатами якої, як правило, є маршрутні метрики каналів зв'язку p -го домену. Цільова функція F характеризує повну умовну вартість організації ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ТКМ.

Цільову функцію (3.56) можна представити в адитивній формі

$$F = \sum_{p=0}^P F_p, F_p = \sum_{k \in K} \left[(\bar{x}_p^k)^T H_p^k \bar{x}_p^k + (\bar{\bar{x}}_p^k)^T H_p^k \bar{\bar{x}}_p^k \right]. \quad (3.57)$$

Особливістю постановки та подальшого розв'язання оптимізаційної задачі (3.57) є те, що розрахунок векторів \bar{x}_p^k та $\bar{\bar{x}}_p^k$ з метою підвищення масштабованості маршрутних рішень можна здійснювати за кожним доменом окремо, мінімізуючи F_p . Первинний вибір маршрутів у кожному з доменів продиктований тим, що вони оптимальні, тобто «найкоротші» в рамках вибраних метрик H_p^k . Як правило, ці маршрути є, з одного боку, найбільш продуктивними, з іншого боку, вони містять мінімальну кількість переприйомів, оскільки застосовується адитивний критерій.

Проте, якщо розрахунок основних і резервних маршрутів у різних доменах здійснюється незалежно один від одного, то зв'язність міждоменних шляхів може не забезпечуватись, тобто умови міждоменної взаємодії (3.43), (3.44) можуть порушуватись. З метою забезпечення виконання умов міждоменної взаємодії (3.43), (3.44) при збереженні децентралізації розрахунку \bar{x}_p^k та $\bar{\bar{x}}_p^k$ за окремими доменами пропонується використати принцип цільової координації [358, 359]. Тоді, переходячи до задачі на безумовний екстремум:

$$\min_{x, \bar{x}} F = \max_{\mu, \eta} L,$$

необхідно максимізувати за $\bar{\mu}$ та $\bar{\eta}$ наступний лагранжیان:

$$L = \sum_{p=0}^P \sum_{k \in K} \left[(\bar{x}_p^k)^T H_p^k \bar{x}_p^k + (\bar{\bar{x}}_p^k)^T H_p^k \bar{\bar{x}}_p^k \right] + \\ + \sum_{p=1}^P \sum_{k \in K} (\bar{\mu}_{p,0}^k)^T (C_{p,0}^k \bar{x}_p^k - C_{0,p}^k \bar{x}_0^k) + \sum_{p=1}^P \sum_{k \in K} (\bar{\eta}_{p,0}^k)^T (C_{p,0}^k \bar{\bar{x}}_p^k - C_{0,p}^k \bar{\bar{x}}_0^k) \quad (3.58)$$

де $\bar{\mu}$ – вектор множників Лагранжа для основного маршруту;

$\bar{\eta}$ – вектор множників Лагранжа для резервного маршруту;

$\bar{\mu}_{p,0}^k$ – підвектори вектора $\bar{\mu}$, віднесені до кожної з векторно-матричних

умов міждоменної взаємодії (3.43) для основного маршруту;

$\bar{\eta}_{p,0}^k$ – підвектори вектора $\bar{\eta}$, віднесені до кожної з векторно-матричних

умов міждоменної взаємодії (3.44) для резервного маршруту.

В рамках принципу цільової координації пропонується ввести наступну ієрархію розрахунків: на нижньому рівні в кожному з доменів окремо розраховувати маршрутні вектори \bar{x}_p^k та $\bar{\bar{x}}_p^k$, а на верхньому рівні обчислювати вектори множників Лагранжа $\bar{\mu}$ та $\bar{\eta}$ для забезпечення виконання умов міждоменної взаємодії (3.43) та (3.44). Тоді, зважаючи на те, що в рамках принципу цільової координації вектори множників Лагранжа розраховуються на верхньому рівні та для нижнього рівня є відомими значеннями, то вираз (3.58) можна представити в наступній декомпозиційній формі:

$$L = \sum_{p=0}^P L_p,$$

$$\begin{aligned}
L_0 &= \sum_{k \in K} \left[(\bar{x}_0^k)^T H_0^k \bar{x}_0^k + (\bar{\bar{x}}_0^k)^T H_0^k \bar{\bar{x}}_0^k \right], \\
L_p &= \sum_{k \in K} \left[(\bar{x}_p^k)^T H_p^k \bar{x}_p^k + (\bar{\bar{x}}_p^k)^T H_p^k \bar{\bar{x}}_p^k \right] + \sum_{k \in K_p^+} \bar{\mu}_{p,0}^k C_{p,0}^k \bar{x}_p^k - \sum_{k \in K_p^-} \bar{\mu}_{q,0}^k C_{p,0}^k \bar{x}_p^k + \\
&\quad + \sum_{k \in K_p^+} \bar{\eta}_{p,0}^k C_{p,0}^k \bar{\bar{x}}_p^k - \sum_{k \in K_p^-} \bar{\eta}_{q,0}^k C_{p,0}^k \bar{\bar{x}}_p^k, \quad p = \overline{1, P}, \quad (3.59)
\end{aligned}$$

де K_p^+ – підмножина потоків, що надходять з інших доменів мережі до p -го домену, який є доменом маршрутизатора-одержувача для k -го потоку;

K_p^- – підмножина потоків, що виходять з p -го домену, який є доменом маршрутизатора-джерела для k -го потоку ($K_p^+, K_p^- \in K$).

Згідно з проведеною декомпозицією у виразі (3.59) усі складові віднесені до p -го домену, причому друга, третя, четверта та п'ята складові у цьому виразі відповідають за узгодження порядку маршрутизації для основного та резервного шляхів вихідних і вхідних потоків відповідно для p -го домену ТКМ.

Таким чином, загальна проблема міждоменної швидкої перемаршрутизації сформульована як задача ієрархічно-координаційної дворівневої оптимізації. На нижньому ієрархічному рівні відбувається розрахунок маршрутних змінних, представлених векторами \bar{x}_p^k та $\bar{\bar{x}}_p^k$ ($p = \overline{0, P}$, $k \in K$), в ході мінімізації (3.59). При цьому головним завданням верхнього рівня запропонованого методу являється координація рішень, отриманих на нижньому рівні, з метою забезпечення виконання умов міждоменної взаємодії (3.43) та (3.44) шляхом модифікації векторів множників Лагранжа у ході виконання градієнтної ітераційної процедури [359]:

$$\bar{\mu}_{p,0}^k(\beta + 1) = \bar{\mu}_{p,0}^k(\beta) + \nabla \bar{\mu}_{p,0}^k; \quad \bar{\eta}_{p,0}^k(\beta + 1) = \bar{\eta}_{p,0}^k(\beta) + \nabla \bar{\eta}_{p,0}^k, \quad (3.60)$$

де β – номер координаційної ітерації;

$\nabla \bar{\mu}_{p,0}^k$ і $\nabla \bar{\eta}_{p,0}^k$ – градієнти, які розраховуються виходячи з одержуваних на нижньому рівні результатів розв’язання задач маршрутизації \bar{x}_p^{k*} та \bar{x}_p^{k*} у кожному конкретному домені:

$$\begin{cases} \nabla \bar{\mu}_{p,0}^k(x) \Big|_{x=x^*} = C_{p,0}^k \bar{x}_p^k - C_{0,p}^k \bar{x}_0^k; \\ \nabla \bar{\eta}_{p,0}^k(\bar{x}) \Big|_{\bar{x}=\bar{x}^*} = C_{p,0}^k \bar{x}_p^k - C_{0,p}^k \bar{x}_0^k, \end{cases} \quad p \neq 0. \quad (3.61)$$

При наближенні значень градієнтів (3.61) до нуля буде забезпечуватися зв’язність міждоменних маршрутів. Ефективність запропонованого методу міждоменної швидкої перемаршрутизації з точки зору оптимальності та оперативності одержуваних рішень багато в чому залежить від швидкості збіжності координуючої процедури (3.60)-(3.61). З технологічної точки зору, чим менше ітерацій потрібно для отримання шуканого оптимального рішення, тим нижче обсяг циркулюючого в мережі службового трафіку, що передається між ієрархічними рівнями щодо результатів розрахунків на кожній з ітерацій, і час виконання завдання маршрутизації в ТКМ в цілому.

3.6.5. Дослідження методу ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ТКМ

3.6.5.1. Опис вихідних даних

Особливості роботи та ефективність запропонованого методу з підтвердженням адекватності математичної моделі, покладеної в його основу, буде продемонстровано на наступному числовому прикладі. Для цього було обрано структуру телекомунікаційної мережі, яка показана на рис. 3.22 та складається з трьох доменів: домену 1, домену 2 та опорного – домену 0.

Маршрутизатори, які знаходяться в 1-му, 2-му та 0-му доменах відповідно, зручно представити у вигляді наступних множин: $R^1 = \{R_1^1, R_2^1, R_3^1, R_4^1, R_5^1\}$; $R^2 = \{R_1^2, R_2^2, R_3^2, R_4^2\}$; $R^0 = \{R_1^0, R_2^0, R_3^0, R_4^0, R_5^0, R_6^0, R_7^0, R_8^0\}$. Взаємодія між першим та опорним доменами здійснюється через маршрутизатори R_3^1 (R_1^0), R_4^1 (R_2^0) та R_5^1 (R_3^0). Тоді як, взаємодія між опорним та другим доменами здійснюється через маршрутизатори R_7^0 (R_1^2) та R_8^0 (R_2^2). Припустимо, що вузлом-джерелом є маршрутизатор R_1^1 , розташований у першому домені, а вузлом-одержувачем є маршрутизатор R_4^2 , розташований у другому домені. Крім того, на рис. 3.23 в розривах каналів зв'язку мережі показано їх пропускну здатність $\phi_{i,j}^p$ (1/с). Як метрики, за аналогією з протоколом OSPF, виступають вирази $10^8 / \phi_{i,j}^p$, розташовані на головній діагоналі матриці H_p^k .

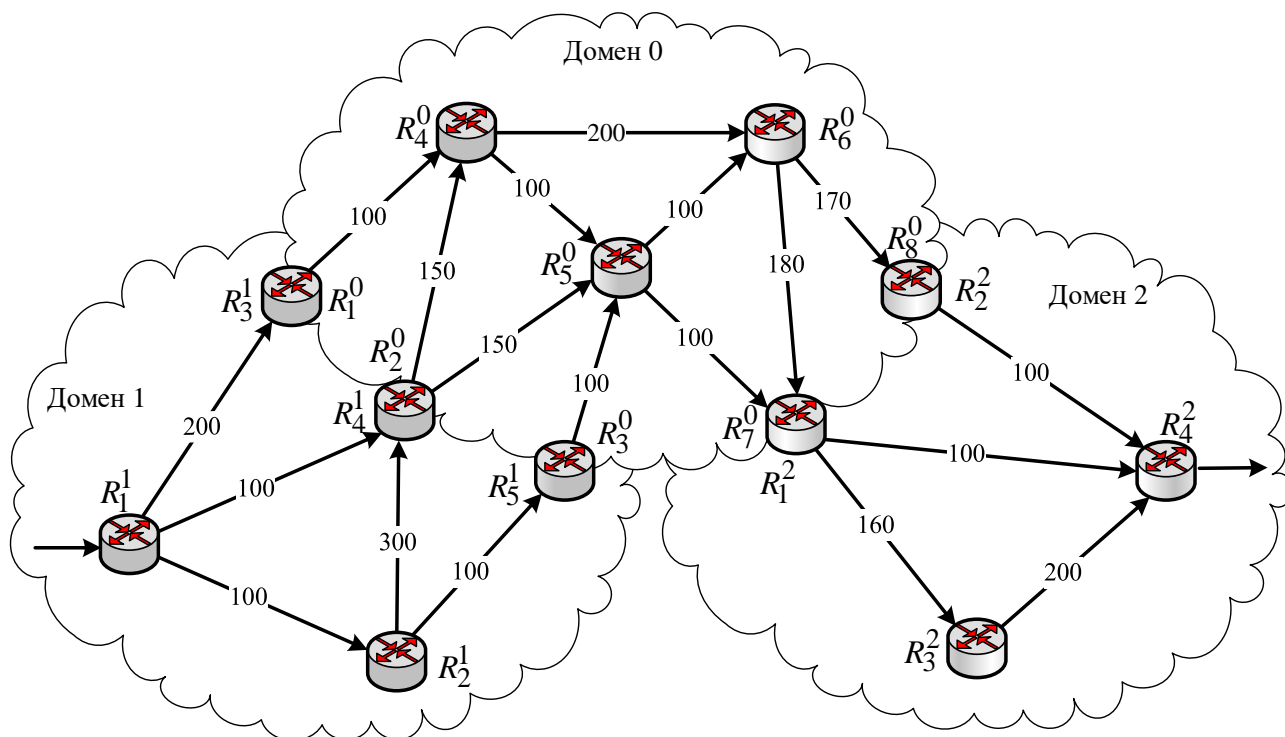


Рис. 3.23. Структура мережі, яка використовувалась при дослідженні методу

В ході дослідження інтенсивність потоку пакетів, що передавався в мережі, при реалізації стратегії одношляхової маршрутизації змінювалася від 10 до 100 1/с, а при багатошляховій маршрутизації – від 10 до 200 1/с.

3.6.5.2. Дослідження одношляхової ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації

Нехай в мережі, структура якої приведена на рис. 3.23, необхідно захистити приграничний маршрутизатор R_4^1 (R_2^0), що знаходиться на межі першого й опорного доменів. При інтенсивності потоку в межах від 10 до 100 1/с реалізовувалася одношляхова маршрутизація. Результуюче розв'язання задачі міждоменної швидкої перемаршрутизації, представленого основним маршрутом, показано на рис. 3.24, а резервним – на рис. 3.25.

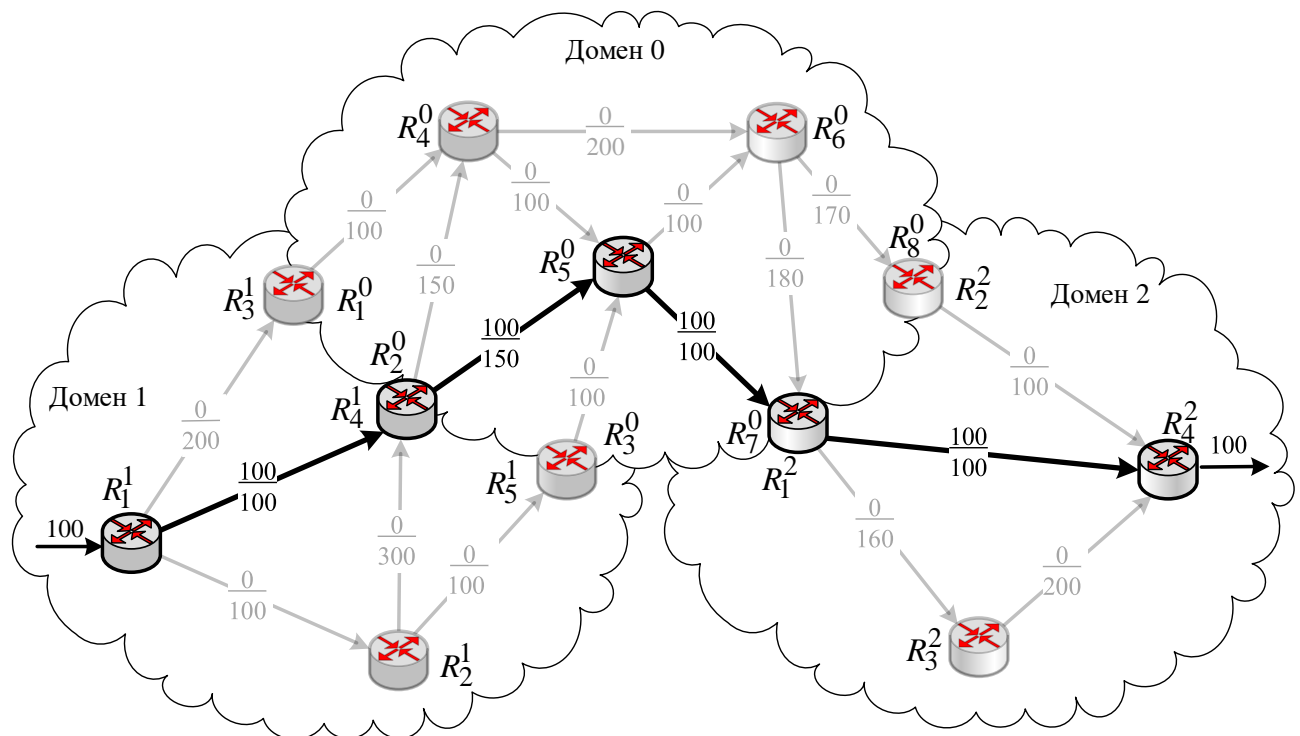


Рис. 3.24. Результуюче (скоординоване) розв'язання задачі міждоменної одношляхової маршрутизації потоку з інтенсивністю 100 1/с, представлене основним маршрутом

При цьому розрахований (основний або резервний) шлях представлений суцільною лінією, тоді як невикористовувані канали зв'язку показані напівпрозорими лініями. На рис. 3.24 і рис. 3.25 в розривах каналів зв'язку вказана дріб, де в чисельнику представлена інтенсивність потоку пакетів, що передається, а в знаменнику – пропускна здатність даного КЗ. Розрахований основний шлях (рис. 3.23), містить в собі наступні маршрутизатори різних доменів, в тому числі приграничний маршрутизатор R_4^1 (R_2^0):

$$R_1^1 \rightarrow R_4^1 (R_2^0) \rightarrow R_5^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_4^2.$$

Тоді як резервний маршрут представлений на рис. 3.25:

$$R_1^1 \rightarrow R_2^1 \rightarrow R_5^1 (R_3^0) \rightarrow R_5^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_4^2$$

і не містить приграничний маршрутизатор R_4^1 (R_2^0), який захищається.

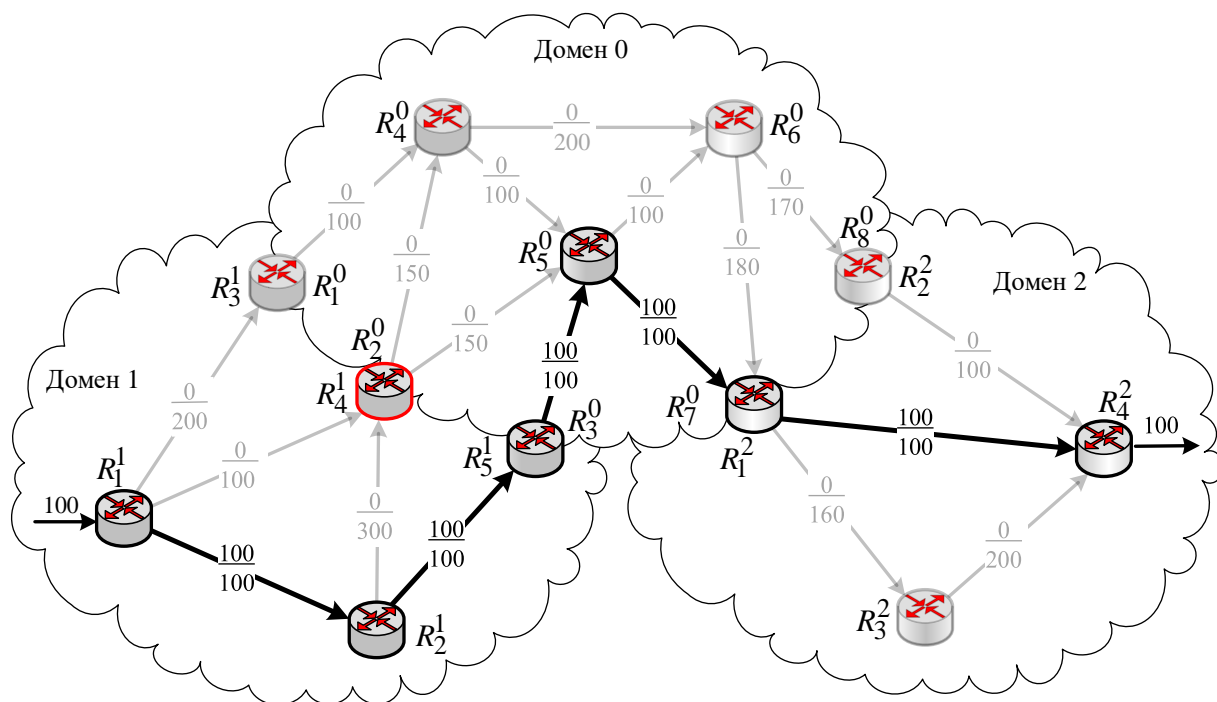


Рис. 3.25. Результуюче (скоординоване) розв'язання задачі міждоменої одношляхової маршрутизації потоку з інтенсивністю 100 1/с, представлене резервним маршрутом

Кожен з розрахованих маршрутів відповідно до умови (3.55) надає потоку, що передається, необхідну пропускну здатність. Дане розв'язання було отримано після другої координуючої ітерації (3.60), (3.61), так як при початковому розрахунку не була забезпечена зв'язність міждоменного маршруту, тому що умови міждоменної взаємодії (3.43) та (3.44) не виконувались.

3.6.5.3. Дослідження багатошляхової ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації

Нехай, як і раніше, необхідно забезпечити захист приграничного маршрутизатора R_4^1 (R_2^0) при подальшому збільшенні інтенсивності того ж потоку до 200 1/с в ТКМ, структура якої представлена на рис. 3.23. При реалізації багатошляхової швидкої перемаршрутизації збіжність координуючої процедури забезпечувалася вже після третьої ітерації. Результуюче рішення показано на рис. 3.26 та рис. 3.27 для основного та резервного маршрутів відповідно. На цих рисунках позначення в розривах каналів зв'язку ідентичні наведеним на рис. 3.24 та рис. 3.25. Основний мультишлях для передачі потоку 200 1/с від маршрутизатора-джерела пакетів до маршрутизатора-одержувача містить в собі два шляхи, за якими передаються потоки з однаковою інтенсивністю 100 1/с (рис. 3.26):

- $R_1^1 \rightarrow R_4^1 (R_2^0) \rightarrow R_4^0 \rightarrow R_6^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_4^2$;
- $R_1^1 \rightarrow R_2^1 \rightarrow R_4^1 (R_2^0) \rightarrow R_5^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_3^2 \rightarrow R_4^2$.

Резервний мультишлях, який використовується при захисті приграничного вузла R_4^1 (R_2^0), також складається з двох шляхів (рис. 3.27), по кожному з яких передається потік інтенсивністю 100 1/с:

- $R_1^1 \rightarrow R_3^1 (R_1^0) \rightarrow R_4^0 \rightarrow R_6^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_4^2$;
- $R_1^1 \rightarrow R_2^1 \rightarrow R_5^1 (R_3^0) \rightarrow R_5^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_3^2 \rightarrow R_4^2$.

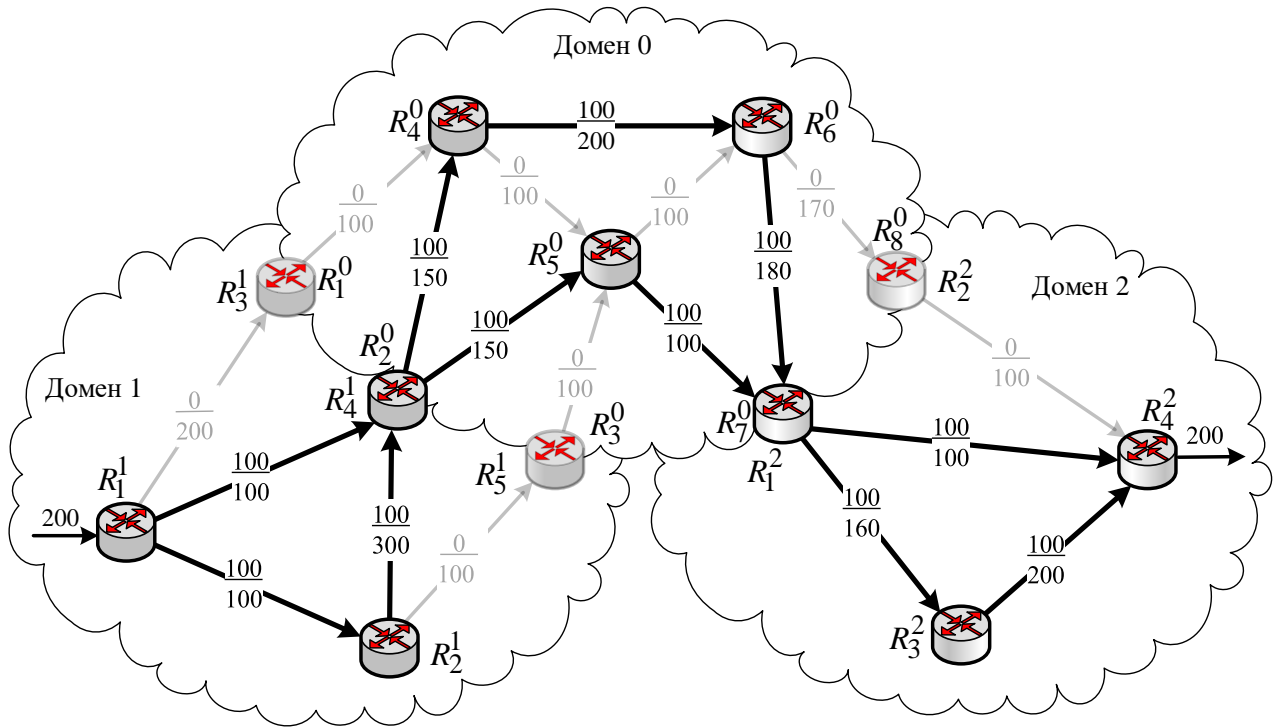


Рис. 3.26. Результуюче (скоординоване) розв'язання задачі міждоменної багатопляхової маршрутизації потоку з інтенсивністю 200 1/с, представлене **ОСНОВНИМ МУЛЬТИШЛЯХОМ**

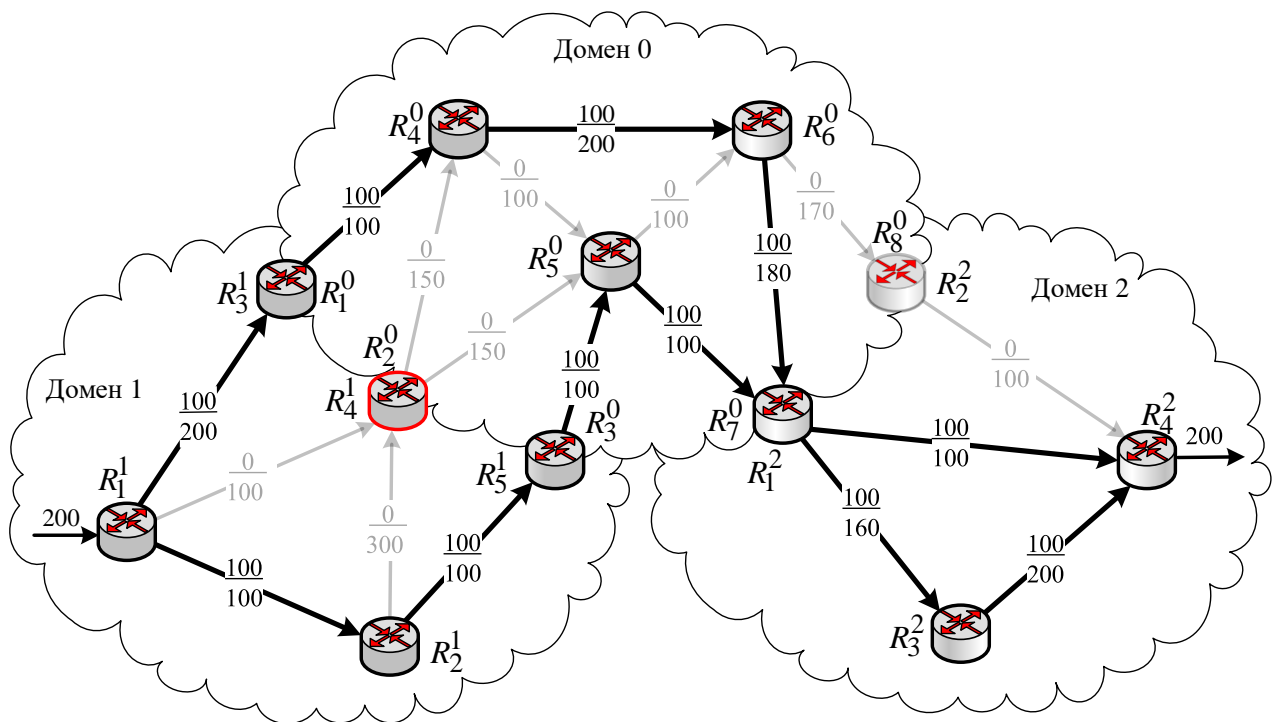


Рис. 3.27. Результуюче (скоординоване) розв'язання задачі міждоменної багатопляхової маршрутизації потоку з інтенсивністю 200 1/с, представлене **РЕЗЕРВНИМ МУЛЬТИШЛЯХОМ**

Ефективність практичної реалізації запропонованого методу багато в чому залежить від швидкості збіжності координаційної процедури (3.60), (3.61). Мінімізація числа координуючих ітерацій дозволяє, по-перше, пропорційно зменшити обсяги циркулюючої службової інформації про стан мережі, а по-друге, підвищити оперативність рішення маршрутних завдань в цілому. В ході дослідження встановлено, що на швидкість збіжності координуючої процедури впливало багато різномірних чинників:

- реалізована стратегія маршрутизації: одношляхова чи багатошляхова;
- кількість приграничних маршрутизаторів;
- завантаженість мережі;
- структура доменів, в тому числі опорного;
- зв'язність та кількість доменів.

Представлений перелік факторів впорядкований за ступенем зниження впливу на швидкість збіжності процедури (3.60), (3.61). Тобто найбільше число координуючих ітерацій залежало від реалізованої стратегії маршрутизації та числа приграничних маршрутизаторів, та в меншій мірі – від структури доменів та їх зв'язності. В цілому при використанні двох приграничних маршрутизаторів кожним з доменів число координуючих ітерацій становило в середньому $1 \div 2$ при використанні одношляхової маршрутизації або $2 \div 3$ – при багатошляховій маршрутизації (табл. 3.6).

Таблиця 3.6

Результати аналізу впливу числа приграничних маршрутизаторів і використовуваної стратегії маршрутизації на число ітерацій координуючої процедури (3.60), (3.61) запропонованого методу

Число приграничних маршрутизаторів у домені	Стратегія маршрутизації	
	Одношляхова	Багатошляхова
2	$1 \div 2$	$2 \div 3$
3	$2 \div 3$	$3 \div 4$

Якщо структура доменів включала три приграничних маршрутизатора, то середнє число координуючих ітерацій в процедурі (3.60), (3.61) зростала до $2 \div 3$ при одношляховій або до $3 \div 4$ при багатошляховій маршрутизації. Зростання числа ітерацій було обумовлено тим, що зі збільшенням числа приграничних маршрутизаторів і переходом до багатошляхової маршрутизації, викликані іноді підвищеною завантаженістю мережі, збільшувалася і кількість варіантів рішень, отримуваних в окремих доменах, які треба узгодити за допомогою координуючої процедури (3.60), (3.61). В ході досліджень також встановлено, що розміри доменів та зв'язність внутрішньодомених маршрутизаторів істотно на швидкість збіжності координуючої процедури (3.60), (3.61) не впливали.

3.7. Потокова модель відмовостійкої маршрутизації із захистом шлюзу за замовчуванням

Як було показано в пункті 1.4.2, область застосування відмовостійкої маршрутизації не обмежується захистом елементів транспортної мережі. Дуже важливим моментом в підвищенні відмовостійкості ТКМ є реалізація захисту шлюзу за замовчуванням, за допомогою якого мережі доступу комутуються до транспортної мережі. Результати аналізу існуючих теоретичних та протокольних рішень в цій області дозволили сформулювати наступні вимоги до перспективних моделей та методів відмовостійкої маршрутизації із захистом шлюзу за замовчуванням: орієнтація на потокові рішення; підтримка балансування навантаження між інтерфейсами віртуального шлюзу за замовчуванням; забезпечення погодженого розв'язання задач захисту шлюзу за замовчуванням на границі мереж та швидкої перемаршрутизації на рівні транспортної ТКМ.

3.7.1. Графова модель відмовостійкої маршрутизації в ТКМ

Нехай структура ТКМ описується за допомогою графа $\Gamma = (M, L)$ (рис. 3.28). При цьому $M = R \cup V$ – множина вершин графа, що включає в себе дві підмножини: $R = \{R_i, i = \overline{1, m}\}$ – множина вершин, що моделюють маршрутизатори транспортної мережі (ТМ), $V = \{V_j, j = \overline{1, v}\}$ – множина вершин, що моделюють мережі доступу (МД) ТКМ.

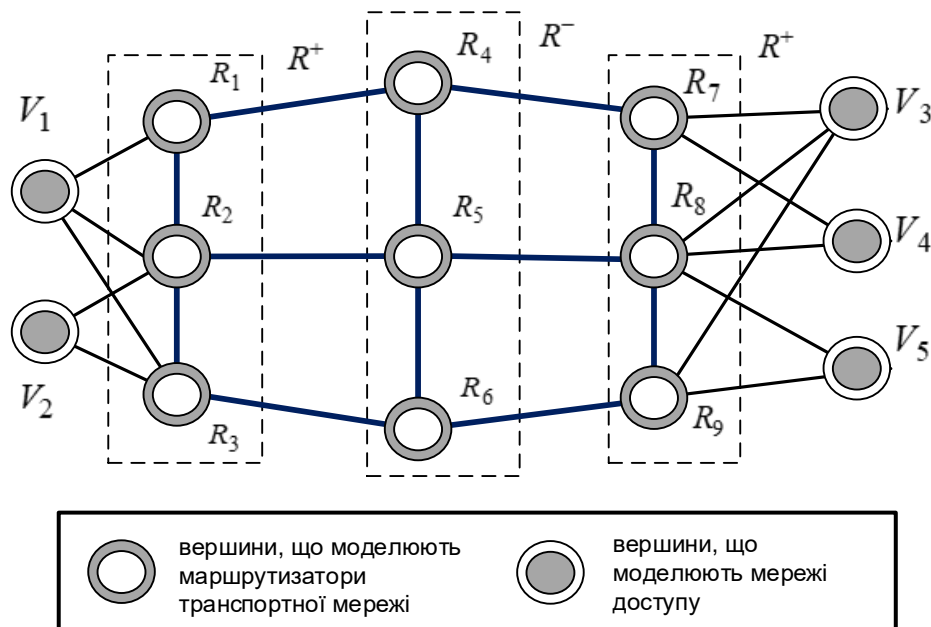


Рис. 3.28. Приклад опису структури ТКМ у вигляді графа

В свою чергу множина R також включає в себе дві підмножин: R^+ – множина вершин, що моделюють приграничні маршрутизатори транспортної мережі, тобто маршрутизатори до яких можуть бути підключені мережі доступу, де $m^+ = |R^+|$ – загальне число приграничних маршрутизаторів в ТМ; R^- – множина вершин, що моделюють транзитні маршрутизатори транспортної мережі, де $m^- = |R^-|$ – загальна кількість транзитних маршрутизаторів в ТМ.

Підмножиною множини R^+ є множина R_j^+ , що моделює ті приграничні маршрутизатори, а точніше їх інтерфейси, які утворюють віртуальний маршрутизатор для j -ї мережі доступу, що описується вершиною V_j . Тоді $m_j^+ = |R_j^+|$ – загальне число приграничних маршрутизаторів, що утворюють віртуальний маршрутизатор для j -ї мережі доступу. Наприклад, як показано на рис. 3.29, для першої мережі доступу віртуальним маршрутизатором виступає множина маршрутизаторів, представлених вершинами R_1 , R_2 та R_3 , тобто $m_1^+ = 3$; для другої мережі віртуальний маршрутизатор утворюють інтерфейси маршрутизаторів, що моделюються вершинами R_2 та R_3 , тобто $m_2^+ = 2$.

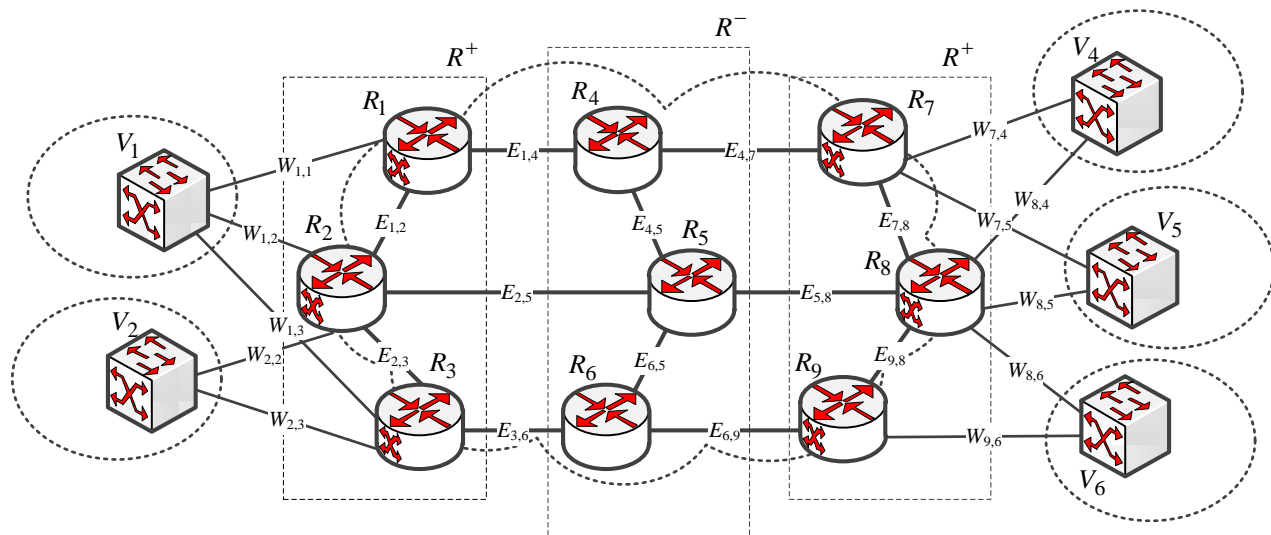


Рис. 3.29. Приклад структури ТКМ, яка включає транспортну мережу та п'ять мереж доступу

Таким чином, множини R_j^+ ($j = \overline{1, v}$) можуть перетинатися, тому що інтерфейси одного і того ж приграничного маршрутизатора можуть входити до складу різних віртуальних маршрутизаторів. В свою чергу множина дуг $L = E \cup W$ вихідного графа Γ , включає в себе також дві підмножини:

$E = \{E_{i,j}, i, j = \overline{1, m}, i \neq j\}$ – множина каналів зв'язку транспортної мережі,

$W = \{W_{i,j}, i = \overline{1, v}, j = \overline{1, m^+}\}$ – множина ліній доступу, що з'єднують мережі

доступу та приграничні маршрутизатори транспортної мережі. Кожній дузі $E_{i,j} \in E$ графа, що моделює відповідний КЗ транспортної мережі, як і раніше ставиться у відповідність пропускну здатність $\phi_{i,j}$ цього каналу.

3.7.2. Потоква модель відмовостійкої маршрутизації в ТКМ

Нехай кожному k -му потоку з множини K , що надходять на приграничні маршрутизатори від мереж доступу, зіставляється ряд параметрів: V_s^k – мережа доступу, яка виступає джерелом k -го потоку; V_d^k – мережа доступу, яка виступає отримувачем k -го потоку; λ^k – це, як і раніше, середня інтенсивність пакетів k -го потоку (1/с). Тоді в результаті розв'язання задачі відмовостійкої маршрутизації в ТКМ за допомогою пропонованої моделі необхідно розрахувати три типи керуючих змінних, які віднесені до основного маршруту:

- $x_{i,j}^k$ – маршрутна змінна, що характеризує частку k -го потоку в каналі зв'язку транспортної мережі, представленого дугою $E_{i,j}$;
- $y_{i,j}^k$ – змінна доступу, що характеризує частку k -го потоку, що протікає в лінії доступу, представленій дугою $W_{i,j}$, тобто від мережі доступу V_i до приграничного маршрутизатора R_j транспортної мережі;
- $z_{j,i}^k$ – змінна доступу, що характеризує частку k -го потоку, що протікає в лінії доступу, представленій дугою $W_{j,i}$, тобто від приграничного маршрутизатора R_j ТМ до мережі доступу V_i .

Кількість маршрутних змінних $x_{i,j}^k$ відповідає добутку $|K| \cdot |E|$, тоді як загальна кількість змінних доступу $y_{i,j}^k$ і $z_{j,i}^k$ визначається як $v \cdot m^+ \cdot |K|$.

На керуючі змінні згідно з їх фізичним змістом накладається ряд обмежень. На маршрутні змінні $x_{i,j}^k$ при використанні одношляхової маршрутизації потоків в ТМ мають місце умови (3.9), а при багатшляховій – (2.2). При підключенні в даний момент часу мережі доступу лише до одного інтерфейсу віртуального маршрутизатора, як це реалізовано, наприклад, в протоколі HSRP [229], на змінні доступу накладаються обмеження виду

$$\left\{ \begin{array}{l} y_{i,j}^k \in \{0;1\}; \\ \sum_{j:R_j \in R_i^+} \prod_{k \in K} y_{i,j}^k = 1; \end{array} \right. \text{ та } \left\{ \begin{array}{l} z_{j,i}^k \in \{0;1\}; \\ \sum_{j:R_j \in R_i^+} \prod_{k \in K} z_{j,i}^k = 1. \end{array} \right. \quad (3.62)$$

При можливості балансування трафіка за всіма доступними інтерфейсами віртуального маршрутизатора так, як це реалізовано в протоколах VRRP, GLBP і CARP [227, 228, 230], умови (3.62) замінюються на нерівності:

$$0 \leq y_{i,j}^k \leq 1 \text{ та } 0 \leq z_{j,i}^k \leq 1. \quad (3.63)$$

Крім того, на додаток до (3.63) мають місце такі умови:

$$\sum_{R_j \in R_p^+} y_{p,j}^k = 1, \quad V_p = V_s^k; \quad (3.64)$$

$$\sum_{R_j \in R_h^+} z_{j,h}^k = 1, \quad V_h = V_d^k. \quad (3.65)$$

Ці умови вводяться для того, щоб не допустити втрат пакетів на ділянках «мережа доступу – віртуальний маршрутизатор ТМ» (3.64) і «віртуальний маршрутизатор ТМ – мережа доступу» (3.65).

Для забезпечення узгодженості при розрахунку керуючих змінних, що відповідають за реалізацію відмовостійкої маршрутизації, важливо виконати дещо видозмінені у порівнянні з (2.1) умови збереження потоку:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:E_{j,i} \in E} x_{j,i}^k = 0; k \in K, R_i \in R^-; \\ \sum_{j:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:E_{j,i} \in E} x_{j,i}^k = y_{p,i}^k; k \in K, R_i \in R^+, V_p = V_s^k; \\ \sum_{j:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:E_{j,i} \in E} x_{j,i}^k = -z_{i,h}^k; k \in K, R_i \in R^+, V_h = V_d^k. \end{array} \right. \quad (3.66)$$

В (3.66) індекс j вказує номер вхідного або вихідного інтерфейсу i -го маршрутизатора, через який k -й потік відповідно надходить або відправляється через маршрутизатор. Умови (3.66) гарантують відсутність втрат пакетів на маршрутизаторах ТМ та в комунікаційній системі в цілому, а також те, що потік будь-якого користувача з МД приймається та обслуговується ТМ.

Для забезпечення відмовостійкості ТКМ в цілому, в якій МД з ТМ з'єднані через певний віртуальний інтерфейс/інтерфейси маршрутизатора, вводяться додаткові керуючі змінні, які визначають резервний шлях для тих самих відправника та одержувача [48, 333-337]. З математичної точки зору необхідно розрахувати наступні додаткові керуючі змінні:

- $\bar{x}_{i,j}^k$ – маршрутна змінна, що характеризує частку k -го потоку в каналі зв'язку $E_{i,j}$ резервного шляху відповідно до умов (3.11) або (3.12) для ТМ;
- $\bar{y}_{i,j}^k$ – змінна доступу, що характеризує частку k -го потоку, що протікає в резервній лінії доступу $W_{i,j}$;

- $z_{j,i}^k$ – змінна доступу, що характеризує частку k -го потоку, що протікає в резервній лінії доступу $W_{j,i}$.

Як і у випадку формування основного маршруту, змінні доступу для резервного шляху обмежені умовами, аналогічними до (3.62) та (3.65). Крім того, ті самі умови (3.64)-(3.66) відповідно повинні запобігати втратам пакетів і забезпечити збереження потоку в транспортній мережі для резервного шляху. Для запобігання можливого перевантаження каналів зв'язку ТМ і забезпечення захисту пропускної здатності ТКМ в цілому вводяться умови (3.20).

Для реалізації схеми захисту шлюзу за замовчуванням з можливістю балансування навантаження за всіма доступними інтерфейсами віртуального маршрутизатора в модель вводяться такі нелінійні умови:

$$\sum_{i:V_i \in V} y_{i,j}^k \bar{y}_{i,j}^k + \sum_{n:E_{j,n} \in E} x_{j,n}^k \bar{x}_{j,n}^k = 0, R_j \in R^+. \quad (3.67)$$

Якщо ці умови виконуються, це гарантує, що приграничний маршрутизатор R_j (тобто всі інцидентні до цього вузла канали зв'язку і лінії доступу) використовується або основним, або резервним шляхом.

У запропонованій моделі отримані також наступні лінійні умови при здійсненні підключення мережі доступу лише до одного інтерфейсу віртуального маршрутизатора (тобто без балансування навантаження):

$$\begin{cases} x_{j,n}^k + \bar{x}_{j,n}^k \leq 1; \\ y_{i,j}^k + \bar{y}_{i,j}^k \leq 1. \end{cases} \quad (3.68)$$

Виконання умов (3.68) гарантує, що приграничний маршрутизатор R_j буде використано лише в одному шляху – основному або резервному.

За аналогією з (3.23), (3.24) за критерій оптимальності отримуваних рішень щодо відмовостійкої маршрутизації пропонується вибрати мінімум наступної цільової функції:

$$\begin{aligned}
 J = & \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} c_{i,j}^k x_{i,j}^k + \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} \bar{c}_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k + \\
 & + \sum_{k \in K} \sum_{W_{i,j} \in W} b_{i,j}^k y_{i,j}^k + \sum_{k \in K} \sum_{W_{i,j} \in W} \bar{b}_{i,j}^k \bar{y}_{i,j}^k + \\
 & + \sum_{k \in K} \sum_{W_{j,i} \in W} a_{j,i}^k z_{j,i}^k + \sum_{k \in K} \sum_{W_{j,i} \in W} \bar{a}_{j,i}^k \bar{z}_{j,i}^k - \sum_{k \in K} \sum_{E_{i,j} \in E} d_{i,j}^k x_{i,j}^k \bar{x}_{i,j}^k, \quad (3.69)
 \end{aligned}$$

де $c_{i,j}^k$ і $\bar{c}_{i,j}^k$ метрики каналів зв'язку, які використовуються при обчисленні основного та резервного шляхів відповідно в ТМ; а сьомий доданок вноситься в цільову функцію для покращення масштабованості [118] шляхом максимізації співпадіння між основним та резервним шляхами за незахищеними каналами зв'язку, тоді як $d_{i,j}^k \gg c_{i,j}^k$ і $d_{i,j}^k \gg \bar{c}_{i,j}^k$.

Вагові коефіцієнти $b_{i,j}^k$ і $a_{j,i}^k$, у свою чергу, являють собою набір метрик доступу для k -го потоку, який визначає умовну вартість підключення МД до приграничного маршрутизатора при виборі шлюзу за замовчуванням; $\bar{b}_{i,j}^k$ і $\bar{a}_{j,i}^k$ мають той самий фізичний зміст, але для резервних ліній доступу. Вибір цих показників в запропонованому рішенні визначається за допомогою зворотних функцій коефіцієнтів готовності ліній доступу. Отже перший та другий доданки в виразі (3.69) описують умовну вартість використання каналів зв'язку ТМ основним та резервним шляхами, а доданки з третього по шостий відображають умовну вартість на використання основних і резервних ліній доступу для вхідного трафіку до ТМ або вихідного трафіку з ТМ відповідно.

Таким чином, при вирішенні технологічного завдання щодо відмовостійкої маршрутизації необхідно розв'язати задачу змішаного цілочисельного нелінійного програмування (MINLP) в ході мінімізації (3.69) з урахуванням умов (3.9), (3.20), (3.62), (3.66), (3.68) або задачу нелінійного програмування (NLP) з обмеженнями (2.2), (3.20), (3.63)-(3.67).

3.7.3. Дослідження схеми захисту шлюзу за замовчуванням при використанні різних стратегій маршрутизації в ТКМ

Нехай мережа доступу V_1 представляє собою джерело потоку інтенсивністю 300 1/с, а одержувачем пакетів цього потоку є мережа доступу V_6 (рис. 3.29). Необхідно забезпечити захист шлюзу за замовчуванням – маршрутизатор R_2 . Продемонструємо функціонування схеми захисту шлюзу за замовчуванням для випадків одношляхової та багатошляхової маршрутизації. Пропускні здатності каналів зв'язку ТМ наведені в табл. 3.7.

Таблиця 3.7

Пропускні здатності каналів зв'язку транспортної мережі

Канал зв'язку ТМ	$E_{1,2}$	$E_{2,3}$	$E_{1,4}$	$E_{2,5}$	$E_{3,6}$	$E_{4,5}$
Пропускна здатність, 1/с	150	110	350	400	400	300
Канал зв'язку ТМ	$E_{6,5}$	$E_{4,7}$	$E_{5,8}$	$E_{6,9}$	$E_{7,8}$	$E_{9,8}$
Пропускна здатність, 1/с	200	200	800	350	100	120

В ході дослідження встановлено, що саме ці значення визначали маршрутні метрики $c_{i,j}^k$ та $\bar{c}_{i,j}^k$ (3.69) для всіх відповідних каналів зв'язку

транспортної мережі, які розраховувались за аналогією з метрикою протоколу IGRP, а саме $10^7/\varphi_{i,j}$. Це дозволило забезпечити розрахунок маршрутів з максимальною пропускною здатністю.

Для забезпечення вибору найбільш надійного приграничного маршрутизатора (інтерфейсу віртуального маршрутизатора) в ході реалізації відмовостійкої маршрутизації пропонується вагові коефіцієнти (метрики доступу) $b_{i,j}^k$, $\bar{b}_{i,j}^k$ і $a_{j,i}^k$, $\bar{a}_{j,i}^k$ в (3.69) обирати як функцію, що є оберненою до коефіцієнтів готовності ($A_{i,j}$) тієї чи іншої лінії доступу ($W_{i,j}$) та/або інтерфейсу приграничного маршрутизатора. Нехай коефіцієнти готовності ліній доступу представлені в табл. 3.8.

Таблиця 3.8

Коефіцієнти готовності ліній доступу

Лінія доступу	$W_{1,1}$	$W_{1,2}$	$W_{1,3}$	$W_{8,6}$	$W_{9,6}$
$A_{i,j}$	0.999	0.9999	0.998	0.9995	0.999

Тоді варіант рішення задачі одношляхової відмовостійкої маршрутизації з реалізацією схеми захисту шлюзу за замовчуванням, отриманий з використанням запропонованої моделі, наведено на рис. 3.29. Інтенсивності потоків пакетів для основного і резервного шляхів показано в розривах каналів зв'язку мережі. Основний шлях формується маршрутизаторами транспортної мережі наступним чином: $R_2 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8$. Вибір цього рішення визначається, з одного боку, більш надійним шлюзом за замовчуванням для мереж доступу V_1 та V_6 (відповідно до коефіцієнтів готовності, вказаних в табл. 3.8), а з іншого боку – вибором шляху в ТМ з максимальною пропускною здатністю. У разі відмови шлюзу за замовчуванням, тобто маршрутизатора R_2 , потік пакетів автоматично переключиться на резервний маршрут: $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8$.

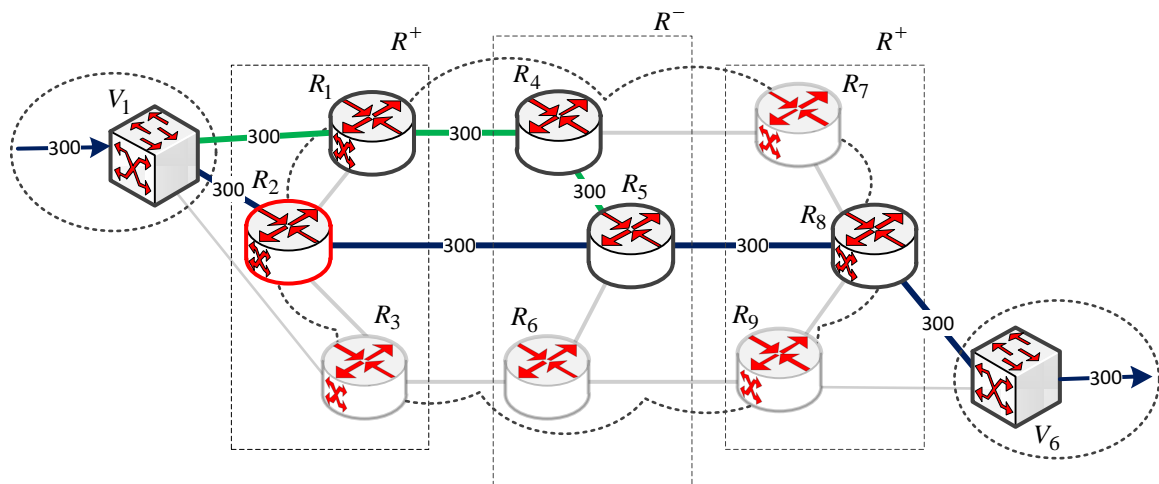


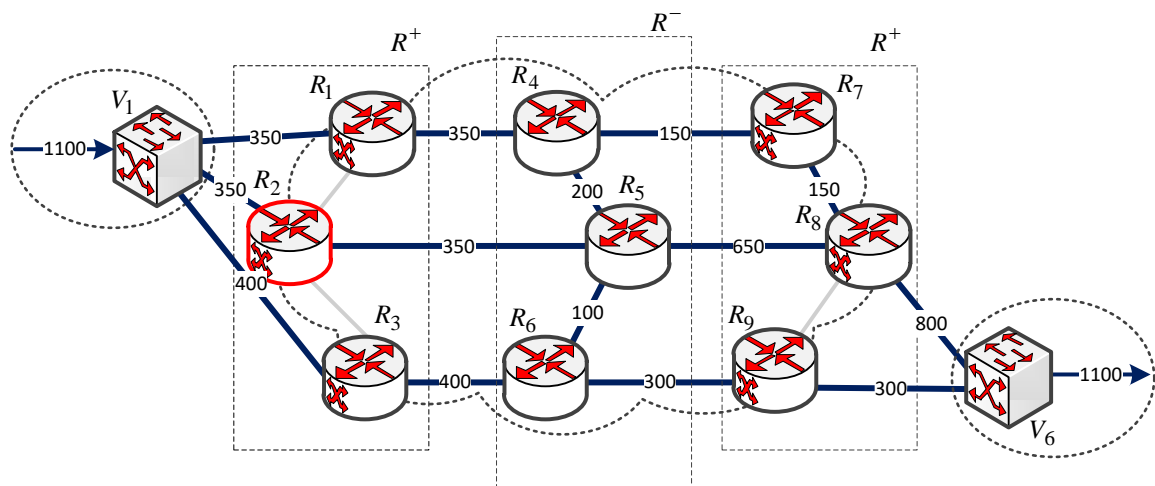
Рис. 3.30. Приклад рішення задачі одношляхової відмовостійкої маршрутизації

При дослідженні багатошляхової відмовостійкої маршрутизації вихідні дані не змінювались, але інтенсивність потоку складала 1100 л/с. Результат розв'язання поставленої задачі показано на рис. 3.31. Тоді основний мильтишлях (рис. 3.30 а) складається з наступних маршрутів:

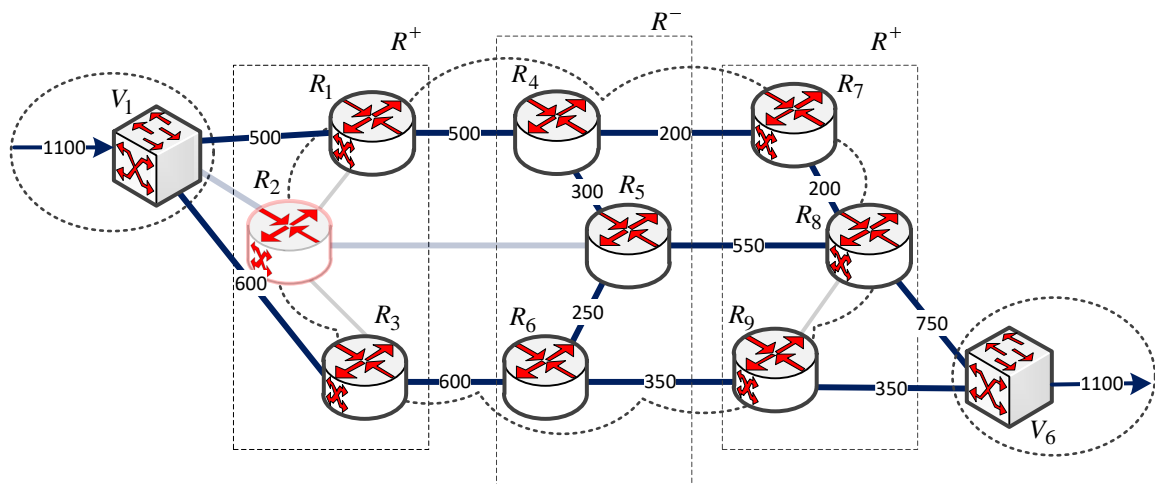
- $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_8$ при передачі потоку з інтенсивністю 150 л/с;
- $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8$ при передачі потоку з інтенсивністю 200 л/с;
- $R_2 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8$ при передачі потоку з інтенсивністю 350 л/с;
- $R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8$ при передачі потоку з інтенсивністю 100 л/с;
- $R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9$ при передачі потоку з інтенсивністю 300 л/с.

Це рішення базується на можливості забезпечення балансування навантаження за всіма доступними інтерфейсами віртуальних маршрутизаторів: R_1 , R_2 та R_3 для мережі доступу V_1 , і R_8 , R_9 – для V_6 відповідно. Це також супроводжується використанням багатошляхової маршрутизації в самій транспортній мережі. В цьому випадку в разі відмови шлюзу за замовчуванням R_2 у відповідності до розрахунків, отриманих у рамках запропонованої моделі, потік буде автоматично переключено на резервний мультишлях, за виключенням маршруту з R_2 :

- $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_7 \rightarrow R_8$, при передачі потоку з інтенсивністю 200 1/с;
- $R_1 \rightarrow R_4 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8$, при передачі потоку з інтенсивністю 300 1/с;
- $R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_5 \rightarrow R_8$, при передачі потоку з інтенсивністю 250 1/с;
- $R_3 \rightarrow R_6 \rightarrow R_9$, при передачі потоку з інтенсивністю 350 1/с.



а) основний мультишлях



б) резервний мультишлях

Рис. 3.31. Приклад розв'язання задачі багатошляхової відмовостійкої маршрутизації

В цілому результати дослідження підтвердили адекватність запропонованої моделі та ефективність отриманих на її основі маршрутних рішень з точки зору рівня відмовостійкості та продуктивності ТКМ.

3.8. Тензорна модель відмовостійкої маршрутизації із захистом рівня якості обслуговування в мультисервісній телекомунікаційній мережі

3.8.1. Тензорна формалізація потокової моделі відмовостійкої QoS-маршрутизації в ТКМ

Основною метою розробки тензорної моделі відмовостійкої маршрутизації є розширення множини QoS-показників, за якими забезпечується захист (резервування) елементів ТКМ. Пропонується отримати умови забезпечення захисту рівня QoS в мультисервісній телекомунікаційній мережі не тільки за показником пропускної здатності, але й за середньою міжкінцевою затримкою пакетів, що є особливо актуальним для потоків, чутливих до значень часових показників якості обслуговування – VoIP, IPTV [360].

В рамках пропонованої тензорної моделі відмовостійкої QoS-маршрутизації структура ТКМ, як і в підрозділі 2.2, описується одновимірною мережею $S = (U, V)$, де $U = \{u_r, r = \overline{1, m}\}$ – множина вузлів (маршрутизаторів) мережі, а $V = \{v_z = (i, j); z = \overline{1, n}; i, j = \overline{1, m}; i \neq j\}$ – множина дуг (каналів зв'язку). Результатом розв'язання задачі відмовостійкої QoS-маршрутизації є розрахунок двох типів маршрутних змінних – $x_{i,j}^k$ та $\bar{x}_{i,j}^k$, які визначають для k -го потоку порядок формування основного та резервного мультишляху відповідно ($k \in K$).

На маршрутні змінні традиційно накладається ряд умов:

- реалізації багатошляхової маршрутизації (2.2);
- збереження потоку (2.1) та (3.10);
- захисту каналу зв'язку $v_z = (i, j) \in V$ в ТКМ:

$$0 \leq \bar{x}_{i,j}^k \leq \delta_{i,j}^k, \text{ де } \delta_{i,j}^k = \begin{cases} 0, & \text{при захисті каналу зв'язку } (i,j) \in V; \\ 1, & \text{в іншому випадку;} \end{cases} \quad (3.70)$$

- захисту вузла $u_i \in U$:

$$0 \leq \bar{x}_{i,j}^k \leq \delta_{i,j}^k \text{ при } u_j \in u_i^*, j = \overline{1, m}, \quad (3.71)$$

де $u_i^* = \{u_j^* : (i, j) \neq 0; j = \overline{1, m}; i \neq j\}$ – підмножина маршрутизаторів, які є суміжними для маршрутизатора u_i , а вибір значень $\delta_{i,j}^k$ виконується аналогічно умові (3.70);

– захисту пропускної здатності ТКМ (запобігання перевантаження пропускної здатності каналів зв'язку):

$$\sum_{k \in K} \lambda_{req}^k \cdot \max[x_{i,j}^k, \bar{x}_{i,j}^k] \leq \phi_{i,j}, (i, j) \in V, \quad (3.72)$$

де λ_{req}^k – середня інтенсивність k -го потоку (1/с), що надходить до мережі.

Для отримання умов захисту рівня QoS одночасно за показниками пропускної здатності та середньої міжкінцевої затримки пакетів перейдемо до тензорного представлення моделі мультисервісної ТКМ [90, 93, 94], в якій, як показано в підрозділі 2.5, вихідна структура мережі при розрахунку основного мультишляху визначає дискретний n -вимірний простір, де n – число каналів зв'язку в мережі. ТКМ розглядається в двох ортогональних системах координат (СК): гілок мережі $\{v_k, k = \overline{1, n}\}$, а також лінійно незалежних контурів $\{\pi_i, i = \overline{1, \mu}\}$ і вузлових пар $\{\eta_j, j = \overline{1, \phi}\}$, $\mu(S) = n - m + 1$ – цикломатичне число, а $\phi(S) = m - 1$ – ранг мережі, які визначають відповідно кількість базисних контурів і вузлових пар в мережі S . Тоді, наприклад, в разі моделювання функціонування інтерфейсу маршрутизаторів мережі системою масового обслуговування (СМО) М/М/1 метрика простору буде представлена тензором G , координати проекції якого в СК гілок, представлені діагональними елементами матриці G_v розміру $n \times n$ і віднесені до кожного k -го потоку в мережі, будуть розраховуватися, як в (2.21). Для стаціонарного випадку координати метричного тензора визначаються виразом [93]:

$$g_{v(k)}^{zz} = \lambda_{v(k)}^z (\varphi_z - B_{v(k)}^z), \quad (3.73)$$

де $\lambda_{v(k)}^z$ – інтенсивність k -го потоку в z -му каналі зв'язку при використанні наскрізної нумерації каналів;

$B_{v(k)}^z$ – інтенсивність агрегованого потоку в каналі $v_z = (i, j) \in V$ основного шляху, яка згідно з виразом в лівій частині нерівності (3.73) дорівнює:

$$B_{v(k)}^z = \lambda_{req}^k x_{i,j}^k + \sum_{p \in K, p \neq k} \lambda_{req}^p \cdot \max[x_{i,j}^p, \bar{x}_{i,j}^p]. \quad (3.74)$$

Проекції тензора G при зміні СК його розгляду перетворюються за законом (2.28). Як показано в [93], матрицю $G_{\pi\eta}$ можна представити як (2.30). Тоді умови захисту рівня якості обслуговування за показниками середньої міжкінцевої затримки τ_{req}^k і швидкості передачі пакетів λ_{req}^k для кожного k -го потоку вздовж основного мультишляху приймають вид [90, 93, 94]:

$$\lambda_{req}^k \left(G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} - G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \left[G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \right]^{-1} G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} \right)^{-1} \leq \tau_{req}^k, \quad (k \in K). \quad (3.75)$$

Для отримання умов, аналогічних до (3.75), які мають місце при розрахунку резервного маршруту, необхідно побудувати тензорну модель ТКМ, в якій структура мережі \bar{S} вже визначає дискретний \bar{n} -вимірний простір, де \bar{n} – число каналів зв'язку в мережі за виключенням тих каналів, які підлягають захисту. ТКМ так само розглядається в двох СК: гілок мережі $\{v_k, k = \bar{1}, \bar{n}\}$ та контурів $\{\pi_i, i = \bar{1}, \bar{\mu}\}$ і вузлових пар $\{\eta_j, j = \bar{1}, \bar{\phi}\}$ при $\mu(\bar{S}) = \bar{n} - \bar{m} + 1$ та $\phi(\bar{S}) = \bar{m} - 1$, які визначають відповідно кількість базисних контурів і вузлових

пар в мережі \bar{S} при використанні резервного шляху. Метрика простору буде представлена тензором \bar{G} , координати проекції якого в СК гілок, представлені діагональними елементами матриці \bar{G}_v розміру $\bar{n} \times \bar{n}$ і віднесені до кожного k -го потоку, що передається за резервним мультишляхом, будуть розраховуватися аналогічно (3.73) таким чином:

$$\bar{g}_{v(k)}^{zz} = \bar{\lambda}_{v(k)}^z (\varphi_z - \bar{B}_{v(k)}^z), \quad (3.76)$$

де $\bar{\lambda}_{v(k)}^z$ – інтенсивність k -го потоку в z -му каналі зв'язку при передачі його пакетів за резервним мультишляхом;

$\bar{B}_{v(k)}^z$ – інтенсивність агрегованого потоку в каналі $v_z = (i, j) \in V$ резервного шляху, яка визначається як:

$$\bar{B}_{v(k)}^z = \lambda_{req}^k \bar{x}_{i,j}^k + \sum_{p \in K, p \neq k} \lambda_{req}^p \cdot \max[x_{i,j}^p, \bar{x}_{i,j}^p]. \quad (3.77)$$

В свою чергу взаємозв'язок проекцій тензора \bar{G} визначається за формулою:

$$\bar{G}_{\pi\eta}(t) = (\bar{A}_{\pi\eta}^v)^T \bar{G}_v(t) \bar{A}_{\pi\eta}^v, \quad (3.78)$$

де $\bar{G}_{\pi\eta}$ – проекція тензора \bar{G} в СК контурів і вузлових пар;

$\bar{A}_{\pi\eta}^v$ – $\bar{n} \times \bar{n}$ матриця коваріантного координатного перетворення.

Тоді матрицю $\bar{G}_{\pi\eta}$ аналогічно до (2.30) можна записати як

$$\bar{G}_{\pi\eta} = \left\| \begin{array}{c|c} \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 1 \rangle} & \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 2 \rangle} \\ \hline \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 3 \rangle} & \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle} \end{array} \right\|, \quad \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle} = \left\| \begin{array}{c|c} \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} & \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \\ \hline \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} & \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \end{array} \right\|,$$

де $\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 1 \rangle}$ – квадратна підматриця розміру $\bar{\mu} \times \bar{\mu}$;

$\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}$ – квадратна підматриця розміру $\bar{\phi} \times \bar{\phi}$;

$\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 2 \rangle}$ – підматриця розміру $\bar{\mu} \times \bar{\phi}$;

$\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 3 \rangle}$ – підматриця розміру $\bar{\phi} \times \bar{\mu}$;

$\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle}$ – перший елемент матриці $\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}$;

$\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle}$ – підматриця матриці $\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}$ розміру $1 \times (\bar{\phi} - 1)$;

$\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle}$ – підматриця матриці $\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}$ розміру $(\bar{\phi} - 1) \times 1$;

$\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle}$ – підматриця матриці $\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle}$ розміру $(\bar{\phi} - 1) \times (\bar{\phi} - 1)$.

Шукані умови захисту рівня якості обслуговування за показниками середньої міжкінцевої затримки τ_{req}^k і швидкості передачі пакетів λ_{req}^k для кожного k -го потоку вздовж резервного мультишляху шляху приймають вид:

$$\lambda_{req}^k \left(\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} - \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \left[\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \right]^{-1} \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} \right)^{-1} \leq \tau_{req}^k \quad (k \in K). \quad (3.79)$$

В лівій частині нерівностей (3.75) та (3.79) записано вирази для розрахунку середньої міжкінцевої затримки (τ_{MP}^k та $\bar{\tau}_{MP}^k$) пакетів, які передаються основним та резервним мультишляхами відповідно. Тоді в модель вводяться наступні умови-нерівності:

$$\tau_{MP}^k \leq \bar{\tau}_{MP}^k \leq \tau_{req}^k, (k \in K), \quad (3.80)$$

за яких середня міжкінцева затримка пакетів вздовж основного мультишляху τ_{MP}^k має бути не гіршою за відповідну затримку для резервного мультишляху $\bar{\tau}_{MP}^k$.

В ході розв'язання задачі відмовостійкої QoS-маршрутизації в мультисервісній ТКМ в залежності від особливостей вихідних даних доцільно використовувати один з раніше описаних критеріїв – критерій оптимальності (3.21), (3.23) або (3.24). Таким чином, в рамках представленої тензорної моделі (3.70)-(3.80) вдалося звести задачу відмовостійкої QoS-маршрутизації до розв'язання оптимізаційної задачі нелінійного програмування, так як обмеження (3.72), (3.78)-(3.80) є нелінійними.

3.8.2. Особливості застосування тензорної моделі відмовостійкої QoS-маршрутизації із захистом рівня якості обслуговування в мультисервісній телекомунікаційній мережі

Особливості застосування моделі відмовостійкої QoS-маршрутизації (3.70)-(3.80) будуть продемонстровані, наприклад, на структурі мережі, показаної на рис. 3.32. При цьому мережа складається з дев'яти маршрутизаторів і дванадцяти каналів зв'язку. На рис. 3.32 в розривах каналів зв'язку наведена їх пропускна здатність $\phi_{i,j}$ (1/с). Припустимо, що в мережі передається потік пакетів з інтенсивністю $\lambda_{req} = 250$ 1/с від першого маршрутизатора до дев'ятого. При цьому, наприклад, необхідно забезпечити захист сьомого вузла та, відповідно, інцидентних йому каналів зв'язку. В ході відмовостійкої QoS-маршрутизації вздовж основного та резервного мультишляху повинні виконуватися вимоги щодо якості обслуговування (умови захисту QoS), як за пропускною здатністю, так і за середньою міжкінцевою затримкою (3.75) і (3.79). Нехай в рамках розглянутого розрахункового прикладу $\tau_{req} = 40$ мс.

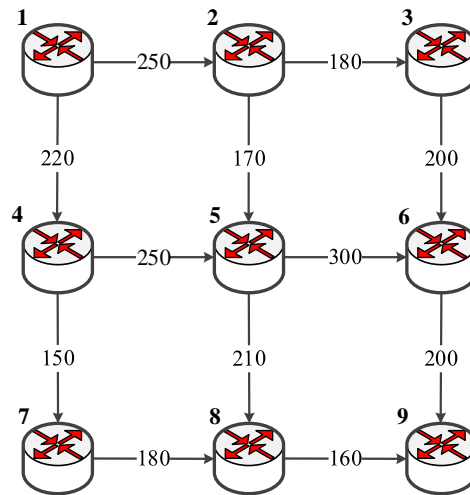


Рис. 3.32. Структура досліджуваної ТКМ

В разі QoS-маршрутизації потоку за основним мультишляхом мережа S (рис. 3.33) визначає дискретний n -вимірний простір, де $n = 12$, а $m = 9$. Тоді цикломатичне число і ранг мережі відповідно дорівнюють $\mu(S) = 4$ та $\phi(S) = 8$.

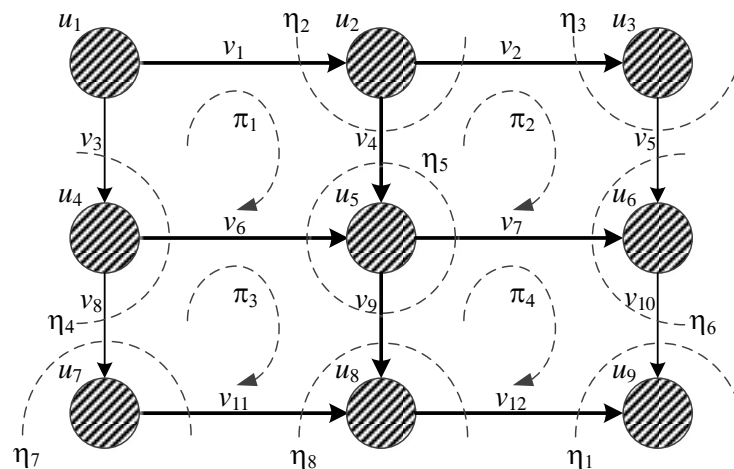


Рис. 3.33. Приклад вибору множини базисних контурів і вузлових пар при передачі потоку пакетів основним мультишляхом

Множину базисних контурів і вузлових пар, що використовується при передачі потоку за основним мультишляхом, також показано на рис. 3.33. Відносно обраного остова $\{v_1, v_2, v_4, v_6, v_7, v_9, v_{11}, v_{12}\}$ в мережі хордами є гілки v_3, v_5, v_8, v_{10} , які визначають чотири базисних контури: $\pi_1 \div \pi_4$ [93, 98]. Тоді

правила перетворення базисів контурів і вузлових пар та гілок мережі можна задати наступним чином:

$$\left\{ \begin{array}{l} \pi_1 = -v_3; \\ \pi_2 = v_5; \\ \pi_3 = -v_8; \\ \pi_4 = v_{10}; \\ \eta_1 = v_{10} + v_{12}; \\ \eta_2 = v_1 - v_2 - v_4; \\ \eta_3 = v_2 - v_5; \\ \eta_4 = v_3 - v_6 - v_8; \\ \eta_5 = v_4 + v_6 - v_7 - v_9; \\ \eta_6 = v_5 + v_7 - v_{10}; \\ \eta_7 = v_8 - v_{11}; \\ \eta_8 = v_9 + v_{11} - v_{12}; \end{array} \right. \left\{ \begin{array}{l} v_1 = \pi_1 + \eta_1 + \eta_2 + \eta_3 + \eta_4 + \eta_5 + \eta_6 + \eta_7 + \eta_8; \\ v_2 = \pi_2 + \eta_3; \\ v_3 = -\pi_1; \\ v_4 = \pi_1 - \pi_2 + \eta_1 + \eta_4 + \eta_5 + \eta_6 + \eta_7 + \eta_8; \\ v_5 = \pi_2; \\ v_6 = -\pi_1 + \pi_3 - \eta_4; \\ v_7 = -\pi_2 + \pi_4 + \eta_6; \\ v_8 = -\pi_3; \\ v_9 = \pi_3 - \pi_4 + \eta_1 + \eta_7 + \eta_8; \\ v_{10} = \pi_4; \\ v_{11} = -\pi_3 - \eta_7; \\ v_{12} = -\pi_4 + \eta_1. \end{array} \right.$$

На підставі отриманих співвідношень може бути отримана матриця коваріантного координатного перетворення, що описує для даного випадку перехід між СК гілок до СК контурів і вузлових пар:

$$A_{\pi\eta}^v = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 \end{vmatrix}.$$

При передачі пакетів потоку за резервним мультишляхом мережа \bar{S} (рис. 3.34) визначає дискретний \bar{n} -вимірний простір, де вже $\bar{n} = 10$, а $\bar{m} = 8$ за виключенням вузла, який захищається, та інцидентних йому каналів зв'язку. Тоді цикломатичне число і ранг мережі \bar{S} дорівнюють $\mu(\bar{S}) = 3$ та $\phi(\bar{S}) = 7$ відповідно. В цьому випадку використовувалася множина базисних контурів і вузлових пар, яка показана на рис. 3.34.

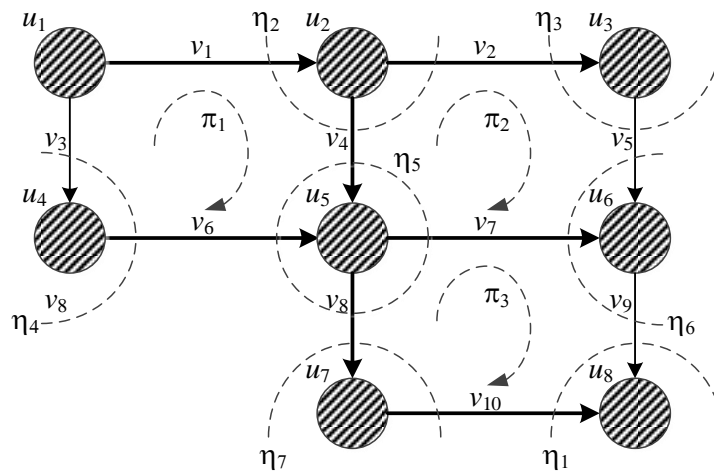


Рис. 3.34. Приклад вибору множини базисних контурів і вузлових пар при передачі потоку пакетів резервним мультишляхом

Обраний остов $\{v_1, v_2, v_4, v_6, v_7, v_8, v_{10}\}$ в мережі \bar{S} визначається хордами, якими є гілки v_3, v_5, v_9 , що визначають три базисних контури: $\pi_1 \div \pi_3$. Тоді правила перетворення введених базисів задаються як:

$$\left\{ \begin{array}{l} \pi_1 = -v_3; \\ \pi_2 = v_5; \\ \pi_3 = v_9; \\ \eta_1 = v_9 + v_{10}; \\ \eta_2 = v_1 - v_2 - v_4; \\ \eta_3 = v_2 - v_5; \\ \eta_4 = v_3 - v_6; \\ \eta_5 = v_4 + v_6 - v_7 - v_8; \\ \eta_6 = v_5 + v_7 - v_9; \\ \eta_7 = v_8 - v_{10}; \end{array} \right. \quad \left\{ \begin{array}{l} v_1 = \pi_1 + \eta_1 + \eta_2 + \eta_3 + \eta_4 + \eta_5 + \eta_6 + \eta_7; \\ v_2 = \pi_2 + \eta_3; \\ v_3 = -\pi_1; \\ v_4 = \pi_1 - \pi_2 + \eta_1 + \eta_4 + \eta_5 + \eta_6 + \eta_7; \\ v_5 = \pi_2; \\ v_6 = -\pi_1 - \eta_4; \\ v_7 = -\pi_2 + \pi_3 + \eta_6; \\ v_8 = -\pi_3 + \eta_1 + \eta_7; \\ v_9 = \pi_3; \\ v_{10} = -\pi_3 + \eta_1 + \eta_7. \end{array} \right.$$

Далі отримуємо матрицю коваріантного координатного перетворення $\bar{A}_{\pi\eta}^v$, яка для мережі \bar{S} набуває вигляду:

$$\bar{A}_{\pi\eta}^v = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 \end{pmatrix}.$$

При цьому на рис. 3.35 показано порядок маршрутизації потоку пакетів, що передаються основним, а на рис. 3.36 – резервним мультишляхами. Відповідно до наведених вихідних даних рішення задачі відмовостійкої QoS-маршрутизації за допомогою запропонованої моделі (3.70)-(3.80) представлено в табл. 3.9, в якій сірим кольором виділені канали, які захищаються.

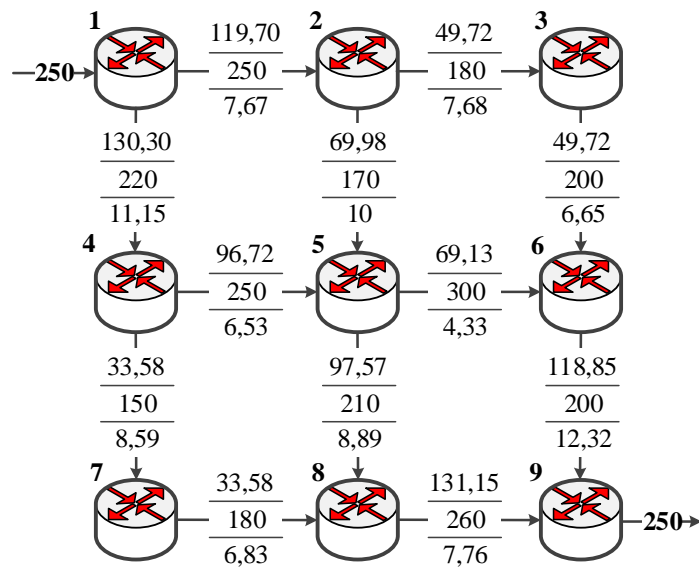


Рис. 3.35. Порядок маршрутизації потоку пакетів за основним мультишляхом

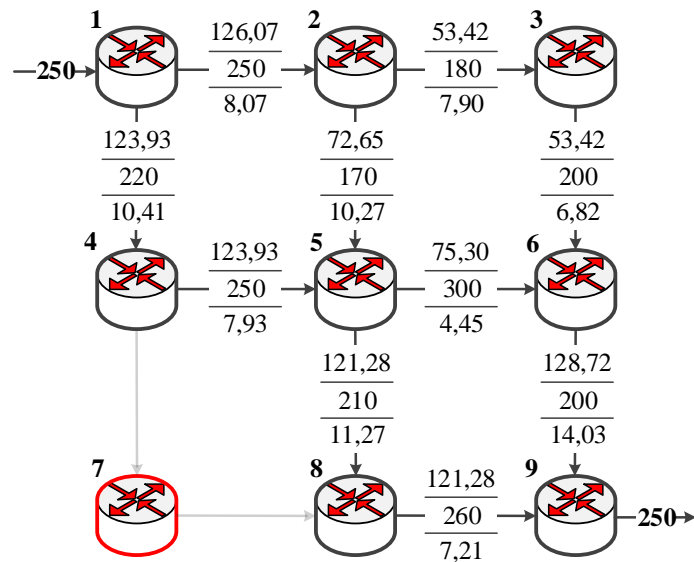


Рис. 3.36. Порядок маршрутизації потоку пакетів за резервним мультишляхом

Таблиця 3.9

Порядок маршрутизації потоку пакетів, що передаються основним або резервним мультишляхами

Канал зв'язку	Пропускна здатність каналу зв'язку, 1/с	QoS-вимоги: $\lambda_{req} = 250$ 1/с, $\tau_{req} = 40$ мс			
		Результати розрахунків для основного мультишляху		Результати розрахунків для резервного мультишляху	
		Швидкість передачі пакетів, 1/с	Середня затримка пакетів, мс	Швидкість передачі пакетів, 1/с	Середня затримка пакетів, мс
(1,2)	250	119,70	7,67	126,07	8,07
(2,3)	180	49,72	7,68	53,42	7,90
(1,4)	220	130,30	11,15	123,93	10,41
(2,5)	170	69,98	10	72,65	10,27
(3,6)	200	49,72	6,65	53,42	6,82
(4,5)	250	96,72	6,53	123,93	7,93
(5,6)	300	69,13	4,33	75,30	4,45
(4,7)	150	33,58	8,59	–	–
(5,8)	210	97,57	8,89	121,28	11,27
(6,9)	200	118,85	12,32	128,72	14,03
(7,8)	180	33,58	6,83	–	–
(8,9)	260	131,15	7,76	121,28	7,21

За результатами розв'язання задачі відмовостійкої QoS-маршрутизації (табл. 3.9) можна зробити висновок про забезпечення виконання умов (3.75), (3.79) та (3.80) при значеннях $\tau_{MP} = 34,33$ мс та $\bar{\tau}_{MP} = 36,82$ мс. Результати детальної перевірки отриманих рішень з точки зору виконання умов (3.75), (3.79) та (3.80) наведені в додатку Б.4.

3.9. Висновки до третього розділу

1. Отримала подальший розвиток система поточкових моделей відмовостійкої маршрутизації без резервування елементів телекомунікаційної мережі за шляхами, що не перетинаються або перетинаються лише за вузлами (3.1)-(3.8), з регулюванням числа використовуваних маршрутів (3.5), (3.6). Новизною рішень є введення в структуру моделей нелінійних умов використання шляхів заданого типу (3.2), (3.3) та (3.7), (3.8) при балансуванні навантаження, які використовувались як обмеження при розв'язанні оптимізаційної задачі (3.1) відмовостійкої маршрутизації. Представлене рішення, засноване на використанні шляхів, які перетинаються за вузлами, є компромісом при забезпеченні відмовостійкості та безпеки, з однієї сторони, та якості обслуговування, з іншої. Це є актуальним в умовах, коли місцем відмов та/або компрометації є саме канали зв'язку, а не вузли ТКМ. Як показали проведені дослідження в цілому запропоновані рішення дозволили забезпечити підвищення продуктивності мережі приблизно в 1,7 разів. При цьому зі зростанням розміру мережі та зв'язності маршрутизаторів вигреш за продуктивністю збільшувався до 2,5-4 разів.

2. Отримала вдосконалення потокова модель швидкої перемаршрутизації (3.9)-(3.20), в рамках якої технологічне завдання вдалося представити в формі оптимізаційної задачі. В ході проведеного вдосконалення вдалося сформулювати в лінійній формі умови захисту вузла та каналу (3.11)-(3.16) при реалізації як одношляхової, так і багатошляхової стратегій маршрутизації. Обґрунтовано до використання лінійно-квадратичний критерій оптимальності, заснований на

мінімізації цільової функції (3.23). Встановлено систему ієрархії співвідношень вагових коефіцієнтів в цільовій функції (3.23), при якій би забезпечувалися максимальні значення продуктивності ТКМ і масштабованості рішень щодо швидкої перемаршрутизації, в т.ч. на основі оптимізації роботи схеми захисту схильних до відмов елементів мережі одною (загальною для множини потоків) резервною ділянкою – «facility backup».

Крім того, запропоновано білінійний критерій оптимальності (3.24), що містить в собі умови захисту шляху при можливості реалізації як одношляхової, так і багатошляхової стратегій маршрутизації. Встановлено систему ієрархії співвідношень вагових коефіцієнтів (метрик) цільовій функції (3.24), при якій забезпечувалися коректні рішення щодо швидкої перемаршрутизації. Працездатність та адекватність запропонованої потокової моделі швидкої перемаршрутизації підтверджена на ряді розрахункових прикладів при вирішенні завдань одношляхової та багатошляхової маршрутизації при реалізації різних схем захисту елементів мережі.

3. В розділі запропоновано дворівневий метод одношляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в програмно-конфігурованих мережах, який забезпечує реалізацію схем захисту каналу, вузла, шляху та їх пропускної здатності. Показано, що ефективна реалізація принципів швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в SDN-архітектурі може бути заснована на використанні математичної моделі (3.9)-(3.23), яка передбачає централізацію рішення досить складних маршрутних завдань на відповідних SDN-контролерах. При цьому факторами складності виступає їх висока розмірність ($2 \cdot |K| \cdot |E|$) та нелінійність (3.17)-(3.19) при реалізації схем захисту шляху та пропускної здатності ТКМ, що передбачає підвищені вимоги до продуктивності даних контролерів.

В рамках запропонованого обчислювального методу відповідно до принципу прогнозування взаємодій пропонується поділ за двома ієрархічними рівнями функцій розрахунку основних (нижній рівень) і резервних (верхній

рівень) маршрутів при особливому записі раніше відомих умов захисту пропускної здатності мережі (3.27). Це дозволило відмовитися від вихідної досить розмірної та нелінійної оптимізаційної задачі шляхом переходу до ітераційного розв'язання лінійних оптимізаційних задач вдвічі меншої розмірності. Реалізація на практиці подібного підходу дозволить істотно знизити вимоги до обчислювальної потужності, а значить, і вартості SDN-контролерів, на які покладено централізовані рішення завдань маршрутизації в мережі. Проведений аналіз запропонованого дворівневого методу (рис. 3.14 – рис. 3.18) підтвердив його працездатність та ефективність з точки зору отримання оптимальних рішень щодо забезпечення збалансованої завантаженості каналів зв'язку (3.28), (3.29) та реалізації необхідних схем захисту елементів мережі при швидкій перемаршрутизації в SDN. При цьому ефективність одержуваних за допомогою запропонованого дворівневого методу рішень повністю відповідала результатам централізованих розрахунків.

4. Запропоновано математичну модель багатошляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в телекомунікаційних мережах, представлену виразами (2.1)-(2.3), (3.10), (3.12), (3.15), (3.17) і (3.31)-(3.34). Новизною запропонованої моделі є те, що узгоджене рішення задач по TE та FRR із захистом каналу, вузла та пропускної здатності забезпечується в ході розв'язання задачі лінійної оптимізації. Як критерій оптимальності виступав мінімум верхнього порогу завантаженості каналів зв'язку мережі (3.34) потоками, що протікають як за основними, так і за резервними маршрутами. Перехід від нелінійних умов захисту пропускної здатності (3.18), (3.20) до лінійного аналогу (3.31) було досягнуто шляхом деякого розширення числа змінних, що розраховуються, (3.32) і (3.33), які визначають верхній поріг для маршрутних змінних основного та резервного шляхів. Подібний підхід орієнтує на зниження обчислювальної складності при розрахунку маршрутних змінних, відповідальних за формування основного та резервного шляхів, і забезпечує збалансовану завантаженість каналів зв'язку мережі відповідно до вимог концепції Traffic Engineering.

Результати проведеного аналізу запропонованої моделі на ряді числових прикладів підтвердили її адекватність і можливість отримання оптимальних рішень задачі швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в телекомунікаційних мережах при реалізації різних схем захисту елементів мережі (каналу, вузла) та пропускну здатності. В роботі показано, що виграш від реалізації багатопляхової стратегії маршрутизації при TE FRR дозволив знизити верхній поріг завантаженості каналів зв'язку в середньому від 37,12% до 59,41% при захисті каналу та від 31,5% до 56,3% при захисті вузла, що позитивно позначається і на рівні якості обслуговування в мережі в цілому.

5. З метою підвищення масштабованості та відмовостійкості маршрутних рішень запропоновано ієрархічний метод міждоменної швидкої перемаршрутизації. Представлений метод заснований на декомпозиційному поданні потокової моделі маршрутизації (3.36)-(3.42) з введенням умов взаємодії доменів (3.43), (3.44) для забезпечення зв'язності міждоменних маршрутів – основних та резервних. Крім того, в модель включені умови резервування приграничних маршрутизаторів, адаптованих як під реалізацію одношляхової, так і багатопляхової маршрутизації (3.45)-(3.55). В основу запропонованого методу міждоменної швидкої перемаршрутизації покладено розв'язання оптимізаційної задачі, пов'язаної з мінімізацією завантаженості каналів зв'язку мережі (3.56). Запропонований метод (3.57)-(3.61) використовує принцип цільової координації для забезпечення узгодженості маршрутних рішень, отримуваних за окремими доменами. В рамках розглянутого прикладу продемонстровано працездатність запропонованого методу з точки зору збіжності координаційної процедури (3.60), (3.61) і забезпечення захисту приграничних маршрутизаторів при реалізації одношляхової або багатопляхової маршрутизації.

Використання запропонованого методу дозволяє підвищити якість рішення маршрутних завдань в мережах ієрархічної структури, а саме, істотно знизити розміри маршрутних таблиць та обчислювальну складність отримуваних рішень за рахунок зменшення розмірності розв'язуваної

оптимізаційної задачі. В ході досліджень встановлено, що на ефективність запропонованого методу з точки зору швидкості збіжності координуючої процедури (3.60), (3.61) найсильніше впливало число приграничних маршрутизаторів і реалізована стратегія маршрутизації. В цілому метод схилювався до оптимальних рішень за 1-2 ітерації процедури (3.60), (3.61) при реалізації одношляхової маршрутизації, за 2-3 ітерації – при багатошляховій маршрутизації через два приграничних маршрутизатора і за 3-4 ітерації – при багатошляховій маршрутизації через три приграничних маршрутизатора.

6. У розділі представлено узгоджене рішення щодо захисту шлюзу за замовчуванням та швидкої перемаршрутизації в ТКМ на основі розробки відповідної потокової математичної моделі (2.2), (3.9), (3.62)-(3.69). В рамках запропонованої моделі задача відмовостійкої маршрутизації була зведена до розв'язання оптимізаційної задачі нелінійного програмування з цільовою функцією (3.69) та обмеженнями (3.62)-(3.68). Частина керуючих змінних (3.62), (3.63) відповідає за вибір шлюзу за замовчуванням в мережі доступу, а частина (2.2), (3.11) – для вибору шляху або мультишляху в транспортній мережі. Сформульовано умови захисту шлюзу за замовчуванням як при балансуванні навантаження (3.67), так і без балансування (3.68). Задача відмовостійкої маршрутизації із захистом шлюзу за замовчуванням сформульована як оптимізаційна (3.69), де вибір маршрутних метрик забезпечувався таким чином, щоб вибір шлюзу за замовчуванням виконувався за критерієм максимального коефіцієнта готовності (табл. 3.8), а вибір маршруту в транспортній мережі – відповідно до критерію максимальної пропускну здатності (за аналогією з протоколом IGRP). Наведені розрахункові приклади продемонстрували особливості застосування запропонованої моделі при вирішенні завдання захисту шлюзу за замовчуванням при відмовостійкій маршрутизації в ТКМ для випадку реалізації одношляхової (рис. 3.30) та багатошляхової маршрутизації (рис. 3.31). Результати підтвердили ефективність запропонованої моделі та адекватність отриманих розрахункових результатів.

Як правило, збільшення кількості маршрутизаторів та ліній зв'язку в мережі призводить до підвищення обчислювальної складності отримуваних рішень. Водночас ефективність використання запропонованої моделі також багато в чому визначається розміром транспортної мережі та кількістю мереж доступу. Чим більше існує варіантів вибору шлюзу за замовчуванням та можливих шляхів у транспортній мережі, тим ефективнішою є саме оптимізаційна постановка задачі при узгодженому вирішенні цих завдань. У цих визначених умовах скоординовані рішення забезпечують більш високу ефективність відмовостійкої маршрутизації в мережі у порівнянні з існуючими, в яких завдання вибору шлюзу та маршрутизації вирішуються окремо.

7. Запропонована математична модель відмовостійкої QoS-маршрутизації в мультисервісній ТКМ (3.70)-(3.80), новизною якої є те, що за її допомогою забезпечується реалізація схеми захисту рівня якості обслуговування за показниками пропускної здатності та середньої міжкінцевої затримки пакетів. Отримати подібне рішення вдалось на підставі тензорного опису процесу відмовостійкої маршрутизації, що дозволило представити в аналітичному вигляді шукані умови захисту (3.75), (3.79), а також поставити та розв'язати оптимізаційну задачу щодо розрахунку основних та резервних маршрутів, вздовж яких забезпечувався заданий рівень якості обслуговування.

На числовому прикладі продемонстрована працездатність запропонованої тензорної моделі відмовостійкої QoS-маршрутизації з деталізацією процедур геометризації структури ТКМ – вибору простору, систем координат та формування матриць коваріантного перетворення введених базисів. Приклад охоплював випадок можливої відмови довільного маршрутизатора мережі та (або) інцидентних йому каналів зв'язку. В результаті розв'язання поставленої оптимізаційної задачі отримані основний та резервний мультишляхи, вздовж яких забезпечувався заданий рівень якості обслуговування за показниками пропускної здатності та середньої міжкінцевої затримки пакетів.

РОЗДІЛ 4

МОДЕЛІ ТА МЕТОДИ БЕЗПЕЧНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ

В залежності від часу реакції на можливу компрометацію каналів зв'язку та фрагментів мережі для забезпечення заданого рівня мережної безпеки на практиці можуть застосовуватися як проактивні, так і реактивні засоби, які повинні взаємно доповнювати один одного. Проактивні засоби застосовуються, як правило, на етапі запобігання компрометації повідомлень або мінімізації ймовірності її виникнення [239-243]. Реактивні засоби використовуються тоді, коли безпека даних, що передаються, вже порушена і мережними засобами важливо оперативно відновити необхідний рівень безпеки.

Одним із ефективних проактивних засобів забезпечення заданого рівня мережної безпеки, як було показано в підрозділах 1.3 та 1.5, є багатошляхова маршрутизація конфіденційних повідомлень, розділеного на частини відповідно до схеми Шаміра, з балансуванням кількості таких частин за маршрутами, що не перетинаються [239, 240, 243]. У розділі пропонується до використання особливого класу шляхів, що перетинаються, які складають основу композитних шляхів і містять мережні фрагменти з послідовним та (або) паралельним з'єднанням каналів зв'язку мережі. Це дозволить знизити ймовірність компрометації конфіденційних повідомлень, які передаються в ТКМ.

При зміні стану мережі, викликаного порушенням рівня безпеки конфіденційних повідомлень, що передаються в ТКМ, важливо визначити оперативний порядок зміни множини шляхів, які використовуються для передачі його частин. Тому рішення щодо швидкої перемаршрутизації із локальним чи глобальним захистом елементів ТКМ можуть розглядатися як реалізація реактивного підходу щодо забезпечення безпечної маршрутизації.

Матеріали розділу опубліковано в роботах [112, 113, 117, 125, 138, 140, 142, 143, 147, 151, 156, 158, 180, 182, 185].

4.1. Вдосконалення методу безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що не перетинаються: проактивний підхід

4.1.1. Метод безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що не перетинаються в ТКМ

Як показав проведений аналіз [239-243, 344, 345], можливість аналітичного розрахунку ймовірності компрометації повідомлення, що передається в мережі, багато в чому визначається особливостями структурної побудови ТКМ і типами використовуваних маршрутів. Як відомо, множину шляхів в мережі можна умовно розділити на дві підмножини: підмножина шляхів, що не перетинаються, та підмножина шляхів, які допускають вузловий або канальний перетин [333, 335, 368, 369].

Одним з напрямків забезпечення заданого рівня мережної безпеки в ТКМ є реалізація механізму SPREAD, заснованого на багатошляховій маршрутизації повідомлення, що передається, попередньо розділеного на частини відповідно до схеми Шаміра [236-242]. В результаті застосування такої схеми вдається знизити ймовірність компрометації переданого повідомлення, тому що зловмисник для його компрометації повинен скомпрометувати всі шляхи, як правило, за якими передаються частини розділеного повідомлення.

В рамках відомого методу безпечної маршрутизації використовуються наступні позначення:

Константи

- | | |
|-----------------------|---|
| S_{msg} і D_{msg} | вузли відправник і одержувач для повідомлення, що передається; |
| M | кількість використовуваних шляхів, що не перетинаються, при маршрутизації частин повідомлення; |
| M_i | кількість каналів зв'язку в i -му шляху, які можуть бути скомпрометовані ($i = \overline{1, M}$); |

- P_i^j ймовірність компрометації j -го каналу зв'язку i -го шляху ($i = \overline{1, M}$, $j = \overline{1, M_i}$);
- (T, N) параметри схеми Шаміра, де N – загальна кількість частин, на які розділяється повідомлення, що передається, в результаті застосування схеми Шаміра; T – мінімальна кількість частин, за якими можливо відновити повідомлення, що передається ($T \leq N$);
- γ_P допустима ймовірність компрометації повідомлення в мережі.

Кількісні показники

- P_i ймовірність компрометації i -го шляху ($i = \overline{1, M}$);
- P_{msg} ймовірність компрометації повідомлення в цілому при його передачі частинами по мережі.

Змінні

- n_i цілочисельна змінна, яка характеризує кількість частин повідомлення, що передаються за i -м шляхом ($i = \overline{1, M}$).

В механізмі SPREAD в ході багатошляхової маршрутизації та балансування числа частин конфіденційного повідомлення за шляхами необхідно забезпечити заданий рівень мережної безпеки, представленої, наприклад, ймовірністю компрометації переданого повідомлення:

$$P_{msg} \leq \gamma_P. \quad (4.1)$$

В ході подальших міркувань передбачається, що відправник та одержувач безпечні, тобто ймовірності компрометації вузла-відправника та вузла-одержувача дорівнюють нулю. Крім того, вважається [239, 240], що якщо елемент (вузол, канал) шляху скомпрометовано, то всі фрагменти, що передаються через цей елемент, також будуть скомпрометовані. Тоді

ймовірність компрометації i -го шляху, що складається з M_i елементів, можна розрахувати за допомогою формули

$$p_i = 1 - (1 - p_i^1)(1 - p_i^2) \dots (1 - p_i^{M_i}) = 1 - \prod_{j=1}^{M_i} (1 - p_i^j). \quad (4.2)$$

Крім того, в ході розрахунку керуючих змінних n_i ($i = \overline{1, M}$), що регламентують процес розподілу фрагментів повідомлення, яке передається, за шляхами, що не перетинаються, має виконуватися така умова [239]:

$$\sum_{i=1}^M n_i = N. \quad (4.3)$$

У разі використання схеми Шаміра з параметрами $T < N$ повинні виконуватися умови

$$N - n_i < T, \quad (i = \overline{1, M}), \quad (4.4)$$

тоді як в разі використання схеми без надмірності при $T = N$ мають місце такі умови

$$1 \leq n_i \leq T - 1, \quad (i = \overline{1, M}). \quad (4.5)$$

Виконання умови (4.5) гарантує те, що при компрометації всіх маршрутів, крім i -го, зломисникові не вдасться відновити повідомлення в цілому.

Однією з основних умов, яка в обов'язковому порядку повинна виконуватися в ході безпечної маршрутизації, є те, що ймовірність компрометації повідомлення при його передачі по мережі не повинна

перевищувати заданого допустимого значення (4.1). Тоді ймовірність компрометації повідомлення, розділеного на N частин відповідно до схеми Шаміра (N, N) і переданого за M шляхами, визначається виразом [239]:

$$P_{msg} = \prod_{i=1}^M p_i . \quad (4.6)$$

До переваг описаного методу варто віднести те, що використання множини шляхів, що не перетинаються, при передачі частин конфіденційного повідомлення дуже спрощує процес розрахунку ймовірності його компрометації в мережі за допомогою виразів (4.2)-(4.6).

4.1.2. Дослідження метода безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що не перетинаються

Розглянемо окремо задачу розподілу числа частин повідомлення, що передається, між множиною маршрутів, які не перетинаються. Вона буде представлена як оптимізаційна при застосуванні виразів (4.1)-(4.6). Проведемо порівняльний аналіз її рішень з використанням чотирьох моделей з різними критеріями оптимальності отримуваних рішень.

В ролі першої моделі (*Модель 1*) виступала раніше запропонована в роботах [239, 240] модель, що використовується в механізмі SPREAD і представлена виразами (4.1)-(4.6). Друга модель (*Модель 2*) (4.1)-(4.3), (4.5), (4.6), яка підлягає порівнянню, відрізнялася від першої тим, що як критерій оптимальності виступав мінімум цільової функції, представленої наступним виразом:

$$J = \sum_{i=1}^M p_i n_i . \quad (4.7)$$

Використання критерію (4.7) дозволяє забезпечити такий порядок безпечної маршрутизації повідомлення в мережі, що максимальна кількість його частин буде передаватися за шляхом з мінімальною ймовірністю компрометації. І навпаки, за шляхом з максимальною ймовірністю компрометації буде передаватися мінімальна кількість частин того ж повідомлення.

Модель 3 для забезпечення оптимального балансування кількості частин повідомлення за множиною маршрутів передбачає введення додаткових умов:

$$n_i \leq \beta \quad (i = \overline{1, M}), \quad (4.8)$$

де β – верхній динамічно керований поріг числа частин повідомлення, які передаються в мережі за шляхами, що не перетинаються.

В цій же моделі як критерій оптимальності маршрутних рішень обрано мінімум наступної цільової функції

$$J = \beta + \sum_{i=1}^M p_i n_i. \quad (4.9)$$

Мінімізація виразу (4.9) повинна здійснюватися при виконанні умов (4.3) та (4.8), що дозволить забезпечити балансування кількості частин повідомлення, що передаються у кожному з обраних шляхів. Введення в цільову функцію (4.9)

доданку $\sum_{i=1}^M p_i n_i$ спрямовано на досягнення наступної мети: у випадку, якщо

загальна кількість частин N не кратна кількості вибраних шляхів M , то більша кількість фрагментів буде передаватися по кращому з точки зору ймовірності компрометації маршруту. Це є важливою перевагою запропонованого рішення від попередньо відомих [239, 240].

В свою чергу *Модель 4* представляється умовами-обмеженнями (4.1)-(4.3), (4.6) при використанні критерію оптимальності

$$J = \sum_{i=1}^M (p_i n_i)^2. \quad (4.10)$$

Особливості описаних моделей 1÷4 будуть продемонстровані на наступному прикладі. Припустимо, що задано пару вузлів відправника й одержувача, між якими існують три доступні шляхи, що не перетинаються, з різною кількістю елементів: вузлів і каналів зв'язку між ними (рис. 4.1).

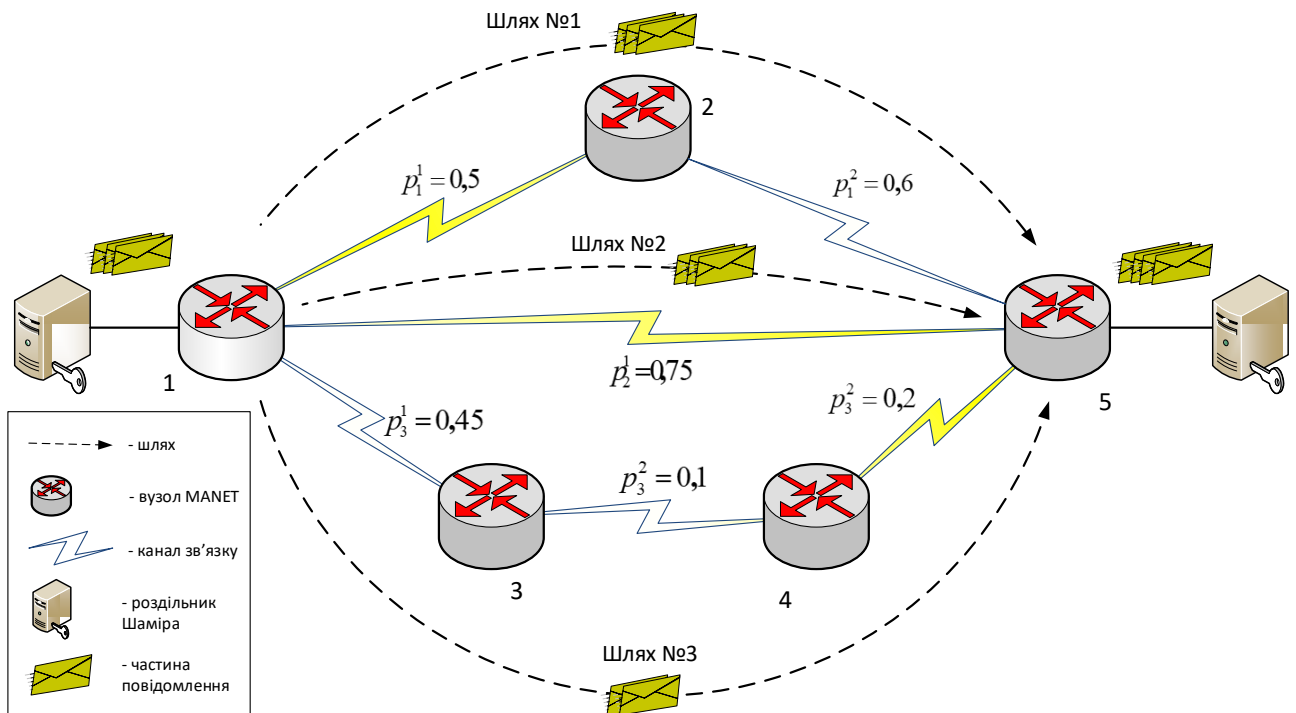


Рис. 4.1. Вихідна структура MANET

Нехай в рамках даного прикладу до компрометації схильні лише канали зв'язку, що є досить справедливим для MANET. В процесі розрахунків як вихідні будуть виступати наступні дані:

- для розділення повідомлення на частини реалізується два випадки схеми Шаміра, а саме (10, 10) без надмірності, та (8, 10) з надмірністю;
- ймовірності компрометації каналів зв'язку відповідно до їх нумерації і приналежності до шляхів, що не перетинаються (рис. 4.1), приймають такі значення: $p_1^1 = 0,5$; $p_2^1 = 0,6$; $p_2^2 = 0,75$; $p_3^1 = 0,45$; $p_3^2 = 0,1$; $p_3^3 = 0,2$.

Тоді результуючі ймовірності компрометації шляхів, отримані в ході використання виразу (4.2), наступні: $p_1 = 0,8$, $p_2 = 0,75$, $p_3 = 0,604$. Крім того, в табл. 4.1 показано допустимі рішення задачі розподілу числа частин за шляхами, що не перетинаються, які були отримані в ході використання раніше описаних чотирьох моделей.

Таблиця 4.1

Порівняння моделей розподілу числа частин повідомлення між множиною маршрутів, що не перетинаються, з їх оптимальним балансуванням

Модель №	Кількість частин повідомлення в окремому шляху в залежності від методу балансування			
	Модель 1	Модель 2	Модель 3	Модель 4
Номер шляху	Схема Шаміра без надмірності (10, 10)			
1	8	1	2	3
2	1	1	4	3
3	1	8	4	4
Номер шляху	Схема Шаміра з надмірністю (8, 10)			
1	4	1	2	3
2	3	1	4	3
3	3	8	4	4

Розглянемо випадок з використанням схеми Шаміра без надмірності, наприклад, (10, 10). аналіз результатів розрахунків та порівняння отриманих значень кількості частин повідомлення, які передавалися за різними шляхами, показали, що всі чотири моделі можуть дати задовільні рішення. Це можна пояснити тим, що для компрометації всього повідомлення всі три шляхи повинні бути скомпрометовані. Однак найкращі моделі – це *Модель 3* та *Модель 4*, оскільки вони передбачають адаптацію до параметрів безпеки елементів мережі, коли максимальна кількість частин повідомлення передається найкращим шляхом за рівнем ймовірності компрометації (табл. 4.1).

При використанні *Моделі 1* (табл. 4.1) одним з можливих рішень розподілу частин повідомлення за шляхами є рішення, коли максимальна кількість фрагментів ($n_1 = 8$) буде передаватися найгіршим шляхом з точки зору ймовірності компрометації ($p_1 = 0,8$), що є недоліком цієї моделі (рис. 4.2).

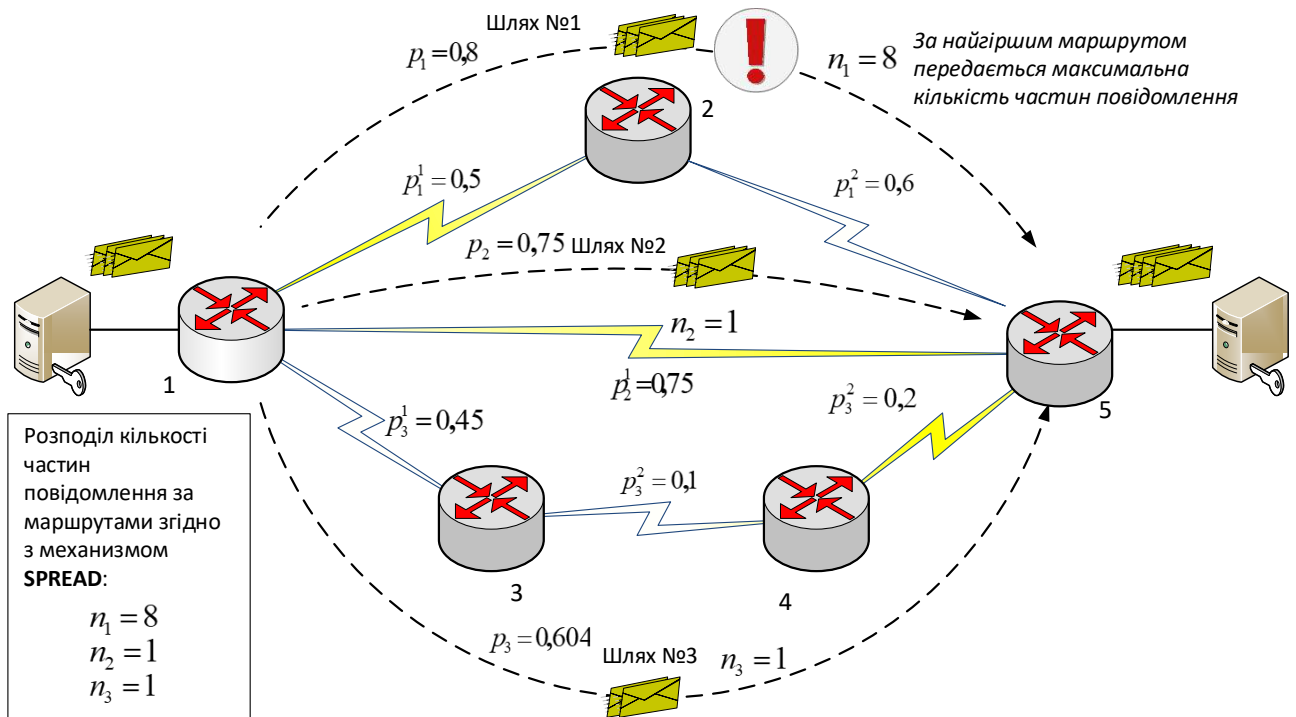


Рис. 4.2. Розподіл кількості частин повідомлення за маршрутами відповідно до механізму SPREAD (*Модель 1*)

Відповідно до *Моделі 2* за допомогою схеми Шаміра (10, 10) розподіл частин повідомлення за шляхами мережі показав, що максимальна кількість фрагментів ($n_3 = 8$) передавалася найкращим з точки зору ймовірності компрометації шляхом ($p_3 = 0,604$), а їх мінімальне число ($n_1 = 1$) передавалося за найгіршим шляхом ($p_1 = 0,8$).

Розглянемо приклад використання схеми Шаміра з надмірністю, наприклад, (8, 10). Найкращі рішення були надані *Моделями 1 та 4*, оскільки для компрометації всього повідомлення всі три шляхи повинні бути скомпрометовані. Хоча у *Моделі 2* зловмисник повинен скомпрометувати лише

один шлях для реконструкції повідомлення, що передається ($n_3 = 8$, $T = 8$), тоді як в *Моделі 3* треба скомпрометувати два шляхи ($n_2 = 4$, $n_3 = 4$, $T = 8$).

Модель 1 в цьому випадку забезпечує досить ефективне рішення з точки зору оптимального розподілу частин повідомлення (табл. 4.1). *Модель 4* на основі умов обмежень (4.1)-(4.3), (4.6) та критерію оптимальності (4.10) дає найкраще рішення (рис. 4.3) у порівнянні з усіма іншими моделями. Використовуючи цю модель, можна забезпечити, з одного боку, оптимальне балансування частин повідомлення, переданих через окремі шляхи в мережі, що не перетинаються, а з іншого – адаптацію до параметрів безпеки (ймовірності компрометації) окремих елементів мережі: каналів зв'язку та маршрутів в цілому. У цьому випадку мінімальна кількість фрагментів ($n_1 = 3$) передається найгіршим шляхом з точки зору ймовірності компромісу, а їх максимальне число ($n_3 = 4$) передається найкращим шляхом (табл. 4.1).

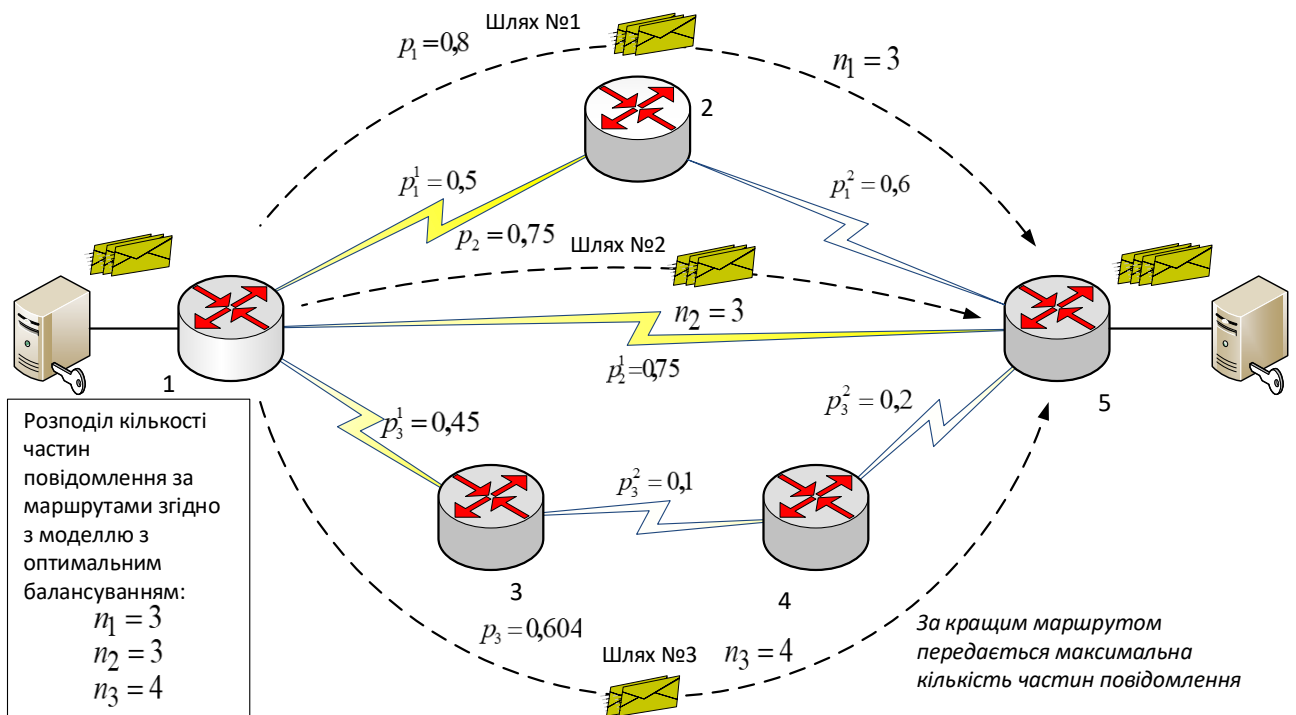


Рис. 4.3. Розподіл кількості частин повідомлення за маршрутами відповідно до *Моделі 4*

Таким чином, реалізація *Моделі 4* передбачає наступний метод безпечної багатошляхової маршрутизації з оптимальними балансуванням частин повідомлення в MANET, який включає в себе наступні етапи:

1. Аналіз архітектури MANET (кількість елементів мережі, вимоги щодо якості обслуговування та безпеки, сигнально-завадова обстановка тощо).
2. Розрахунок множини шляхів, що не перетинаються, між заданими вузлами відправника та одержувача відповідно до умови (4.1).
3. Фрагментація повідомлення, що передається, за обраною схемою Шаміра з надлишковістю або без надлишковості.
4. Оптимальний розподіл частин повідомлення за множиною шляхів, що не перетинаються, на основі моделі, яка включає вирази (4.1)-(4.3), (4.6) та критерій оптимальності (4.10).

4.2. Метод безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що перетинаються: проактивний підхід

У розглянутих в підрозділі 4.1 рішеннях щодо безпечної маршрутизації, в т.ч. в механізмі SPREAD, виконання умови (4.1) цілком і повністю визначається параметрами використовуваних шляхів, що не перетинаються, а завдання балансування частин повідомлення за цими шляхами полягає у виконанні умов (4.3)-(4.5). Тому, якщо використання множини шляхів, що не перетинаються, не дозволяє задовольнити вимогу (4.1), то поставлена задача щодо забезпечення заданого рівня мережної безпеки залишається невирішеною.

При цьому інтуїтивно можна припустити, що використання на тій же мережній топології шляхів, що перетинаються, могло б привести до поліпшення шуканої ймовірності компрометації переданого повідомлення і, як результат, до успішного вирішення поставленого завдання. Як показав проведений аналіз, в разі використання шляхів, що перетинаються, процедура числової оцінки ймовірності компрометації повідомлення, яке передається, помітно ускладнюється, а в ряді випадків стає неможливою (в аналітичному вигляді)

[240]. У зв'язку з цим актуальною є задача пошуку компромісного рішення, пов'язаного з визначенням такого класу маршрутів, що перетинаються, для яких можливо в аналітичному вигляді розрахувати, а отже і контролювати ймовірність компрометації конфіденційного повідомлення, що передається.

В даному підрозділі зроблено спробу розширення класу шляхів, що перетинаються, при використанні яких все ще можливо здійснити аналітичну оцінку ймовірності компрометації повідомлення, яке передається. Це дозволить створити умови для контролю за виконанням вимог щодо рівня мережної безпеки (4.1) в умовах використання шляхів, що перетинаються.

В цьому контексті необхідно додатково ввести ще два типи шляхів: простий та композитний. Простий шлях завжди утворений послідовним з'єднанням каналів зв'язку мережі, а ймовірність його компрометації розраховується за допомогою формули (4.2). У свою чергу, композитні шляхи являють собою більш складні структурні форми, що включають в себе перетин простих шляхів. У зв'язку з цим уточнимо раніше введені та введемо додаткові позначення:

Константи

\tilde{M}	кількість використовуваних композитних шляхів, що не перетинаються, які можуть використовуватися при маршрутизації частин повідомлення;
\tilde{M}_i	кількість фрагментів в i -му композитному шляху, які можуть бути скомпрометовані ($i = \overline{1, \tilde{M}}$);
M_i	кількість каналів зв'язку в i -му композитному шляху, які можуть бути скомпрометовані ($i = \overline{1, \tilde{M}}$);
p_i^j	ймовірність компрометації j -го каналу зв'язку i -го композитного шляху ($i = \overline{1, \tilde{M}}$, $j = \overline{1, M_i}$).

Кількісні показники

\tilde{p}_i^j	ймовірність компрометації j -го фрагмента i -го композитного шляху ($i = 1, \overline{\tilde{M}}, j = 1, \overline{\tilde{M}_i}$);
\tilde{p}_i	ймовірність компрометації i -го композитного шляху ($i = 1, \overline{\tilde{M}}$);
\tilde{P}_{msg}	ймовірність компрометації повідомлення в цілому при його передачі частинами за композитними шляхами.

Змінні

n_i	цілочисельна змінна, яка характеризує кількість частин повідомлення, що передаються за i -м композитним шляхом ($i = 1, \overline{\tilde{M}}$).
-------	---

Для того щоб забезпечувалася можливість формулювання в аналітичному вигляді виразу для розрахунку ймовірності компрометації композитного шляху в ході безпечної маршрутизації, він повинен містити два типи фрагментів, що складаються з послідовного рис. 4.4 а) або з паралельного з'єднання каналів зв'язку рис. 4.4 б). На рис. 4.4 в) наведено приклад композитного шляху з послідовним з'єднанням двох фрагментів мережі. Перший фрагмент представлений паралельним з'єднанням каналів зв'язку, а другий – послідовним.

На рис. 4.4 в) показано структуру мережі, яка містить один композитний шлях, який включає в себе канали двох простих шляхів, які перетинаються між собою. Перший простий шлях представлений вузлами $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$, а другий – $1 \rightarrow 3 \rightarrow 4$. З іншого боку, даний композитний шлях складається з двох послідовно з'єднаних фрагментів. Перший фрагмент включає в себе паралельно з'єднані канал зв'язку $1 \rightarrow 3$ і послідовність каналів $1 \rightarrow 2$ і $2 \rightarrow 3$. Тоді як другий фрагмент представлений каналом зв'язку $3 \rightarrow 4$.

Тоді ймовірність компрометації композитного шляху (рис. 4.4 в) розраховується відповідно до виразу

$$\tilde{p}_1 = 1 - (1 - \tilde{p}_1^1)(1 - \tilde{p}_1^2). \quad (4.11)$$

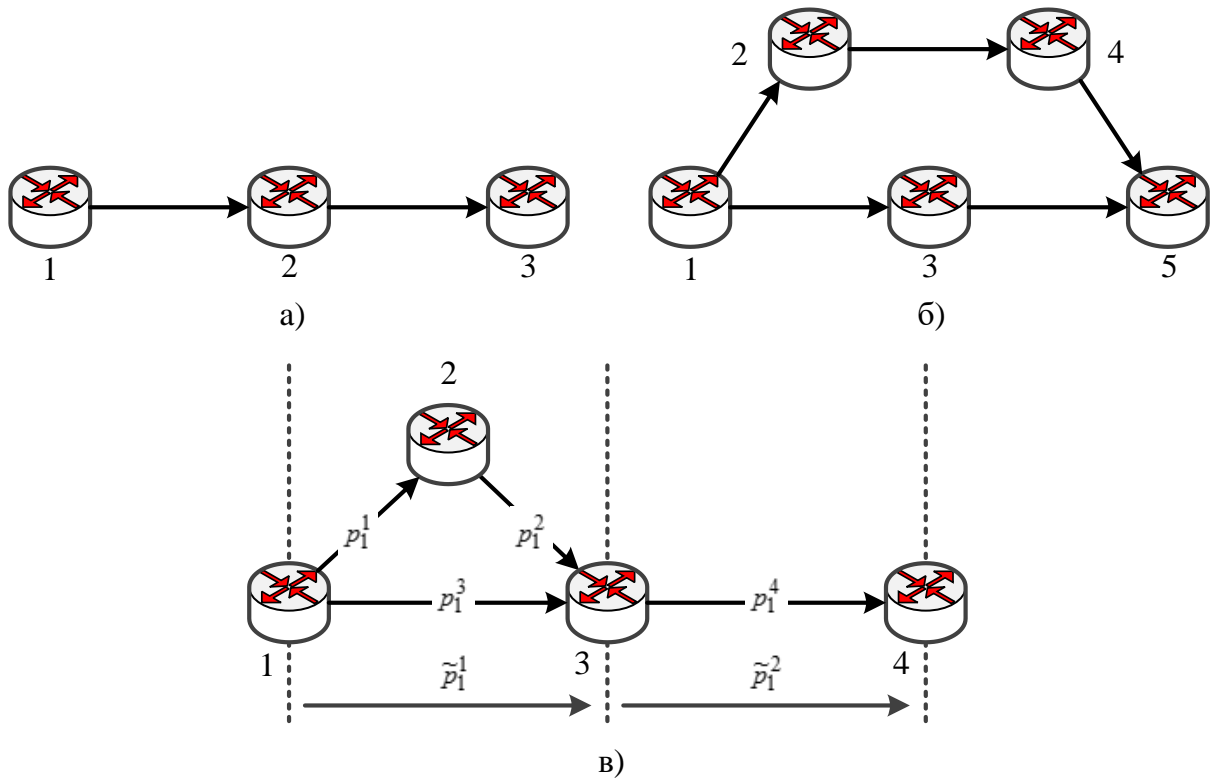


Рис. 4.4. Приклади типів фрагментів і композитного шляху: послідовне з'єднання каналів зв'язку (а), паралельне з'єднання каналів зв'язку (б), композитний шлях (в)

У виразі (4.11) ймовірності компрометації першого та другого фрагментів визначаються через ймовірності компрометації каналів зв'язку, що їх складають:

$$\tilde{p}_1^1 = \left[1 - (1 - p_1^1)(1 - p_1^2) \right] p_1^3, \quad \tilde{p}_1^2 = p_1^4.$$

Таким чином, в загальному випадку ймовірність компрометації i -го композитного шляху, що складається з \tilde{M}_i фрагментів, може бути розрахована відповідно до наступного виразу:

$$\tilde{p}_i = 1 - \prod_{j=1}^{\tilde{M}_i} (1 - \tilde{p}_i^j). \quad (4.12)$$

У разі якщо для доставки повідомлення використовується єдиний композитний шлях, то ймовірність компрометації даного повідомлення визначається ймовірністю компрометації цього композитного шляху. В більш загальному випадку, коли частини повідомлення передаються за множиною композитних шляхів, що не перетинаються, для розрахунку ймовірності компрометації повідомлення необхідно використовувати такий вираз:

$$\tilde{P}_{msg} = \prod_{i=1}^{\tilde{M}} \tilde{p}_i, \quad (4.13)$$

який є модифікацією формули (4.6).

Приклад подібного випадку показано на рис. 4.5, коли для передачі частин повідомлення використовуються два шляхи, що не перетинаються:

- перший шлях є композитним і включає в себе такі канали зв'язку 1→2, 2→3, 2→4, 3→5, 4→5, 5→7;
- другий шлях є простим і містить канали зв'язку 1→6 і 6→7.

У свою чергу перший (композитний) шлях включає в себе три послідовно з'єднаних мережних фрагмента:

- перший фрагмент представлений каналом зв'язку 1→2;
- другий фрагмент заснований на паралельному з'єднанні таких каналів зв'язку 2→3, 3→5 і 2→4, 4→5;
- третій фрагмент представлений каналом зв'язку 5→7.

Тоді для даної мережної структури (рис. 4.5) ймовірність компрометації повідомлення при використанні двох різнотипних описаних вище шляхів буде визначатися таким чином:

$$P_{msg} = \tilde{p}_1 \cdot \tilde{p}_2. \quad (4.14)$$

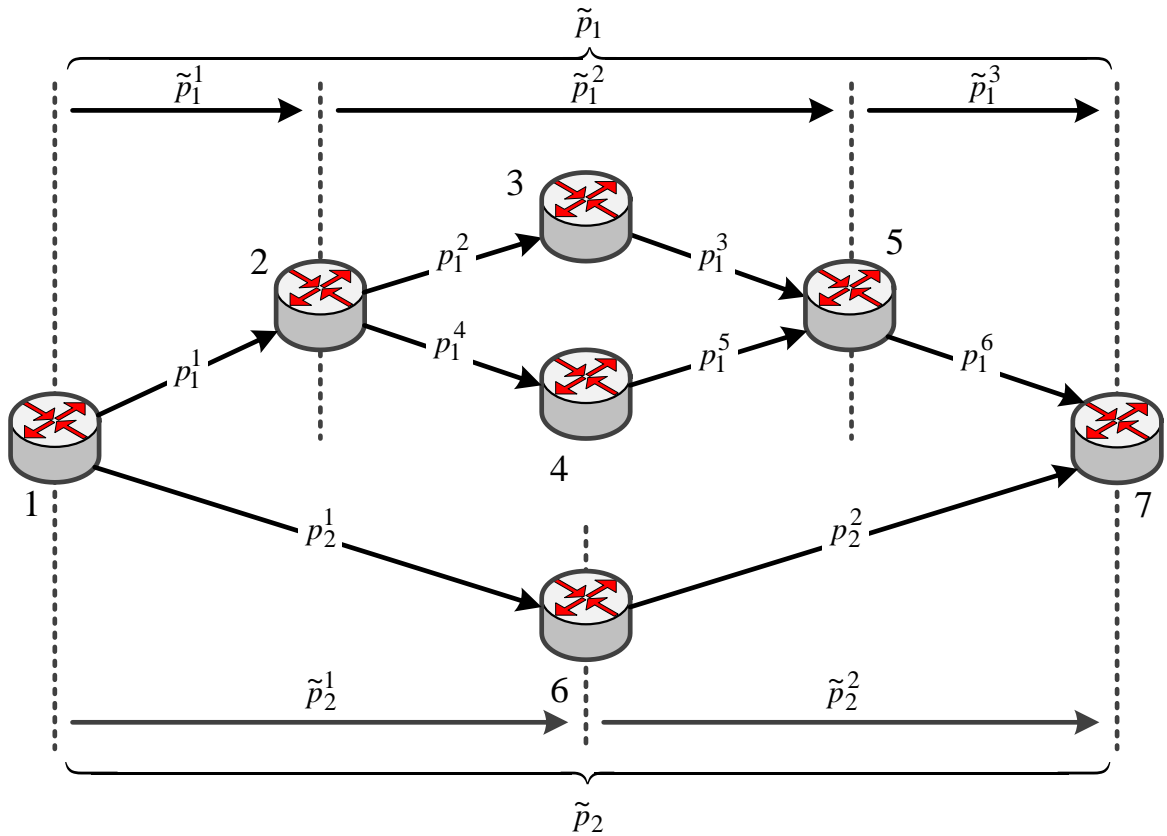


Рис. 4.5. Приклад використання двох шляхів: композитного та простого

У виразі (4.14) ймовірності компрометації композитного та простого шляхів 1 і 2 відповідно виражаються через ймовірності компрометації їх фрагментів та каналів зв'язку як

$$\begin{aligned} \tilde{p}_1 &= 1 - (1 - \tilde{p}_1^1)(1 - \tilde{p}_1^2)(1 - \tilde{p}_1^3) = \\ &= 1 - (1 - p_1^1)(1 - [1 - (1 - p_1^2)(1 - p_1^3)]) \times [1 - (1 - p_1^4)(1 - p_1^5)](1 - p_1^6); \end{aligned} \quad (4.15)$$

$$\tilde{p}_2 = 1 - (1 - \tilde{p}_2^1)(1 - \tilde{p}_2^2) = 1 - (1 - p_2^1)(1 - p_2^2). \quad (4.16)$$

У загальному випадку один композитний шлях може містити кілька послідовно з'єднаних фрагментів з паралельним з'єднанням каналів зв'язку. Позначимо через h_i максимальне число паралельно з'єднаних каналів зв'язку за всіма фрагментами i -го композитного шляху. Тоді умова (4.5) набуде вигляду

$$h_i \leq n_i \leq T - 1, (i = \overline{1, \tilde{M}}), \quad (4.17)$$

а її виконання дозволить таким чином розподілити частини повідомлення за паралельно з'єднаними каналами мережних фрагментів композитних шляхів, щоб в кожному з них передавалося ненульове число таких частин повідомлення та були справедливі вирази (4.12) і (4.13).

Крім того, умова (4.4) з урахуванням композитного характеру використовуваних шляхів набуде вигляду:

$$N - n_i < T, (i = \overline{1, \tilde{M}}). \quad (4.18)$$

У зв'язку з цим в основу запропонованого методу безпечної маршрутизації частин повідомлення, яке передається за множиною шляхів, що перетинаються, може бути покладено розв'язання оптимізаційної задачі, пов'язаної з використанням критерію оптимальності

$$\min_{n_i} \prod_{i=1}^{\tilde{M}} \tilde{p}_i(n_i), \quad (4.19)$$

що гарантує мінімізацію ймовірності компрометації переданого повідомлення. Крім того, на керуючі змінні залежно від використовуваної схеми Шаміра накладаються обмеження (4.12), (4.17) або (4.18), а також аналог умови (4.3), представлений рівністю

$$\sum_{i=1}^{\tilde{M}} n_i = N. \quad (4.20)$$

Сформульована оптимізаційна задача відноситься до класу задач нелінійного цілочисельного програмування (Nonlinear Integer Programming),

тому що змінні, які підлягають розрахунку, є цілочисельними, а критерій оптимальності (4.19) є нелінійним.

Запропонований метод безпечної маршрутизації повідомлень за множиною шляхів, що перетинаються, є засобом проактивного підходу щодо поліпшення рівня мережної безпеки. Це визначається тим, що на основі постійного аналізу стану мережі, її структури та параметрів безпеки каналів зв'язку, а також в ході оптимального балансування частин конфіденційних повідомлень за шляхами, що перетинаються, реалізуються всі доступні можливості для того, щоб максимально знизити ймовірність компрометації даних, які передаються.

4.3. Аналіз запропонованого методу безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що перетинаються

4.3.1. Дослідження методу безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що перетинаються, при використанні єдиного композитного шляху

В ході дослідження запропонованого методу буде проведено аналіз впливу на ймовірність компрометації повідомлення параметрів безпеки окремих каналів зв'язку та фрагментів мережі. Крім того, оцінимо виграш по ймовірності компрометації, одержуваний при використанні запропонованого в підрозділі 4.2 методу, в порівнянні з раніше відомим, описаним в пункті 4.1.1. Особливості розрахунку ймовірності компрометації повідомлення будуть продемонстровані на мережній структурі, показаній на рис. 4.4 в). Як вихідні дані виступали значення, зазначені в табл. 4.2. В останньому рядку табл. 4.2 наведено результат розв'язання поставленої оптимізаційної задачі, пов'язаної з мінімізацією виразу (4.19) при обмеженнях (4.12), (4.17) або (4.18), (4.20) при реалізації схеми Шаміра (10, 10) та $h_1 = 2$.

Таблиця 4.2

Вихідні дані для дослідження при використанні єдиного композитного шляху

Канал зв'язку	1→2	2→3	1→3	3→4
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4
Ймовірність компрометації каналу зв'язку	0.1	0.2	0÷1	0÷1
Кількість частин повідомлення	5	5	5	10

При передачі повідомлення від першого до четвертого вузла його частини прямували за двома маршрутами, що перетинаються: $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$ і $1 \rightarrow 3 \rightarrow 4$, тобто канал $3 \rightarrow 4$ в них був спільним. В ході дослідження передбачалося, що ймовірності компрометації першого та другого каналів були фіксованими та становили 0,1 і 0,2 відповідно, а ймовірності компрометації третього та четвертого каналів змінювалися в межах від 0 до 1.

Розрахунок ймовірності компрометації проводився для двох випадків:

- в першому випадку для розрахунку ймовірності компрометації повідомлень (\tilde{P}_{msg}) використовувався підхід, описаний в підрозділі 4.2 і заснований на виразах (4.11)-(4.13), (4.18);
- у другому випадку в ході розрахунків застосовувався підхід (4.2)-(4.6), викладений у пункті 4.1.1, який передбачає використання лише шляхів, що не перетинаються. Стосовно до рис. 4.4 в) це передбачає використання або шляху $1 \rightarrow 3 \rightarrow 4$, якому відповідала ймовірність компрометації P_{msg}^1 , або шляху $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$, компрометація якого оцінювалася ймовірністю P_{msg}^2 .

Тоді на рис. 4.6 показано характер залежності ймовірності компрометації повідомлення, переданого за шляхами різних типів для мережної структури, наведеної на рис. 4.4 в), від значень ймовірності компрометації четвертого каналу p_1^4 (відкладені по осі абсцис).

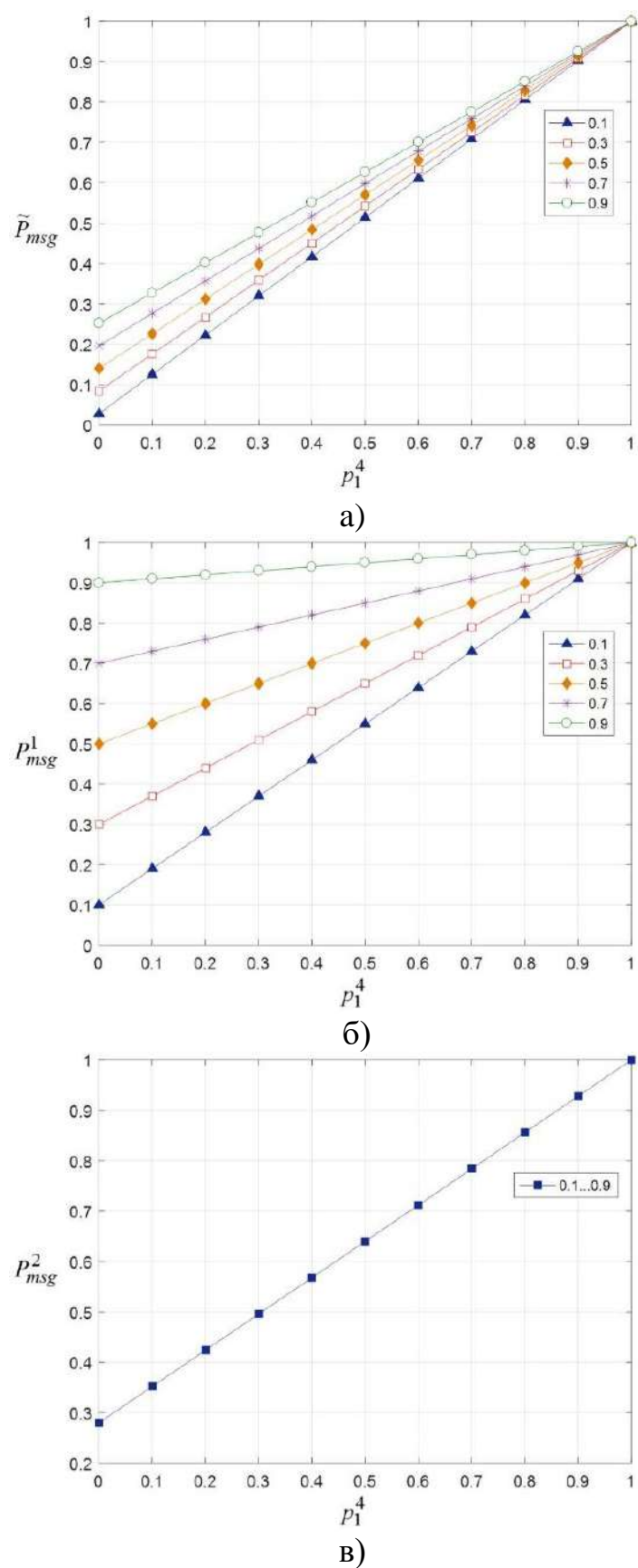


Рис. 4.6. Залежність ймовірності компрометації повідомлення, яке передається за шляхами різних типів для мережної структури, наведеної на рис. 4.4 в)

Кожній з множини прямих відповідало своє значення ймовірності компрометації третього каналу (p_1^3). Як показано на рис. 4.6, зі зростанням p_1^3 і p_1^4 ймовірність компрометації повідомлення, що передається при використанні композитного шляху та простого шляху $1 \rightarrow 3 \rightarrow 4$ завжди зростала, але характер залежності при використанні шляхів різних типів (що перетинаються та не перетинаються) істотно відрізнявся. З огляду на те, що простий шлях $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$ не містив третій канал (рис. 4.4 в), то ймовірність його компрометації залежала лише від p_1^4 і не залежала від p_1^3 (рис. 4.6 в).

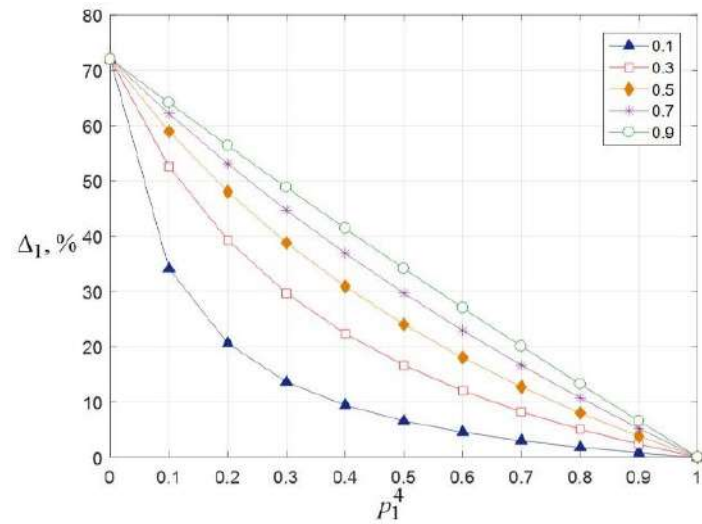
Для кількісної оцінки виграшу по ймовірності компрометації повідомлень від використання запропонованого методу, заснованого на використанні шляхів, що перетинаються, в порівнянні з раніше відомими рішеннями використовувалися вирази:

$$\Delta_1 = \frac{P_{msg}^1 - \tilde{P}_{msg}}{P_{msg}^1} \cdot 100\% , \quad (4.21)$$

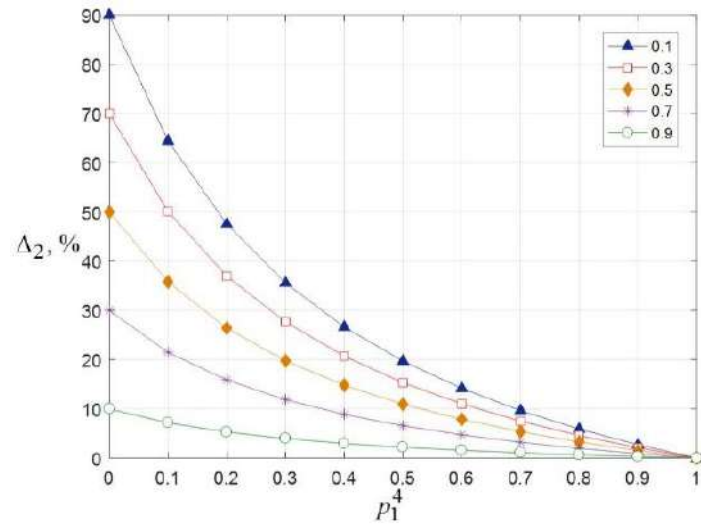
а також

$$\Delta_2 = \frac{P_{msg}^2 - \tilde{P}_{msg}}{P_{msg}^2} \cdot 100\% . \quad (4.22)$$

Відповідно до цих виразів отримані графіки, представлені на рис. 4.7. За результатами, представленими на рис. 4.7, можна зробити висновок, що використання запропонованого методу безпечної маршрутизації частин повідомлення за двома простими шляхами, що перетинаються, об'єднаних в єдиний композитний шлях, призвело до поліпшення рівня мережної безпеки.



а)



б)

Рис. 4.7. Залежність виграшу по ймовірності компрометації від використання запропонованого методу в порівнянні з раніше відомими рішеннями для мережної структури, наведеної на рис. 4.4 в)

При цьому вдалося знизити ймовірність компрометації повідомлення:

- у порівнянні з використанням одного простого шляху $1 \rightarrow 3 \rightarrow 4$ в середньому на 20-55% при $p_1^4 = 0,1 \div 0,3$ та на 5-20% при $p_1^4 = 0,5 \div 0,9$ (рис. 4.7 а);

- у порівнянні з використанням одного простого шляху $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$ в середньому на 5-50% при $p_1^4 = 0,1 \div 0,3$ та на 3-15% при $p_1^4 = 0,5 \div 0,9$ (рис. 4.7 б).

Виграш за ймовірністю компрометації повідомлення, що передається, знижувався при $p_1^4 \rightarrow 1$, тому що будь-який з розглянутих маршрутів, і прості, і композитний, проходили через цей канал.

4.3.2. Дослідження методу безпечної маршрутизації повідомлень при використанні двох різнотипних шляхів, що не перетинаються

Аналогічно проведемо порівняльний аналіз ефективності запропонованого методу (див. підрозділ 4.2) та раніше відомих рішень (див. пункт 4.1.1) для структури мережі, представленої на рис. 4.5. За допомогою запропонованого в 4.2 методу оцінювалася ймовірність компрометації повідомлення (\tilde{P}_{msg}), яке передається з використанням всіх доступних каналів зв'язку, що входять до складу одного композитного й одного простого шляху.

З використанням раніше відомого методу (4.2)-(4.6) оцінювалася ймовірність компрометації повідомлення, частини якого передавалися з використанням двох простих шляхів, які не перетинаються. При цьому розглядалися два можливі випадки комбінації вибору таких шляхів. У першому випадку використовувалися шляхи $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 7$ та $1 \rightarrow 6 \rightarrow 7$, якому відповідала ймовірність компрометації повідомлення P_{msg}^1 . У другому випадку частини повідомлення передавалися за іншою парою шляхів, що не перетинаються: $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 7$ та $1 \rightarrow 6 \rightarrow 7$. Цьому рішенню відповідало значення ймовірності компрометації P_{msg}^2 .

Як показник ефективності безпечної маршрутизації знову виступала ймовірність компрометації повідомлень, які передаються, а в ході досліджень аналізувався вплив на неї ймовірностей компрометації, наприклад, каналів $2 \rightarrow 4$

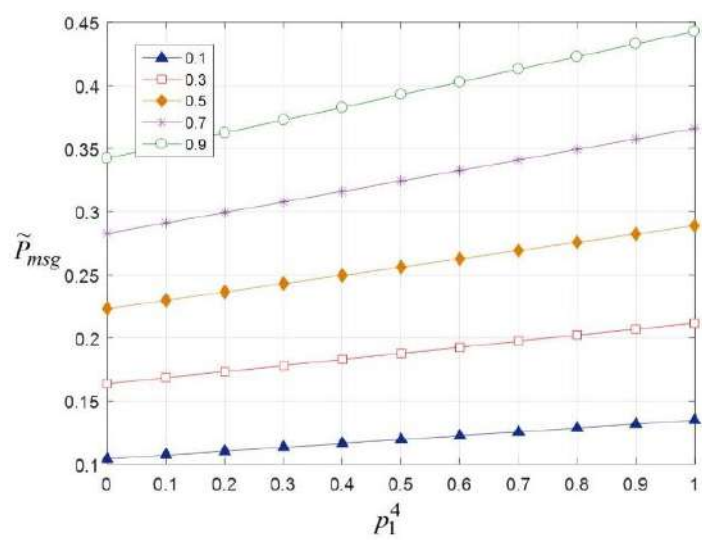
та $1 \rightarrow 6$, які змінювалися від 0 до 1. Канал $2 \rightarrow 4$ входив в композитний шлях під четвертим номером, а канал $1 \rightarrow 6$ мав перший номер в структурі простого шляху (табл. 4.3). У табл. 4.3 також вказані значення ймовірностей компрометації всіх каналів, що входять в ці два шляхи. Останнім рядком в табл. 4.3 вказано результат розв'язання оптимізаційної задачі, пов'язаної з мінімізацією (4.19) при обмеженнях (4.12), (4.17) або (4.18), (4.20) при реалізації схеми Шаміра (10, 10) та $h_1 = 2$, $h_2 = 1$. За першим (композитним) шляхом і другим (простим) шляхами передавалося по 5 частин вихідного повідомлення, тобто $n_1 = n_2 = 5$.

Таблиця 4.3

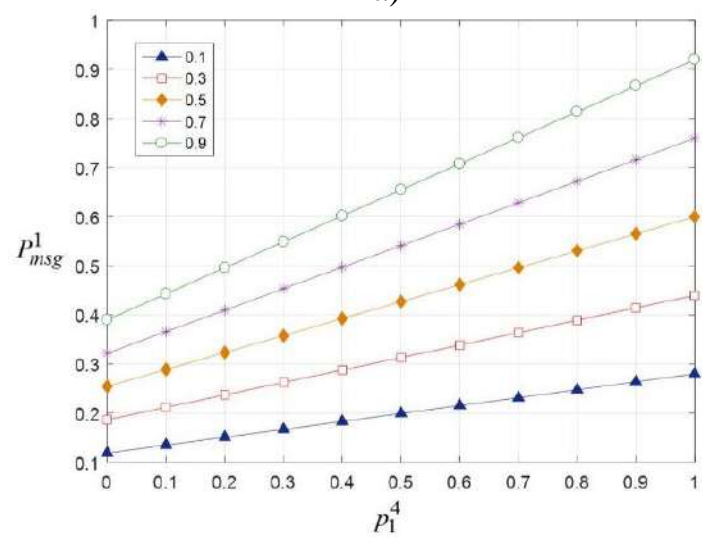
Вихідні дані для дослідження випадку використання двох різнотипних шляхів, що не перетинаються

Номер шляху	1 (композитний)						2 (простий)	
	1→2	2→3	3→5	2→4	4→5	5→7	1→6	6→7
Канал зв'язку	1	2	3	4	5	6	1	2
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4	5	6	1	2
Ймовірність компрометації каналу зв'язку	0,2	0,1	0,1	0÷1	0,1	0,2	0÷1	0,2
Кількість частин повідомлення	5	3	3	2	2	5	5	5

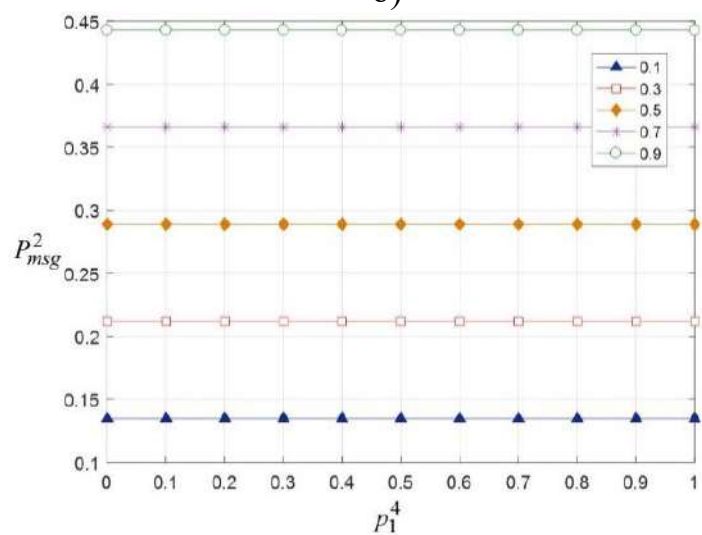
На рис. 4.8 показано залежність ймовірності компрометації повідомлення, яке передається за шляхами різних типів для структури, наведеної на рис. 4.5, від значень ймовірності компрометації четвертого каналу композитного шляху (відкладені по осі абсцис). Кожній з множини прямих на рис. 4.8 відповідало своє значення ймовірності компрометації першого каналу простого шляху (p_2^1). Як показано на рис. 4.8 а) та б), зі зростанням p_2^1 та p_1^4 ймовірність компрометації повідомлення, яке передається при використанні композитного шляху та простого шляху $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 7$ завжди зростала. З огляду на те, що прості шляхи $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 7$ і $1 \rightarrow 6 \rightarrow 7$ не містили канал $2 \rightarrow 4$ (рис. 4.5), то ймовірність їх компрометації залежала лише від p_2^1 і не залежала від p_1^4 (рис. 4.8 в).



a)



б)



в)

Рис. 4.8. Залежність ймовірності компрометації повідомлення, яке передається за шляхами різних типів для мережної структури, наведеної на рис. 4.5

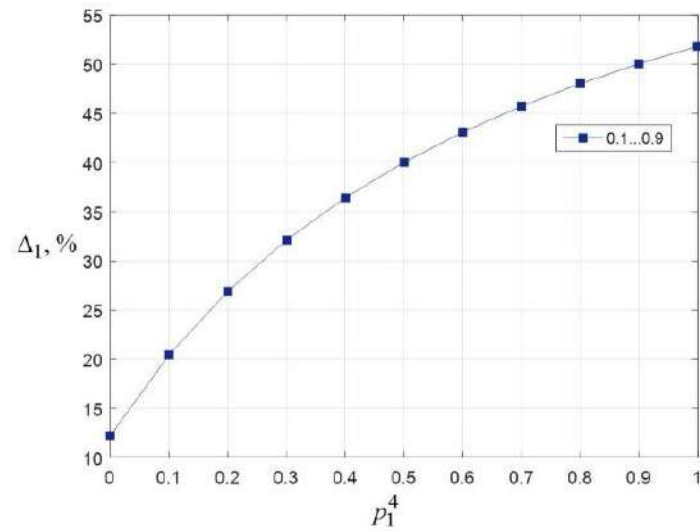
Проведено кількісний аналіз виграшу по ймовірності компрометації повідомлень (рис. 4.9) від використання запропонованого методу, заснованого на використанні шляхів, що перетинаються, в порівнянні з раніше відомими рішеннями з використанням виразів (4.21) і (4.22).

Як показано на рис. 4.9, аналізований за формулами (4.21) і (4.22) виграш по ймовірності компрометації повідомлення, яке передається за шляхами різних типів, залежить лише від параметрів безпеки каналів, що входять в композитний шлях. В даному випадку це канал зв'язку $2 \rightarrow 4$, який є четвертим каналом першого (композитного) шляху з ймовірністю компрометації p_1^4 . Від значень ймовірності компрометації каналу $1 \rightarrow 6$ ($p_2^1 = 0,1 \div 0,9$), який є першим каналом другого (простого) шляху, виграш (4.21) і (4.22) не залежав (рис. 4.9).

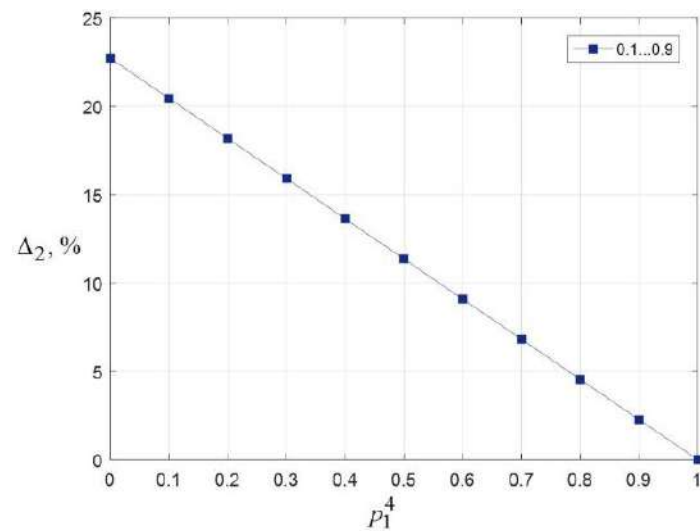
За результатами, представленими на рис. 4.9, також можна зробити висновок, що використання запропонованого методу безпечної маршрутизації, призвело до зниження ймовірності компрометації повідомлення, яке передається:

- у порівнянні з використанням двох простих шляхів $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 7$ і $1 \rightarrow 6 \rightarrow 7$, що не перетинаються, в середньому на 20-33% при $p_1^4 = 0,1 \div 0,3$ і на 40-50% при $p_1^4 = 0,5 \div 0,9$ (рис. 4.9 а);
- у порівнянні з використанням двох простих шляхів $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 7$ і $1 \rightarrow 6 \rightarrow 7$, що не перетинаються, в середньому на 16-20% при $p_1^4 = 0,1 \div 0,3$ і на 3-12% при $p_1^4 = 0,5 \div 0,9$ (рис. 4.9 б).

Таким чином, при зростанні ймовірності компрометації каналу, що входить в композитний шлях, тобто при $p_1^4 \rightarrow 1$, виграш за ймовірністю компрометації повідомлення, яке передається, підвищувався в порівнянні з використанням простих шляхів, що містять той же канал (рис. 4.9 а).



а)



б)

Рис. 4.9. Залежність виграшу по ймовірності компрометації від використання запропонованого методу в порівнянні з раніше відомими рішеннями для мережної структури, наведеної на рис. 4.5

При $p_1^4 = 1$ весь простий шлях $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 7$ буде скомпрометований, а використання композитного шляху, що включає в себе мережний фрагмент з паралельним з'єднанням каналів, дозволяє цього уникнути.

З іншого боку, якщо канал $2 \rightarrow 4$ був скомпрометований, тобто $p_1^4 = 1$, То композитний шлях фактично втрачав свою перевагу, перетворюючись де-факто в простий шлях $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 7$. Це і призводило до зниження виграшу по

ймовірності компрометації повідомлення від застосування запропонованого методу в порівнянні з методом безпечної маршрутизації за шляхами, що не перетинаються (рис. 4.9 б).

4.4. Метод безпечної швидкої перемаршрутизації повідомлень за композитними шляхами: проактивний і реактивний підходи

З метою розширення функціональних можливостей засобів безпечної маршрутизації, важливо щоб запропонований метод реалізував принципи не тільки проактивного, але і реактивного підходу. Іншими словами, в структурі методу безпечної маршрутизації важливо передбачити процедури оперативної реакції на можливі порушення рівня мережної безпеки. В даний час протоколи маршрутизації реагують на можливі зміни стану мережі в масштабі часу десятків секунд, що не є прийнятним з точки зору необхідного рівня мережної безпеки.

У зв'язку з цим все частіше на практиці застосовуються методи та протоколи швидкої перемаршрутизації, в ході яких попередньо розраховуються два типи шляхів: основний і резервний. При цьому використання окремо кожного типу шляхів повинно приводити до задоволення вимог щодо рівня мережної безпеки. Тоді при відмові основного шляху повідомлення практично миттєво (із затримкою в десятки мілісекунд) будуть передаватись з використанням резервних маршрутів. Очевидно, що основний і резервний маршрути не повинні перетинатися за елементами мережі, які скомпрометовані (маршрутизаторами, каналами зв'язку або маршрутами в цілому) [46-48, 71-76].

Тоді в рамках безпечної швидкої перемаршрутизації (Secure Fast ReRouting, S-FRR) використання множини основних шляхів відноситься до рішень проактивного підходу щодо забезпечення заданого рівня мережної безпеки, а застосування резервних шляхів відповідає вимогам реактивного підходу. При цьому в рамках запропонованого методу розрахунок множини основних і резервних шляхів повинен здійснюватися максимально злагоджено для підвищення ефективності кінцевих рішень.

Поділ шляхів на основні та резервні має на увазі, що частини повідомлення будуть передаватися не за всіма доступними композитними та простими шляхами, а лише за їх обмеженою кількістю, але з виконанням вимог щодо ймовірності компрометації (4.1). З огляду на те, що для підвищення рівня мережної безпеки повідомлень, що передаються, необхідно реалізувати багатошляхову маршрутизацію їх частин, то як основні та резервні будуть виступати не окремі композитні або прості шляхи, а утворені ними мультишляхи. При цьому до складу як основного, так і резервного мультишляху можуть входити кілька композитних та (або) простих шляхів.

В ході розрахунку резервного мультишляху пропонується реалізувати наступні дві схеми захисту основного мультишляху:

- схема захисту основного мультишляху в цілому, при якій основний і резервний мультишляхи не перетинаються ні за вузлами, ні за каналами;
- схема захисту окремого шляху (композитного або простого) основного мультишляху, при якій резервний мультишлях не повинен містити канали та вузли шляху, який захищається.

Реалізація кожної зі схем захисту націлена на відновлення заданого рівня мережної безпеки за рахунок відмови від основного мультишляху та переходу до використання резервного мультишляху. У зв'язку з цим уточнимо раніше введені та введемо додаткові позначення:

Кількісні показники

\tilde{p}_i^{pr}	ймовірність компрометації i -го композитного або простого шляху основного мультишляху ($i = \overline{1, \tilde{M}}$);
\tilde{p}_i^b	ймовірність компрометації i -го композитного або простого шляху резервного мультишляху ($i = \overline{1, \tilde{M}}$);
\tilde{P}_{msg}^{pr}	ймовірність компрометації повідомлення в цілому при його передачі частинами за композитними або простими шляхами основного мультишляху;

\tilde{P}_{msg}^b

ймовірність компрометації повідомлення в цілому при його передачі частинами за композитними або простими шляхами резервного мультишляху.

Змінні

 n_i

цілочисельна змінна, яка характеризує кількість частин повідомлення, що передаються за i -м композитним або простим шляхом, що входить до складу основного мультишляху ($i = \overline{1, \tilde{M}}$);

 \bar{n}_i

цілочисельна змінна, яка характеризує кількість частин повідомлення, що передаються за i -м композитним або простим шляхом, що входить до складу резервного мультишляху ($i = \overline{1, \tilde{M}}$).

Відповідно до введених позначень для розрахунку ймовірності компрометації повідомлення, яке передається частинами за множиною композитних шляхів, необхідно за аналогією з формулами (4.1) і (4.13) використовувати відповідно вирази

$$\tilde{P}_{msg}^{pr} = \prod_{i=1}^{\tilde{M}} \tilde{p}_i^{pr} \quad \text{і} \quad \tilde{P}_{msg}^b = \prod_{i=1}^{\tilde{M}} \tilde{p}_i^b. \quad (4.23)$$

Варто відзначити, що ймовірності компрометації мережних фрагментів \tilde{p}_i^{pr} і \tilde{p}_i^b є функціями від кількості частин повідомлення, що передаються ними, тобто від n_i і \bar{n}_i . Тоді з урахуванням (4.12) мають місце умови

$$\tilde{p}_i^{pr} = \begin{cases} 1 - \prod_{j=1}^{\tilde{M}_i} (1 - \tilde{p}_i^j), & n_i > 0; \\ 1, & n_i = 0, \end{cases} \quad \text{і} \quad \tilde{p}_i^b = \begin{cases} 1 - \prod_{j=1}^{\tilde{M}_i} (1 - \tilde{p}_i^j), & \bar{n}_i > 0; \\ 1, & \bar{n}_i = 0. \end{cases} \quad (4.24)$$

Системи (4.24) можуть бути записані як:

$$\tilde{p}_i^{pr} = 1 - H_0(n_i) \prod_{j=1}^{\tilde{M}_i} (1 - \tilde{p}_i^j) \quad \text{і} \quad \tilde{p}_i^b = 1 - H_0(\bar{n}_i) \prod_{j=1}^{\tilde{M}_i} (1 - \tilde{p}_i^j), \quad (4.25)$$

де H_0 – функція Хевісайда, яка з урахуванням виразу (4.24) розраховується наступним чином

$$H_0(n) = \begin{cases} 0, & n = 0; \\ 1, & n > 0. \end{cases}$$

Умова (4.20) з огляду на реалізацію S-FRR доповнюються виразом

$$\sum_{i=1}^{\tilde{M}} \bar{n}_i = N. \quad (4.26)$$

В свою чергу, для захисту основного мультишляху, за аналогією з [374], необхідно забезпечити виконання наступної умови:

$$\sum_{i=1}^{\tilde{M}} n_i \bar{n}_i = 0. \quad (4.27)$$

При необхідності захисту окремого i -го композитного шляху важливо забезпечити виконання умови

$$n_i \bar{n}_i = 0, \quad (4.28)$$

яка також є нелінійною (білінійною).

Для того, щоб при використанні і основного, і резервного мультишляху виконувалися вимоги щодо ймовірності компрометації повідомлення, яке за ними передається, вводиться за аналогією з (4.1) наступна умова:

$$P_{msg}^{pr} \leq P_{msg}^b \leq \gamma_P. \quad (4.29)$$

Тоді в основу розроблюваного методу S-FRR може бути покладено рішення оптимізаційної задачі нелінійного цілочисельного програмування (Nonlinear Integer Programming) з критерієм оптимальності

$$J = \sum_{i=1}^{\tilde{M}} \tilde{p}_i n_i + \sum_{i=1}^{\tilde{M}} \tilde{p}_i \bar{n}_i \quad (4.30)$$

і обмеженнями, представленими умовами (4.17), (4.18), (4.20), (4.26), (4.27), (4.28) та (4.29). При цьому обмеження (4.27)-(4.29) є нелінійними, а змінні, що розраховуються, n_i і \bar{n}_i носять цілочисельний характер. У критерії (4.30) значення \tilde{p}_i , розраховані відповідно до виразів (4.12), є вартісними ваговими коефіцієнтами. Цим забезпечується безпечна маршрутизація в мережі, коли максимальна кількість частин повідомлення буде передаватися за шляхом з мінімальною ймовірністю компрометації. Навпаки, за шляхом з найвищою ймовірністю компрометації передаватиметься мінімальна кількість частин повідомлення або не буде передано жодної.

4.5. Дослідження методу безпечної швидкої перемаршрутизації повідомлень за композитними шляхами

Продемонструємо особливості функціонування запропонованого методу безпечної швидкої перемаршрутизації конфіденційних повідомлень. Вихідна структура мережі представлена на рис. 4.10, а відповідні ймовірності компрометації каналів зв'язку вказані в табл. 4.4.

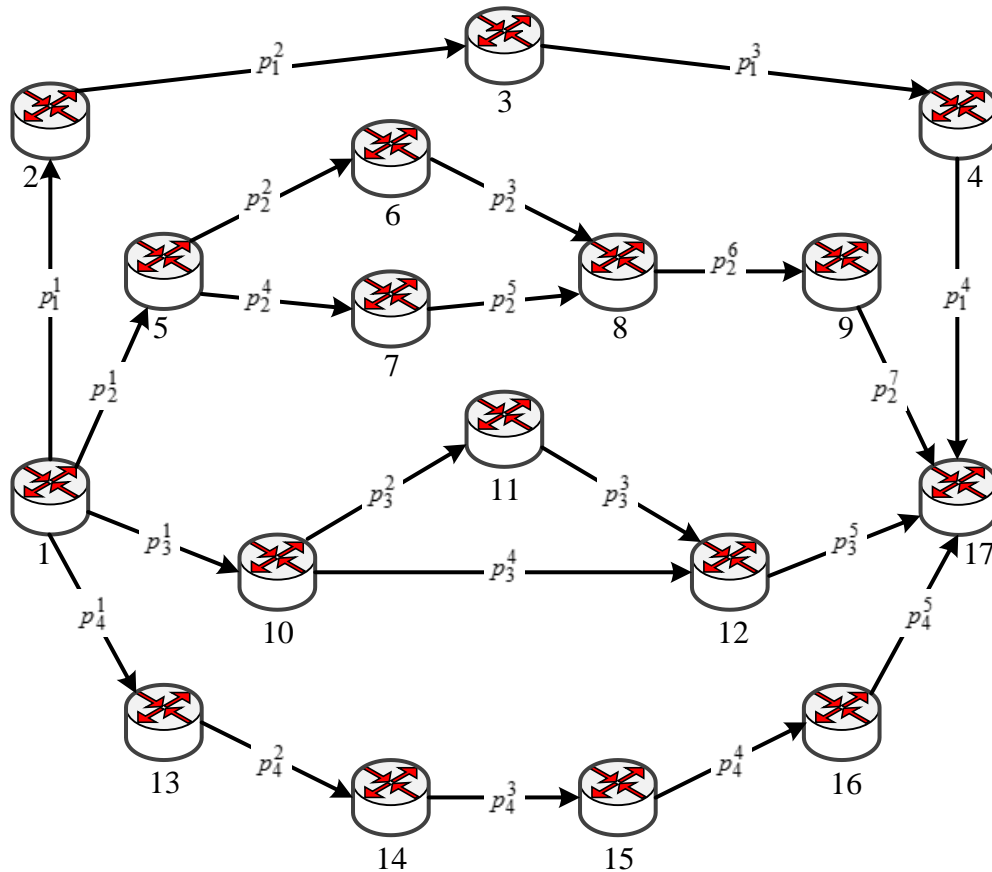


Рис. 4.10. Вихідна структура мережі

Відправником повідомлення є перший вузол, а одержувачем – сімнадцятий вузол. При цьому суцільними лініями на рис. 4.10 показані канали зв'язку, що використовуються для формування основного та резервного мультишляхів для передачі повідомлення. Нехай при безпечній швидкій перемаршрутизації реалізується схема Шаміра (10, 10) і відповідно до структури шляхів, наведених на рис. 4.10, $h_1 = 1$, $h_2 = 2$, $h_3 = 2$ та $h_4 = 1$, а допустиме значення ймовірності компрометації повідомлення, що передається, яке визначається параметром γ_P , так само 0,3. Тоді в ході дослідження були розглянуті два випадки, що демонструють особливості реалізації описаних в підрозділі 4.4 схем захисту:

- перший випадок пов'язаний з реалізацією схеми захисту другого (компаративного) шляху;
- другий випадок описує схему захисту основного мультишляху в цілому.

Таблиця 4.4

Вихідні дані для дослідження безпечної швидкої перемаршрутизації

Номер шляху	1 (простий)						
Канал зв'язку	1→2	2→3	3→4	4→17			
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4			
Ймовірність компрометації каналу зв'язку	0,15	0,19	0,17	0,2			
Номер шляху	2 (композитний)						
Канал зв'язку	1→5	5→6	6→8	5→7	7→8	8→9	9→17
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4	5	6	7
Ймовірність компрометації каналу зв'язку	0,2	0,2	0,1	0,2	0,2	0,19	0,2
Номер шляху	3 (композитний)						
Канал зв'язку	1→10	10→11	11→12	10→12	12→17		
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4	5		
Ймовірність компрометації каналу зв'язку	0,2	0,2	0,2	0,2	0,2		
Номер шляху	4 (простий)						
Канал зв'язку	1→13	13→14	14→15	15→16	16→17		
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4	5		
Ймовірність компрометації каналу зв'язку	0,2	0,18	0,1	0,15	0,1		

Розглянемо докладніше перший випадок. Тоді відповідно до наведених в табл. 4.4 вихідних даних, ґрунтуючись на запропонованому в підрозділі 4.4 методі розрахунку, до складу основного мультишляху входять два композитних шляхи: другий і третій, які мають найменші ймовірності компрометації: 0,5339 і 0,4061 відповідно. Параметри даних шляхів і порядок балансування за ними частин повідомлення, яке передається, представлені в табл. 4.5.

Таблиця 4.5

Параметри основного мультишляху

Номер шляху	2 (композитний)						
Ймовірність компрометації шляху	0,5339						
Кількість частин повідомлення в шляху	2						
Канал зв'язку	1→5	5→6	6→8	5→7	7→8	8→9	9→17
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4	5	6	7
Кількість частин повідомлення в каналі зв'язку	2	1	1	1	1	2	2
Номер шляху	3 (композитний)						
Ймовірність компрометації шляху	0,4061						
Кількість частин повідомлення в шляху	8						
Канал зв'язку	1→10	10→11	11→12	10→12	12→17		
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4	5		
Кількість частин повідомлення в каналі зв'язку	8	4	4	4	8		

По третьому (композитному) шляху передавалося 8 частин повідомлення, тому що ймовірність його компрометації мінімальна та дорівнює 0,4061. За другим (композитним) шляхом передавалося 2 частини повідомлення, тому що ймовірність його компрометації була вже 0,5339, а нижній поріг для n_2 відповідно до умов (4.17) становив $h_2 = 2$. Використання даних двох шляхів як основного мультишляху відповідно до виразу (4.23) забезпечує ймовірність компрометації повідомлення рівну 0,2168, що задовольняє вимогам ($\gamma_P = 0,3$).

В ході захисту другого (композитного) шляху основного мультишляху до складу розрахованого резервного мультишляху будуть вже входити перший (простий) і третій (композитний) шляхи, параметри яких представлені в табл. 4.6.

Таблиця 4.6

Параметри резервного мультишляху (перший випадок)

Номер шляху	1 (простий)				
Ймовірність компрометації шляху	0,5428				
Кількість частин повідомлення в шляху	1				
Канал зв'язку	1→2	2→3	3→4	4→17	
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4	
Кількість частин повідомлення в каналі зв'язку	1	1	1	1	
Номер шляху	3 (композитний)				
Ймовірність компрометації шляху	0,4061				
Кількість частин повідомлення в шляху	9				
Канал зв'язку	1→10	10→11	11→12	10→12	12→17
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4	5
Кількість частин повідомлення в каналі зв'язку	9	5	5	4	9

По третьому (композитного) шляху буде передаватися 9 частин повідомлення, а за першим (простим) всього 1, тому що ймовірність компрометації першого шляху становила 0,5428 при $h_1 = 1$. Використання резервного мультишляху також задовольняє вимоги щодо ймовірності компрометації переданого повідомлення (4.29), яка становила 0,2204.

Розглянемо докладніше другий випадок, в рамках якого необхідно було захистити основний мультишлях в цілому. Застосування запропонованого методу S-FRR залишило незмінним основний мультишлях (табл. 4.5). Тоді відповідно до наведених в табл. 4.4 вихідних даних, до складу резервного мультишляху включені два простих шляхи: перший і четвертий (табл. 4.7).

Таблиця 4.7

Параметри резервного мультишляху (другий випадок)

Номер шляху	1 (простий)				
Ймовірність компрометації шляху	0,5428				
Кількість частин повідомлення в шляху	9				
Канал зв'язку	1→2	2→3	3→4	4→17	
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4	
Кількість частин повідомлення в каналі зв'язку	9	9	9	9	
Номер шляху	4 (простий)				
Ймовірність компрометації шляху	0,5483				
Кількість частин повідомлення в шляху	1				
Канал зв'язку	1→13	13→14	14→15	15→16	16→17
№ каналу зв'язку в шляху	1	2	3	4	5
Кількість частин повідомлення в каналі зв'язку	1	1	1	1	1

Ймовірність компрометації четвертого (простого) шляху становила 0,5483. Тоді використання резервного мультишляху дозволило забезпечити значення ймовірності компрометації повідомлення, яке передається, в 0,2977 при вимогах $\gamma_P = 0,3$. За першим шляхом передавалося 9 частин повідомлення, тому що його

ймовірність компрометації була нижче, ніж у четвертого шляху, по якому передавалася одна частина повідомлення при $h_4 = 1$.

4.6. Висновки до четвертого розділу

1. На основі аналізу недоліків існуючого механізму SPREAD запропоновано вдосконалення моделі розподілу фрагментів, яка була зведена до задачі оптимального балансування кількості частин повідомлення, що передається, за маршрутами, що не перетинаються. Запропоновано ряд критеріїв оптимальності, пов'язаних з вирішенням завдання балансування. В ході порівняльного аналізу обґрунтований до використання на практиці критерій оптимальності, що забезпечує з одного боку, мінімізацію верхнього динамічно керованого порога кількості частин повідомлення, що передаються за окремими непересічними шляхами в мережі, а з іншого – адаптацію до параметрів безпеки (ймовірності компрометації) окремих елементів мережі: вузлів, каналів і шляхів. Представлені числові приклади реалізації моделей з різними критеріями оптимальності отримуваних рішень, і проведено їх порівняльний аналіз. Результати порівняння (табл. 4.1) підтвердили ефективність запропонованої моделі, коли за гіршим з точки зору ймовірності компрометації шляхом передається мінімальна кількість частин повідомлення, а за кращим шляхом – їх максимальна кількість.

2. Розроблено метод безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, що перетинаються, який відноситься до класу проактивних рішень щодо забезпечення мережної безпеки. Новизна методу полягає в тому, що він, по-перше, допускає використання шляхів, що перетинаються, які складають основу композитних шляхів і містять мережні фрагменти з послідовним та (або) паралельним з'єднанням каналів зв'язку, а по-друге, заснований на оптимізації процесу вибору множини композитних шляхів і балансування за ними частин повідомлення, що передається, із забезпеченням допустимих значень його ймовірності компрометації. Проведений аналіз показав (рис. 4.7 та рис. 4.9), що

використання запропонованого методу в рамках поданих розрахункових прикладів дозволяє знизити ймовірність компрометації переданих повідомлень в середньому від 5-10% до 25-50% з огляду на можливості використання композитних шляхів, які є одним з підкласів шляхів, що перетинаються.

3. Синтезовано метод безпечної швидкої перемаршрутизації повідомлень в мережі, який орієнтує на реалізацію як проактивної, так і реактивної безпечної маршрутизації конфіденційних повідомлень. Новизна методу безпечної швидкої перемаршрутизації полягає в тому, що в разі порушення вимог мережної безпеки, викликаного підвищенням ймовірності компрометації одного або множини композитних шляхів, що входять в основний мультишлях, багатошляхова передача частин конфіденційного повідомлення із забезпеченням заданих значень ймовірності його компрометації буде здійснюватися вже за задалегідь розрахованою множиною резервних композитних шляхів, реалізуючи захист або основного мультишляху в цілому, або одного чи декількох задалегідь заданих композитних шляхів, що входять в основний мультишлях.

4. В рамках запропонованого методу безпечної швидкої перемаршрутизації повідомлень закладено можливість захисту як основного мультишляху в цілому, так і одного або декількох задалегідь заданих композитних шляхів, що входять в цей основний мультишлях. Застосування методу S-FRR дозволяє в реальному часі забезпечувати задані значення такого важливого показника мережної безпеки як ймовірність компрометації повідомлень, що передаються, навіть в умовах динамічної зміни стану мережі (ймовірності компрометації каналів і шляхів) на підставі розрахунку й оперативного переходу на використання резервних композитних шляхів при багатошляховій передачі частин конфіденційного повідомлення.

6. Розроблені методи безпечної маршрутизації можуть бути покладені в основу нових мережних протоколів маршрутизації та швидкої перемаршрутизації для багатошляхової передачі частин конфіденційного повідомлення із заданими вимогами щодо граничної ймовірності його компрометації в мережі.

РОЗДІЛ 5

РОЗРОБКА НАУКОВО-МЕТОДИЧНИХ РЕКОМЕНДАЦІЙ ЩОДО ПРАКТИЧНОЇ РЕАЛІЗАЦІЇ ЗАПРОПОНОВАНИХ МОДЕЛЕЙ І МЕТОДІВ УПРАВЛІННЯ ТРАФІКОМ У СУЧАСНИХ ТА ПЕРСПЕКТИВНИХ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ

5.1. Особливості практичної реалізації динамічних тензорних моделей і методів маршрутизації та управління трафіком у ТКМ

Зважаючи на результати розробки та дослідження динамічних тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком у телекомунікаційних мережах і ґрунтуючись на аналізі сучасних технологічних рішень [16-18, 57, 58, 76], пропонуються рекомендації до структурно-функціональної побудови перспективних SDN-рішень. Так на рис. 5.1 та 5.2 представлено варіанти архітектур управління трафіком і маршрутизації в SDN та H-SDN із забезпеченням якості обслуговування за множиною QoS-показників, які базуються на практичній реалізації та використанні запропонованих у другому розділі моделей і методів.

Відповідно до представленої на рис. 5.1 узагальненої архітектури управління трафіком в телекомунікаційній мережі з підтримкою різних класів обслуговування за допомогою тензорних моделей, запропонованих в підрозділах 2.5-2.11, виділяється два функціональні рівні, які відповідають за рішення окремих завдань, а саме площина даних (інфраструктура ТКМ) та площина управління, яка представлена SDN-контролером. Дана архітектура відповідає моделі SDN-мережі з централізованим управлінням (рис. 1.2). При цьому в архітектурі SDN-контролера блок SLA-аналізатора відповідає за оцінку QoS-вимог щодо обслуговування потоків в мережі. В подальшому ці вимоги використовуються в блоці управління якістю обслуговування (QoS)

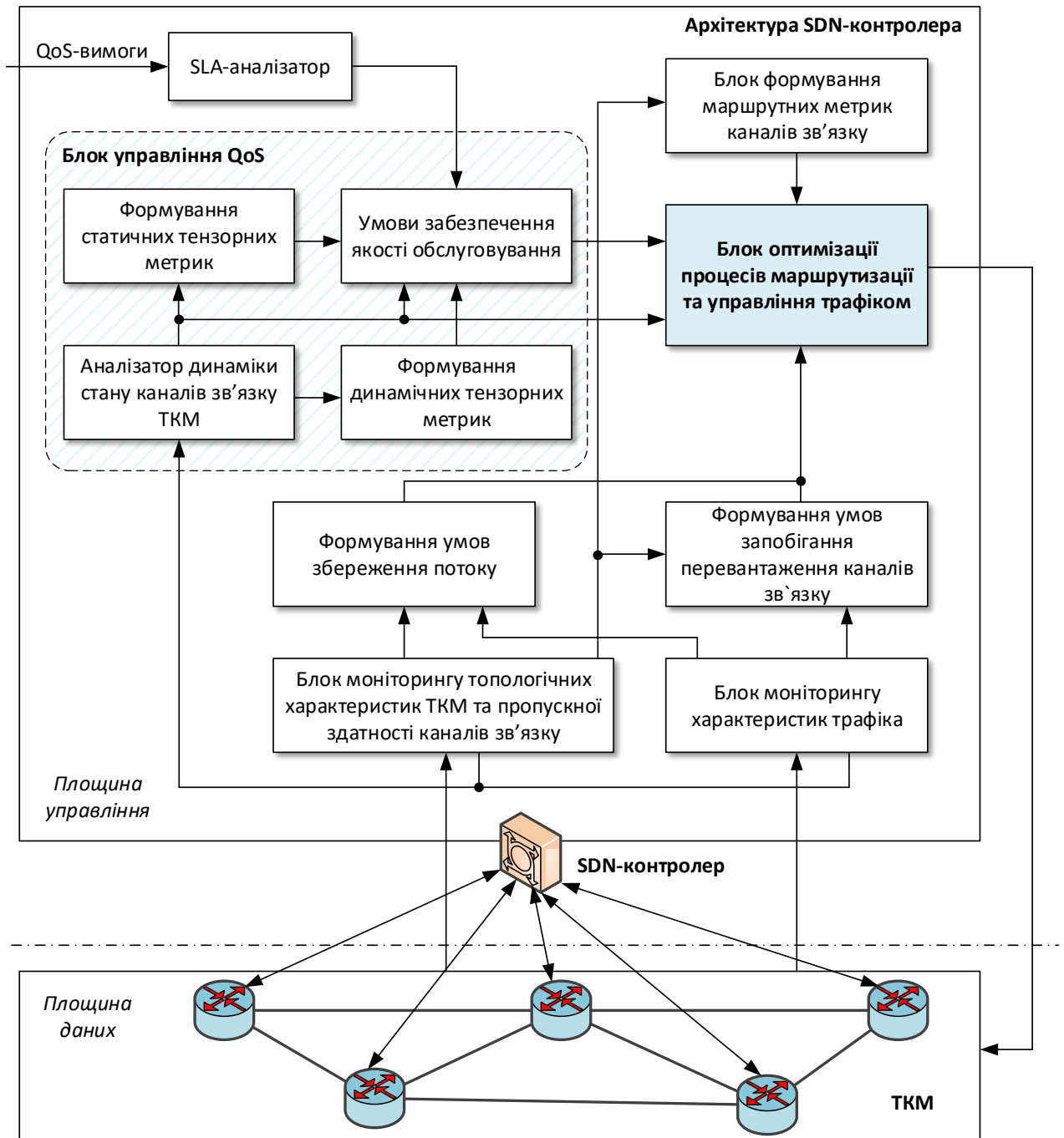


Рис. 5.1. Узагальнена архітектура управління трафіком і маршрутизації в SDN із забезпеченням якості обслуговування за множиною QoS-показників

Крім того, блоки моніторингу топологічних характеристик ТКМ та пропускної здатності каналів зв'язку, а також характеристик трафіка передають відповідну інформацію на аналізатор динаміки стану каналів зв'язку ТКМ блоку управління QoS. Залежно від отриманої інформації, контролером приймається рішення щодо подальшого використання статичних або динамічних тензорних метрик (2.21). Як показали результати досліджень (рис. 2.5-2.10, 2.15, 2.16, 2.18, 2.19, 2.20, 2.22), проведені в другому розділі, застосування динамічних тензорних метрик доцільне при високій динаміці зміни стану мережі, а також високій завантаженості її інтерфейсів (при $\rho=0,63\div 0,94$). Далі розраховані тензорні метрики використовуються при формуванні умов забезпечення якості обслуговування (2.29), (2.39) та (2.48).

Дані, отримувані з блоків моніторингу, також необхідні при формуванні умов збереження потоку (2.1), (2.31) та запобігання перевантаження каналів зв'язку (2.3), (2.33). Крім того, на блок оптимізації процесів маршрутизації (2.35) та управління трафіком надходять маршрутні метрики каналів зв'язку ТКМ, які формуються у відповідному блоці, а також результати формування умов збереження потоку, запобігання перевантаження та забезпечення якості обслуговування. В результаті оптимізації процесів маршрутизації та управління трафіком розраховуються маршрутні змінні, які складають основу маршрутних таблиць, що передаються SDN-контролером на маршрутизатори ТКМ.

На рис. 5.2 запропоновано узагальнену архітектуру ієрархічної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів в гібридній програмно-конфігурованій мережі – H-SDN (рис. 1.4). В представленій архітектурі виділено три функціональні рівні: площину даних – маршрутизатори мережі, площину управління та даних, яка включає в себе приграничні SDN-контролери, а також площину управління – центральний SDN-контролер.

Як і раніше, в архітектурі приграничного SDN-контролера блок SLA-аналізатора відповідає за оцінку QoS-вимог щодо обслуговування потоків у мережі для використання в блоці управління QoS.

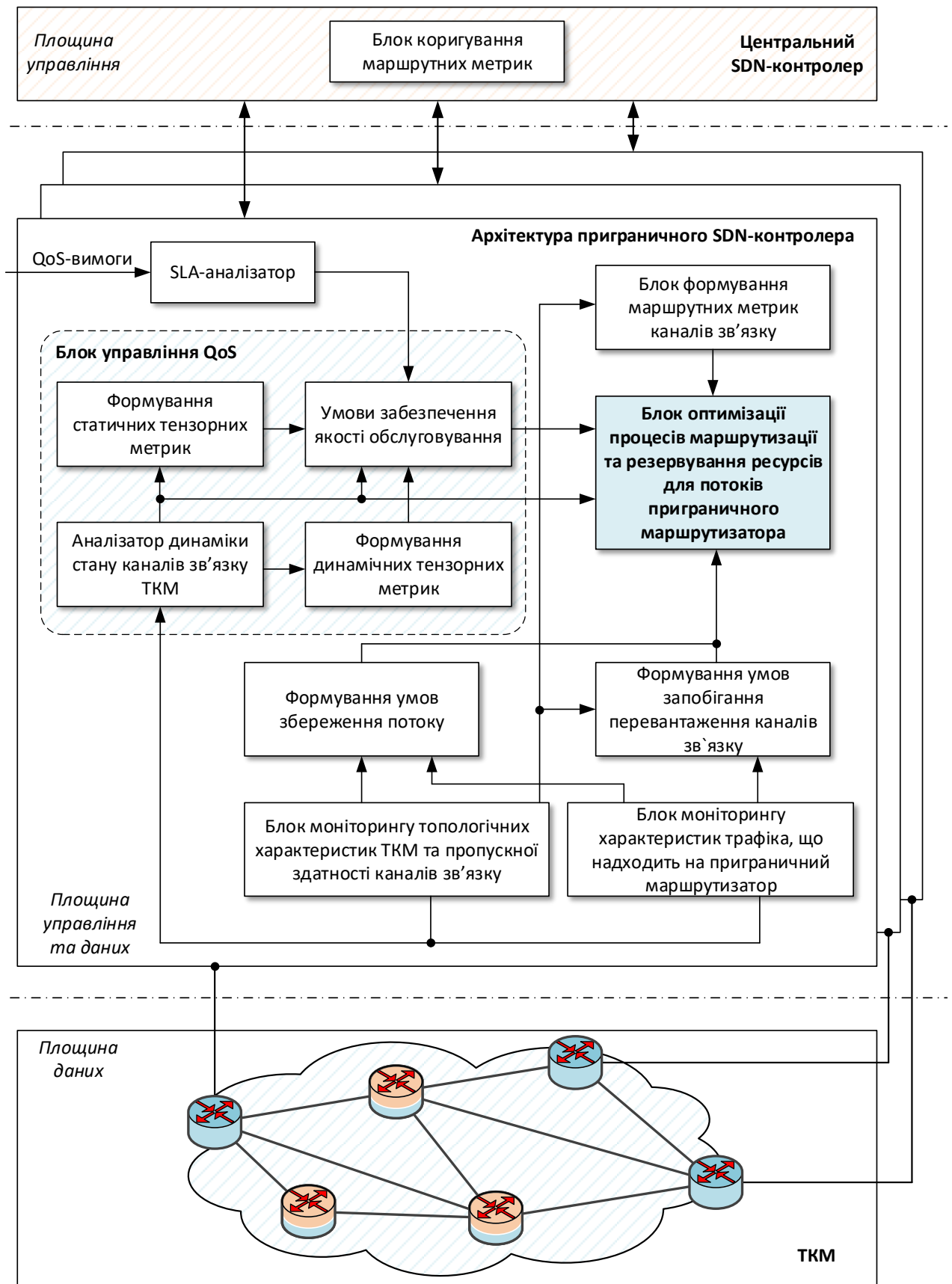


Рис. 5.2. Узагальнена архітектура ієрархічної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів в H-SDN

Блоки моніторингу топологічних характеристик ТКМ та пропускну́ї здатності КЗ, а також характеристик трафіка передають інформацію на аналізатор динаміки стану каналів зв'язку ТКМ блоку управління QoS. Далі кожним із приграничних контролерів приймається рішення щодо подальшого застосування статичних або динамічних тензорних метрик (2.21), які використовуються при формуванні умов забезпечення якості обслуговування (2.54). Дані, отримувані з блоків моніторингу, також необхідні для формування умов збереження потоку (2.51) та запобігання перевантаження каналів зв'язку (2.52) в ході маршрутизації потоків на основі індивідуального стилю резервування – фільтра FF.

В подальшому на блок оптимізації процесів маршрутизації та резервування ресурсів для потоків приграничного SDN-контролера надходять маршрутні метрики каналів зв'язку, сформовані умови збереження потоку, запобігання перевантаження та забезпечення якості обслуговування. Проте процес маршрутизації та резервування ресурсів засновано на дворівневій ієрархії рішень, коли приграничні SDN-контролери відповідають за маршрутизацію та резервування каналного ресурсу з виконанням міжкінцевих QoS-вимог за швидкістю передачі та середній затримці пакетів (2.54), а центральний SDN-контролер – за координацію рішень приграничних контролерів з метою запобігання перевантаження каналів зв'язку при резервуванні їх пропускну́ї здатності за допомогою процедури цільової координації (2.62), (2.63).

В результаті оптимізації процесів маршрутизації та резервування ресурсів координовано розраховуються маршрутні змінні, які складають основу маршрутних таблиць, що використовуються приграничними маршрутизаторами мережі. Транзитні маршрутизатори безпосередньо в процесі маршрутизації не задіюються, вони лише комутують пакети, які на них надходять, з використанням таблиць комутації, що розсилаються мережею відповідними сигнальними протоколами.

5.2. Рекомендації щодо практичного використання моделей і методів відмовостійкої маршрутизації в SDN

Відповідно до запропонованих в підрозділі 3.5 моделі та метода швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження, на рис. 5.3 та 5.4 представлено архітектурні рішення для SDN-мереж з централізованим управлінням (рис. 1.2). Відмітимо, що особливістю узагальненої архітектури одношляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в SDN з централізованим управлінням є дворівнева архітектура самого SDN-контролера (рис. 5.3), яка відповідає за реалізацію метода, описаного в пункті 3.5.1 та показаного на рис. 3.13. Так, дані з блоків моніторингу топологічних характеристик ТКМ та пропускної здатності каналів зв'язку, а також характеристик трафіка передають інформацію щодо стану мережі до блоку дворівневої оптимізації процесу швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження, який відповідає за розрахунок основних та резервних маршрутів при використанні стратегії одношляхової маршрутизації.

Тоді на нижньому рівні розрахунку блоку дворівневої оптимізації процесу швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження пропонується здійснювати розрахунок маршрутних змінних, що відповідають за визначення основних шляхів в мережі, в ході мінімізації верхнього порогу завантаженості каналів зв'язку ТКМ (3.29), але при фіксованих значеннях маршрутних змінних, що відповідають за формування резервних маршрутів, що задаються на верхньому ієрархічному рівні. При цьому важливо забезпечити виконання умов (2.1), (3.9), (3.17), (3.28), а при захисті шляху – додатково й умови (3.27).

Далі на верхньому рівні блоку дворівневої оптимізації процесу швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження відбувається розрахунок маршрутних змінних, що відповідають за формування резервних маршрутів, також шляхом мінімізації верхнього порогу завантаженості каналів зв'язку ТКМ (3.29) при фіксованих і розрахованих на нижньому рівні значеннях маршрутних змінних, що відповідають за формування основних маршрутів.

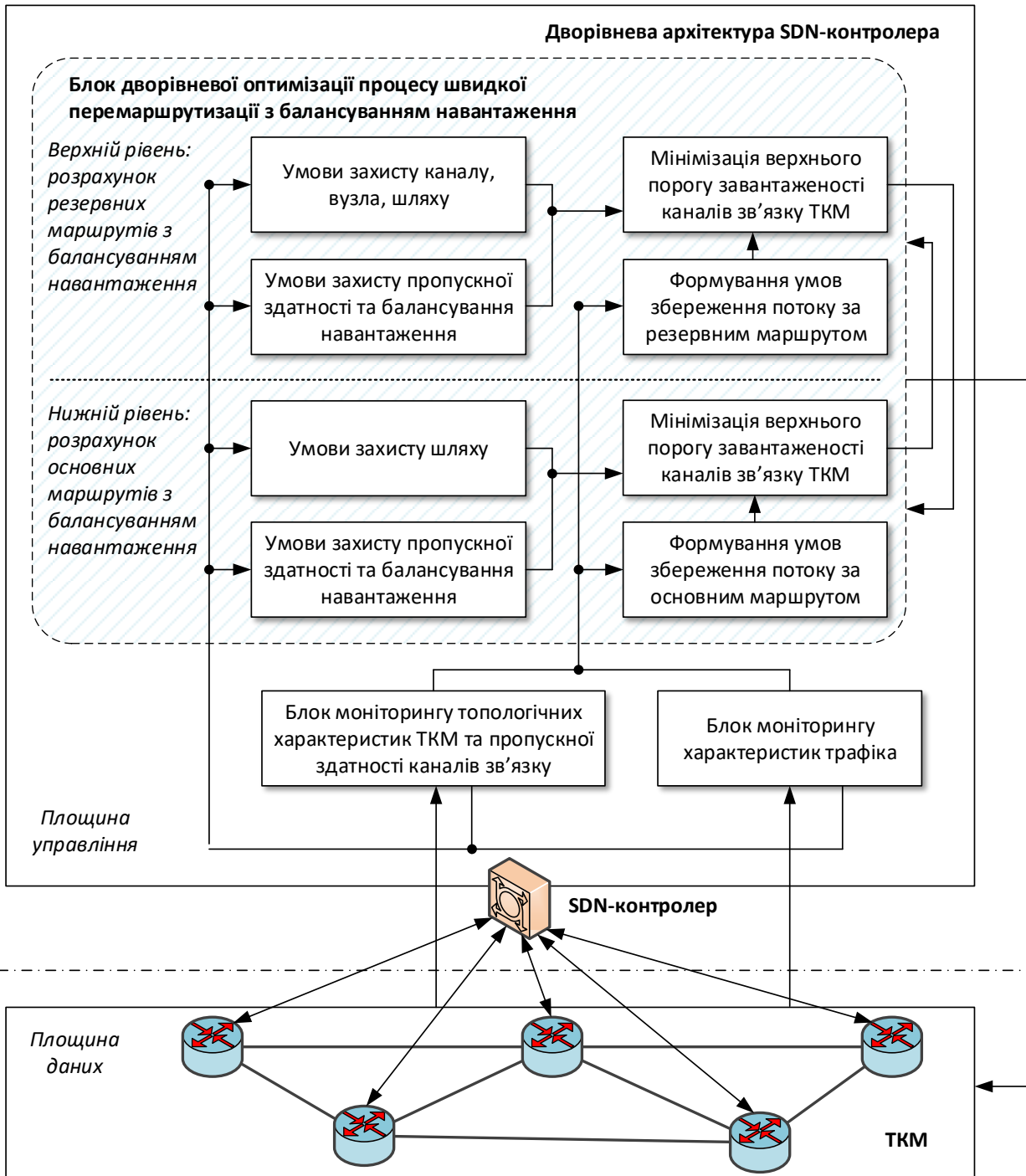


Рис. 5.3. Узагальнена архітектура одношляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в SDN з централізованим управлінням

Зазначимо, що в ході оптимізації необхідно виконати наступні умови:

- при реалізації схеми захисту шляху – (3.10), (3.17), (3.27) та (3.28);
- при реалізації схем захисту каналу або вузла мережі – (3.10), (3.27), (3.28) та (3.11) або (3.14).

Розраховані таким чином маршрутні змінні складають основу маршрутних таблиць, що передаються SDN-контролером на маршрутизатори ТКМ. При чому, завдяки введенню ієрархії розрахунків, умови (3.17) і (3.27) набувають лінійної форми, а отже, досягається зниження обчислювальної складності запропонованого рішення.

Архітектура, представлена на рис. 5.3, також може бути використана при реалізації лінійної оптимізаційної моделі багатошляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ, запропонованої в пункті 3.5.2. В цьому випадку блок оптимізації процесу швидкої перемаршрутизації має структуру, показану на рис. 5.4. Незважаючи на відсутність підтримки схеми захисту шляху, використовувані умови захисту каналу, вузла та пропускної здатності мають лінійну форму (3.12), (3.15), (3.31), що орієнтує на зниження обчислювальної складності при розрахунку маршрутних змінних, які відповідають за формування основного та резервного шляхів, і забезпечує збалансовану завантаженість каналів зв'язку мережі відповідно до вимог концепції Traffic Engineering.

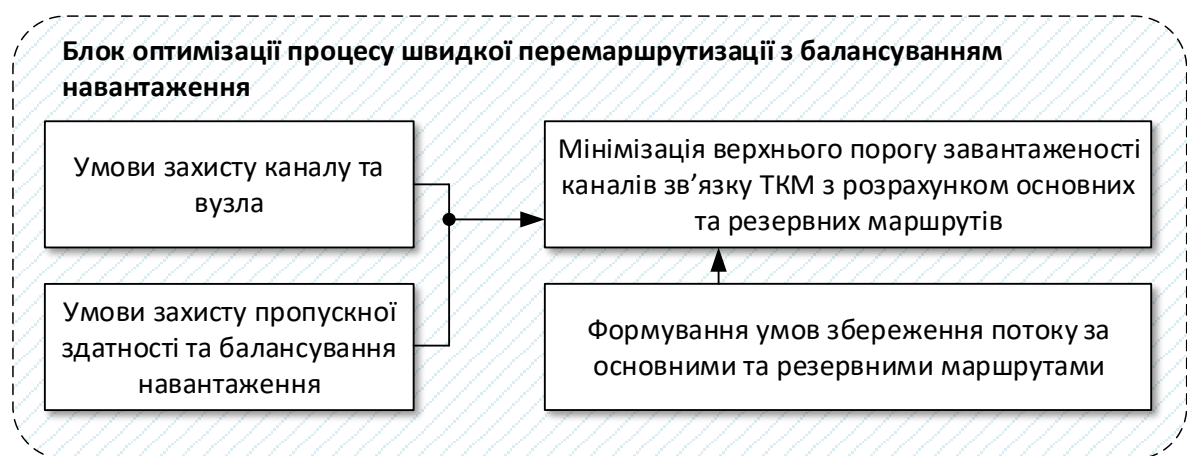


Рис. 5.4. Структура блоку оптимізації процесу багатошляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження

На рис. 5.5 показано узагальнену *архітектуру ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації*, засновану на методі, запропонованому в підрозділі 3.6. Дана архітектура може бути віднесена до ієрархічних гібридних програмно-конфігурованих мереж (рис. 1.5). При цьому виділяється три функціональні рівні: площина даних – внутрішньодоменні та приграничні маршрутизатори мережі; площина управління доменами, яка включає в себе SDN-контролери доменів; площина управління – центральний SDN-контролер.

Блоки моніторингу топологічних характеристик ТКМ і пропускної здатності каналів зв'язку, а також характеристик трафіка передають інформацію на блоки формування умов збереження потоку відповідного домену (3.37)-(3.39), умов запобігання перевантаження каналів зв'язку (3.55) та блок формування маршрутних метрик. Результати виконання цих умов, а також умов захисту приграничного маршрутизатора та пропускної здатності вздовж основного та резервного шляхів (або мультишляхів у разі використання стратегії багатошляхової маршрутизації) (3.45)-(3.55) поступають на блок оптимізації процесів міждоменної швидкої перемаршрутизації.

Завдання міждоменної швидкої перемаршрутизації було сформульовано як задачу ієрархічно-координаційної дворівневої оптимізації (3.36)-(3.56). При цьому на рівні SDN-контролерів доменів (нижньому рівні) відбувається розрахунок маршрутних змінних. Тоді як функцією центрального SDN-контролера (верхнього рівня) є координація рішень, отриманих контролерами доменів, з метою забезпечення виконання умов міждоменної взаємодії (3.43), (3.44), за яку відповідає блок коригування маршрутних метрик для основного та резервного шляху/мультишляху. Розраховані таким чином маршрутні змінні складають основу маршрутних таблиць, що передаються SDN-контролерами доменів на маршрутизатори ТКМ.

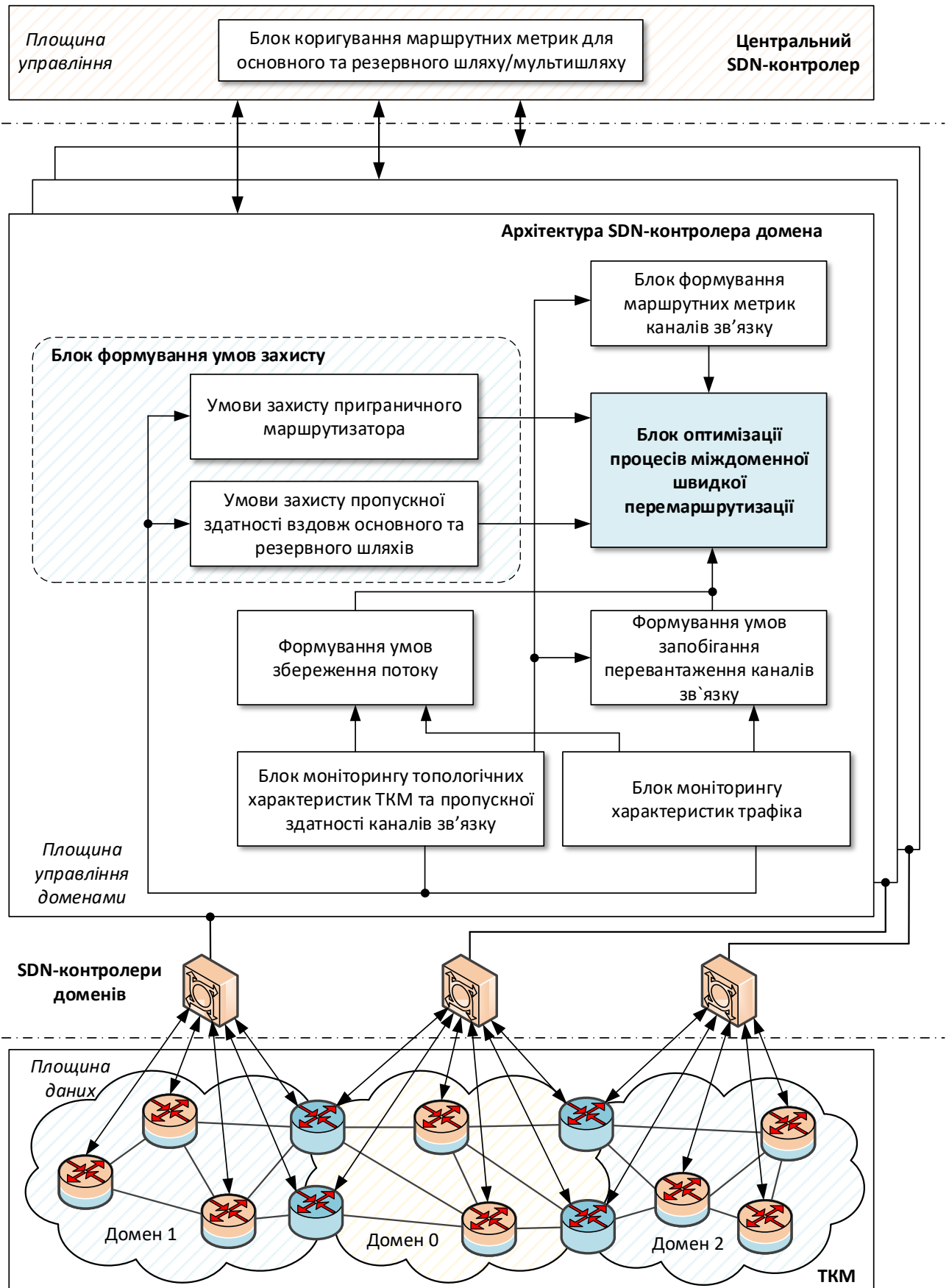


Рис. 5.5. Узагальнена архітектура ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації

На рис. 5.6 представлено архітектуру відмовостійкої маршрутизації з підтримкою якості обслуговування в SDN, яка відповідає моделі SDN-мережі з централізованим управлінням (рис. 1.2). Аналогічно архітектурі, представленій на рис. 5.1, виділяється два функціональні рівні, які відповідають за рішення окремих завдань, а саме площина даних (інфраструктура ТКМ) та площина управління, яка представлена SDN-контролером.

При цьому в архітектурі SDN-контролера, як і раніше, блок SLA-аналізатора відповідає за оцінку QoS-вимог щодо обслуговування потоків у мережі, які використовуються в блоці управління QoS. Блоки моніторингу топологічних характеристик ТКМ і пропускної здатності каналів зв'язку, а також характеристик трафіка передають відповідну інформацію на аналізатор динаміки стану каналів зв'язку мережі блоку управління QoS, де приймається рішення щодо подальшого використання статичних або динамічних тензорних метрик (2.21). Далі розраховані тензорні метрики використовуються при формуванні умов забезпечення якості обслуговування потоків, що передаються за основними (3.75) і резервними (3.79) маршрутами.

Дані, отримувані з блоків моніторингу, також необхідні при формуванні умов збереження потоку за основними (2.1) і резервними (3.10) маршрутами, а також умов захисту пропускної здатності мережі (3.72). Крім того, на блок оптимізації процесів відмовостійкої QoS-перемаршрутизації поступають маршрутні метрики каналів зв'язку ТКМ, які формуються у відповідному блоці, а також результати формування умов збереження потоку, захисту каналу, вузла пропускної здатності та, головне, умов захисту рівня якості обслуговування (3.70)-(3.72), (3.75), (3.79). В результаті оптимізації процесів відмовостійкої QoS-перемаршрутизації розраховуються маршрутні змінні, які складають основу маршрутних таблиць, що передаються SDN-контролером на маршрутизатори ТКМ. Запропонована архітектура SDN-контролера орієнтує на використання в мультисервісних ТКМ, в яких передаються потоки пакетів таких чутливих до пропускної здатності та затримок мультимедійних додатків, як VoIP, IPTV тощо.

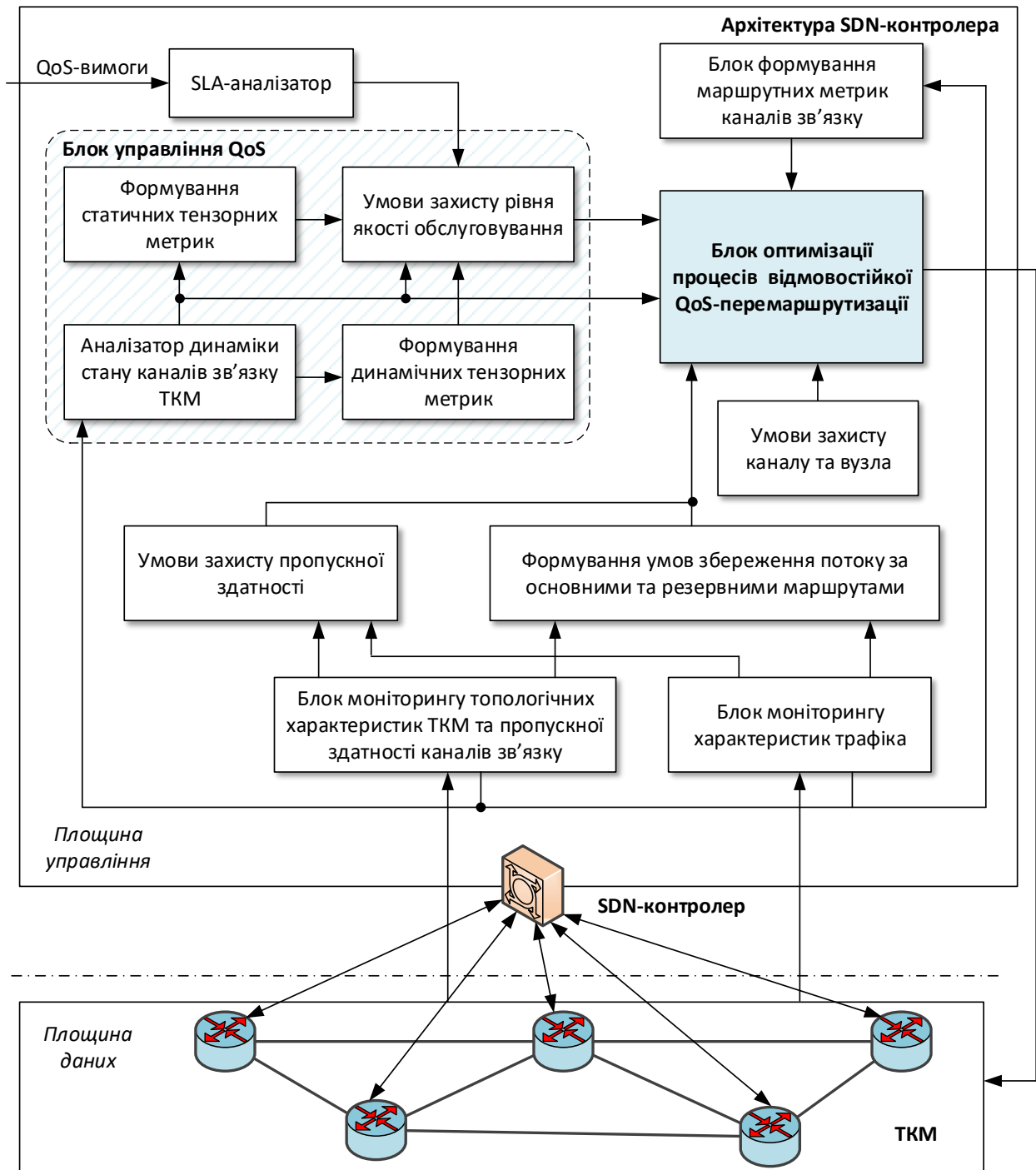


Рис. 5.6. Узагальнена архітектура швидкої перемаршрутизації з підтримкою якості обслуговування в SDN

5.3. Загальні рекомендації щодо практичної реалізації методів безпечної швидкої перемаршрутизації

Загальна архітектура організації безпечної швидкої перемаршрутизації (S-FRR), в основу якої покладено метод, запропонований в підрозділі 4.4, що реалізує проактивну та реактивну безпечну маршрутизацію конфіденційних повідомлень, представлено на рис. 5.7. Функціональні блоки, пов'язані з реалізацією даного методу, показано у відповідній архітектурі приграничних маршрутизаторів телекомунікаційної мережі.

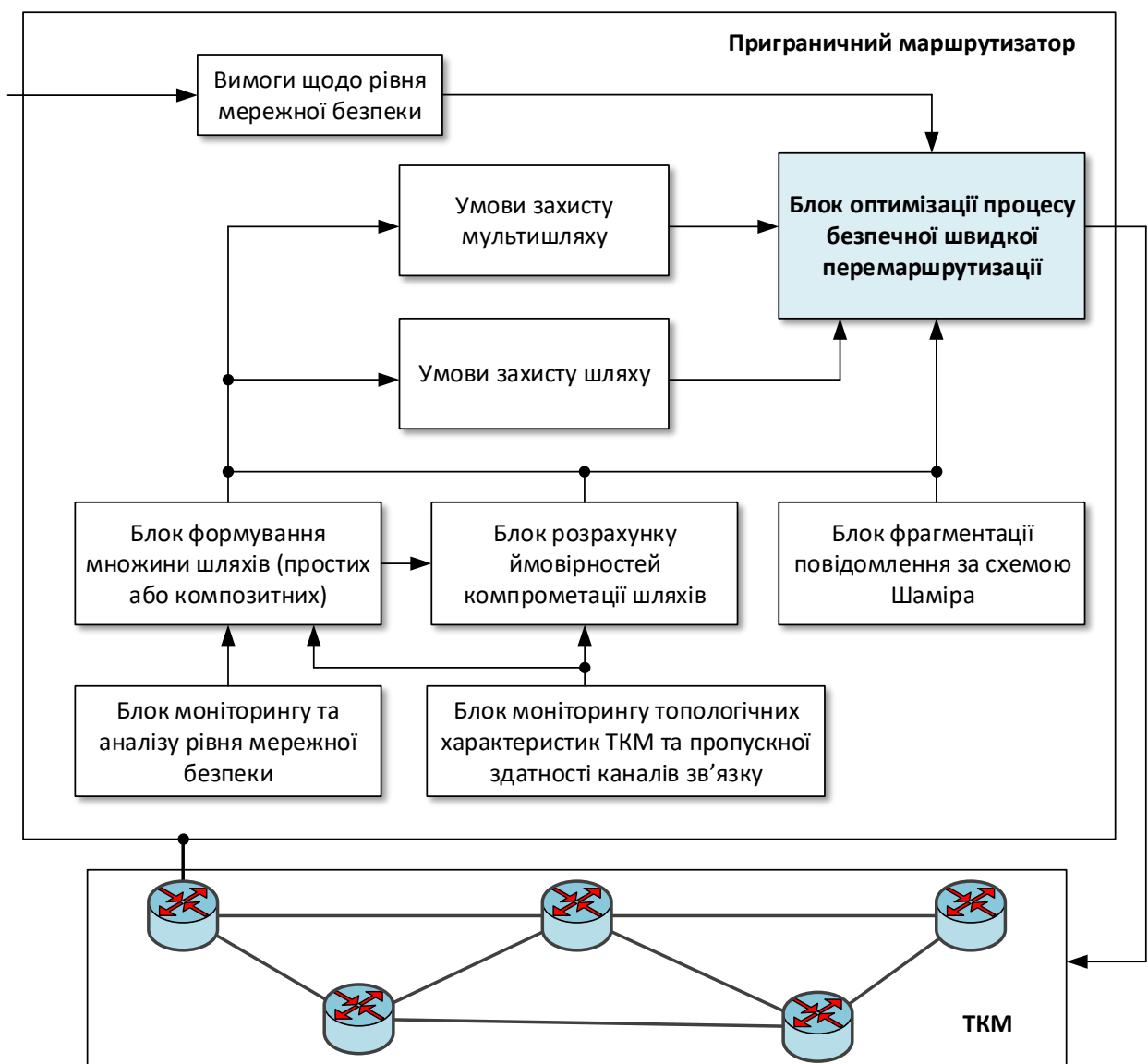


Рис. 5.7. Узагальнена архітектура безпечної швидкої перемаршрутизації

Дані з блоку моніторингу та аналізу рівня мережної безпеки (ймовірності компрометації каналів зв'язку), а також блоку моніторингу топологічних характеристик ТКМ і пропускної здатності каналів зв'язку поступають на блок формування множини шляхів (простих або композитних), а потім на блок розрахунку ймовірності компрометації отриманих шляхів (4.25). Проактивний характер рішень обумовлений розрахунком множини композитних шляхів, що утворюють основний мультишлях, за яким передаються частини конфіденційного повідомлення, отримувани в результаті фрагментації за схемою Шаміра у відповідному блоці.

В рамках запропонованого методу S-FRR закладено можливість захисту як основного мультишляху в цілому – умови захисту мультишляху (4.27), так і одного або декількох заданих композитних шляхів, що входять в основний мультишлях – умови захисту шляху (4.28). За формування подібних умов в пропонуваній архітектурі відповідають окремі блоки (рис. 5.7). Далі інформація з розглянутих блоків поступає до блоку оптимізації процесу безпечної швидкої перемаршрутизації (4.30). Цей блок відповідає за визначення множини основних і резервних шляхів, а також балансування частин конфіденційних повідомлень за ними з виконанням умов захисту елементів ТКМ.

В разі порушення вимог щодо мережної безпеки (4.29), викликаного, наприклад, підвищенням імовірності компрометації одного або множини композитних шляхів, що входять в основний мультишлях, повідомлення будуть передаватися за попередньо розрахованою множиною резервних композитних шляхів, реалізуючи принципи реактивного підходу до забезпечення заданого рівня мережної безпеки. Слід відмітити, що реалізація розробленого методу S-FRR дозволяє в реальному часі забезпечувати задані значення ймовірності компрометації повідомлень (4.23), що передаються, в умовах динаміки змін стану ТКМ, наприклад, рівня загроз, а відповідно й імовірностей компрометації каналів, шляхів і ТКМ у цілому на підставі розрахунку та переходу на використання резервних композитних шляхів (мультишляхів) при багатошляховій передачі частин конфіденційного повідомлення.

5.4. Висновки до п'ятого розділу

1. Розроблено комплекс рекомендацій щодо практичної реалізації запропонованих в роботі моделей і методів управління трафіком з підтримкою якості обслуговування, відмовостійкості та мережної безпеки в ТКМ. Рекомендації охоплюють систему варіантів реалізації запропонованих рішень на базі різнотипних архітектур побудови програмно-конфігурованих ТКМ (SDN), наведених на рис. 1.2 – 1.5.

2. Рішення щодо організації QoS-маршрутизації та управління трафіком із підтримкою якості обслуговування за множиною показників в умовах нестаціонарного режиму роботи ТКМ пропонується реалізувати в рамках централізованої архітектури SDN, коли розрахунок маршрутів та порядку розподілу пропускних здатностей каналів зв'язку здійснюється на єдиному контролері рівня управління мережею. Для підвищення масштабованості рішень щодо управління трафіком в ТКМ пропонується використовувати структурну та функціональну ієрархію SDN-контролерів, коли контролери верхнього рівня координують роботу контролерів (маршрутизаторів) нижнього рівня.

3. Запропоновані в роботі моделі та методи відмовостійкої маршрутизації в ТКМ можуть знайти свою практичну реалізацію як основа математичного та алгоритмічно-програмного забезпечення маршрутизаторів та SDN-контролерів ТКМ. В розділі показано, що в залежності від особливостей постановки та розв'язання задачі відмовостійкої маршрутизації функціональна структура SDN-контролера може мати лінійний або багаторівневий вид. Для ТКМ з багатодоменною структурою пропонується використовувати ієрархічну архітектуру SDN для підвищення масштабованості мережних рішень.

4. Запропоновано систему рекомендацій щодо реалізації на практиці методів безпечної маршрутизації та швидкої перемаршрутизації при багатошляховій передачі частин конфіденційних повідомлень із забезпеченням заданого рівня мережної безпеки навіть в умовах зміни стану ТКМ – імовірностей компрометації вузлів, каналів, маршрутів та мережі в цілому.

ВИСНОВКИ ПО РОБОТІ

У дисертаційній роботі вирішена **науково-прикладна проблема**, яка полягає в розвитку теорії управління трафіком з підтримкою якості обслуговування за множиною показників в умовах нестационарного режиму роботи телекомунікаційної мережі із забезпеченням її відмовостійкості та мережної безпеки. За результатами вирішення поставленої науково-прикладної проблеми можна зробити наступні висновки:

1. В ході проведених досліджень встановлено, що крім вимог до якості обслуговування, які вже стали класичними функціями сучасних телекомунікаційних мереж, на перший план виходить функціонал щодо забезпечення високого рівня відмовостійкості та мережної безпеки, що особливо важливо при функціонуванні ТКМ в умовах постійних деструктивних (випадкових та антагоністичних) впливів, які призводять до суттєвої зміни як структурних, так і функціональних параметрів і властивостей мережі: її топології, пропускної здатності, керованості, стійкості тощо.

2. Не дивлячись на високий науковий та прикладний рівень досягнутих в області управління трафіком в ТКМ результатів, до перспективних мережних рішень все ж висувається ряд важливих концептуальних вимог:

– підтримка якості обслуговування одночасно за множиною різноманітних QoS-показників особливо в умовах високої динаміки зміни стану мережі, викликаній нестационарним режимом роботи інтерфейсів маршрутизаторів, що найбільш актуально для мережних процесів реального масштабу часу;

– комплексне врахування вимог щодо відмовостійкості мережі з підтримкою на алгоритмічно-програмному рівні існуючих і новітніх схем перемаршрутизації та захисту елементів мережі, їх пропускної здатності та рівня QoS в цілому як на рівні доступу (Fault-Tolerant Routing), так і на рівні ядра мережі (Fast ReRouting);

– підвищення рівня мережної безпеки в ході передачі різноманітних конфіденційних даних, зокрема сесійних ключів, інформації щодо автентифікації, критично важливих для користувача повідомлень тощо;

– оптимізація використання доступного мережного ресурсу, підвищення масштабованості отриманих мережних рішень, заснованого в т.ч. на реалізації ієрархічних стратегій маршрутизації та управління трафіком у ТКМ у цілому.

Виконання наведених вимог пов'язано з необхідністю вдосконалення існуючих та розробкою нових моделей та методів, які б слугували подальшою теоретичною основою перспективних протоколів маршрутизації та технологічних засобів управління трафіком в ТКМ.

3. Вдосконалено систему тензорних моделей QoS-маршрутизації та управління трафіком, представлених в системах координат контурів і вузлових пар, а також міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар. Новизна моделей полягає у введенні динамічних тензорних метрик, які отримані на підставі використання стаціонарної точкової апроксимації нестаціонарного потоку під час опису стану мережі системою нелінійних диференціальних рівнянь. Це дозволило врахувати зміну в часі структурних і функціональних параметрів телекомунікаційної мережі та характеристик потоків пакетів в ході тензорного моделювання процесів маршрутизації та управління трафіком та отримати динамічні умови забезпечення якості обслуговування за показниками швидкості передачі та середньої міжкінцевої затримки пакетів в нестаціонарному режимі роботи мережних інтерфейсів маршрутизаторів ТКМ.

4. Набув подальшого розвитку дворівневий метод внутрішньодоменої ієрархічно-координаційної QoS-маршрутизації на основі резервування ресурсів. Новизна методу полягає, по перше, в забезпеченні узгодженого розв'язання задач розподіленої маршрутизації «від джерела» та резервування каналного ресурсу на основі використання принципу цільової координації, по-друге, у підтримці міжкінцевої якості обслуговування за показниками швидкості передачі та середньої міжкінцевої затримки пакетів завдяки використанню тензорної моделі ТКМ. Застосування методу дозволяє підвищити масштабованість рішень маршрутизації на основі резервування ресурсів із забезпеченням вимог щодо якості обслуговування за множиною QoS-показників.

5. Вперше запропоновано динамічну модель багатошляхової маршрутизації із забезпеченням якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів у телекомунікаційній мережі. Новизною представленого рішення є те, що розрахунок множини шуканих маршрутів та розподіл каналного ресурсу мережі відбувається на основі врахування нестационарного характеру роботи інтерфейсів маршрутизаторів мережі. Це дозволило в залежності від виду використаного критерію оптимальності отримуваних рішень максимізувати ймовірність своєчасної доставки пакетів або забезпечити виконання вимог щодо її необхідного значення з урахуванням нестационарної динаміки зміни стану мережі протягом деякого часового інтервалу, наприклад, таймера оновлення маршрутних таблиць.

Переваги запропонованого рішення максимально проявлялися при збільшенні розмірів мережі, зв'язності маршрутизаторів (кількості доступних маршрутів), зростанні завантаженості каналів зв'язку і мережі в цілому та підвищенні QoS-вимог, що і визначає область переважного використання моделі TD. В цих умовах реалізація запропонованої моделі TD дозволила забезпечити однакові з моделлю TE значення ймовірності своєчасної доставки, але при більш жорстких (на 30-37%) QoS-вимогах щодо τ_{req} .

6. Набула подальшого розвитку система поточкових моделей відмовостійкої маршрутизації без резервування елементів телекомунікаційної мережі за шляхами, що не перетинаються або перетинаються лише за вузлами. Новизною рішень є введення в структуру моделей нелінійних умов використання шляхів заданого типу в процесі балансування навантаження. Як показали проведені дослідження в цілому запропоновані рішення дозволили забезпечити підвищення продуктивності мережі приблизно в 1,7 разів. При цьому зі зростанням розміру мережі та зв'язності маршрутизаторів вигреш за продуктивністю збільшувався до 2,5-4 разів.

7. Отримала подальший розвиток потокова модель швидкої перемаршрутизації. Новизна моделі полягає, по-перше, в лінійній формі умов захисту каналу та вузла під час реалізації багатошляхової маршрутизації; по-

друге, у введенні системи критеріїв оптимальності рішень щодо відмовостійкої маршрутизації з встановленням ієрархії співвідношень вагових коефіцієнтів у відповідних цільових функціях. Це дозволило підвищити продуктивність ТКМ і масштабованість рішень щодо швидкої перемаршрутизації, а також знизити обчислювальну складність їх протокольної реалізації.

8. Вперше запропоновано дворівневий метод швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в програмно-конфігурованих мережах. Новизна методу полягає, по-перше, у введенні відповідно до принципу прогнозування взаємодій дворівневої ієрархії розрахунків маршрутних змінних, що відповідають за формування основних і резервних шляхів з реалізацією схем захисту каналу, вузла, шляху та їх пропускної здатності, а по-друге, у забезпеченні збалансованої завантаженості каналів зв'язку мережі потоками, що протікають як за основними, так і за резервними маршрутами, що відповідає вимогам концепції Traffic Engineering.

9. Вперше запропоновано лінійну оптимізаційну модель багатошляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в телекомунікаційній мережі з захистом каналу, вузла та пропускної здатності. Новизною запропонованої моделі є те, що узгоджене рішення завдань щодо балансування навантаження і швидкої перемаршрутизації із захистом каналу, вузла та пропускної здатності забезпечується в ході розв'язання задачі лінійного програмування. Це дозволило знизити обчислювальну складність розрахунку маршрутних змінних, відповідальних за формування основного та резервного шляхів, і забезпечити збалансовану завантаженість каналів зв'язку мережі відповідно до вимог концепції Traffic Engineering. В роботі показано, що вииграш від реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації при TE FRR дозволив знизити верхній поріг завантаженості каналів зв'язку в середньому від 37,12% до 59,41% при захисті каналу та від 31,5% до 56,3% при захисті вузла, що позитивно позначається і на рівні якості обслуговування в мережі в цілому.

10. Вдосконалено метод ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації, заснований на декомпозиційному представленні потокової

моделі маршрутизації та використанні принципу цільової координації. Новизною методу є забезпечення захисту приграничних маршрутизаторів ядра мережі на підставі розрахунку основних та резервних міждоменних шляхів як при реалізації одношляхової, так і для багатошляхової маршрутизації, що дозволило підвищити масштабованість і відмовостійкість маршрутних рішень.

11. Вперше запропоновано систему потокових моделей відмовостійкої маршрутизації з захистом шлюзу за замовчуванням. Новизною рішень є, по-перше, реалізація функцій відмовостійкості шляхом введення додаткових керуючих змінних, відповідальних за вибір основного та резервного шлюзів за замовчуванням з балансуванням навантаження між ними, по-друге, забезпечення погодженого розв'язання задач щодо захисту шлюзу за замовчуванням і швидкої перемаршрутизації в транспортній мережі, що дозволило підвищити рівень відмовостійкості телекомунікаційної мережі засобами маршрутизації.

12. Вперше запропоновано математичну модель відмовостійкої QoS-маршрутизації в мультисервісній телекомунікаційній мережі, новизною якої є те, що за її допомогою забезпечується реалізація схеми захисту рівня якості обслуговування за показниками пропускної здатності та середньої міжкінцевої затримки пакетів. Отримати подібне рішення вдалось на підставі тензорного опису процесу відмовостійкої маршрутизації, що дозволило отримати в аналітичному вигляді шукані умови захисту, а також сформулювати та розв'язати оптимізаційну задачу щодо розрахунку основних та резервних маршрутів, вздовж яких забезпечувався заданий рівень якості обслуговування.

13. Вперше запропоновано методи безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, які перетинаються, що належать до класу проактивних і реактивних рішень щодо забезпечення заданого рівня мережної безпеки. Новизна методу безпечної маршрутизації полягає в тому, що він, по-перше, допускає використання особливого класу шляхів, що перетинаються, які складають основу композитних шляхів і містять мережні фрагменти з послідовним та (або) паралельним з'єднанням каналів зв'язку мережі, а по-друге, заснований на оптимізації процесу вибору множини композитних шляхів і балансування за

ними частин повідомлення, що передається, із забезпеченням допустимих значень його ймовірності компрометації. Як показав проведений аналіз, використання запропонованого методу в рамках поданих розрахункових прикладів дозволяє поліпшити ймовірність компрометації повідомлень, які передаються, в середньому від 5-10% до 25-50% з огляду на можливість використання композитних шляхів, які є підкласом шляхів, що перетинаються.

14. Новизна методу безпечної швидкої перемаршрутизації полягає в тому, що в разі порушення вимог мережної безпеки, викликаного підвищенням ймовірності компрометації одного або множини композитних шляхів, що входять в основний мультишлях, багатошляхова передача частин конфіденційного повідомлення із забезпеченням заданих значень ймовірності його компрометації здійснюватиметься вже за заздалегідь розрахованою множиною резервних композитних шляхів, реалізуючи захист або основного мультишляху в цілому, або одного чи декількох заданих композитних шляхів, що входять в цей основний мультишлях.

15. Запропоновано рекомендації щодо практичного використання отриманих у роботі наукових результатів в сучасних та перспективних телекомунікаційних системах та мережах, які охоплюють множину варіантів реалізації моделей та методів QoS-маршрутизації та управління трафіком в архітектурах програмно-конфігурованих мереж різних типів – від класичної централізованої до гібридних, в тому числі ієрархічних та багаторівневих. Впровадження результатів дисертаційних досліджень підтверджено відповідними актами впровадження, які містяться в додатку В.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Про телекомунікації: Закон України від 18.11.2003 р. № 1280-IV. *Відомості Верховної Ради України*. 2004. № 12. Ст. 155.
2. Про інформацію: Закон України від 02.10.1992 р. № 2657-XII. *Відомості Верховної Ради України*. 1992. № 48. Ст. 650.
3. Про захист інформації в інформаційно-телекомунікаційних системах: Закон України від 05.07.1994 р. № 80/94-ВР. *Відомості Верховної Ради України*. 1994. № 31. Ст. 286.
4. Про схвалення Концепції розвитку телекомунікацій в Україні: Розпорядження Кабінету Міністрів України від 07.06.2006 р. № 316-р. Дата оновлення: 27.12.2008. URL: <http://zakon3.rada.gov.ua/laws/show/316-2006-%D1%80/page> (дата звернення: 14.03.2018).
5. Про схвалення Стратегії розвитку інформаційного суспільства в Україні: Розпорядження Кабінету Міністрів України від 15.05.2013 р. № 386-р. URL: <http://zakon2.rada.gov.ua/laws/show/386-2013-%D1%80> (дата звернення: 14.03.2018).
6. Про схвалення Концепції розвитку цифрової економіки та суспільства України на 2018–2020 роки та затвердження плану заходів щодо її реалізації: Розпорядження Кабінету Міністрів України від 17.01.2018 р. № 67-р. URL: <http://zakon3.rada.gov.ua/laws/show/67-2018-%D1%80> (дата звернення: 14.03.2018).
7. Про Рекомендації парламентських слухань на тему: «Реформи галузі інформаційно-комунікаційних технологій та розвиток інформаційного простору України»: Постанова Верховної Ради України від 31.03.2016. № 1073-VIII. *Відомості Верховної Ради*. 2016. № 17. Ст.191.
8. Воробієнко П. П., Гранатуров В. М. Державне регулювання розвитку телекомунікаційної сфери України. *Економіка України*. 2012. № 10. С. 45–53. URL: http://nbuv.gov.ua/UJRN/EkUk_2012_10_5.

9. ITU-T Rec. Y.3001. Future Network Vision: Objectives and Design Goals. May 2011. 26 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.3001-201105-I>.
10. ITU-T Rec. Y.3011. Framework of Network Virtualization for Future Networks. January 2012. 28 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.3011-201201-I>.
11. ITU-T Rec. Y.3015. Functional architecture of network virtualization for future networks. April 2016. 30 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.3015-201604-I/en>.
12. ITU-T Rec. Y.3021. Framework of Energy Saving for Future Networks. January 2012. 30 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.3021-201201-I>.
13. ITU-T Rec. Y.3031. Identification framework in future networks. May 2012. 24 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.3031-201205-I/en>.
14. ITU-T Rec. Y.3042. Smart ubiquitous networks - Smart traffic control and resource management functions. April 2013. 36 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.3042-201304-I/en>.
15. ITU-T Rec. Y.3051. The basic principles of trusted environment in information and communication technology infrastructure. March 2017. 16 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.3051-201703-I/en>.
16. ITU-T Rec. Y.3071. Data aware networking (information centric networking) - Requirements and capabilities. March 2017. 18 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.3071-201703-I/en>.
17. ITU-T Rec. Y.3300. Framework of software-defined networking. June 2014. 22 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.3300-201406-I/en>.
18. Hutchison D., Galis A., Gavras, A. The Future Internet-LNCS 7858. Springer-Verlag Berlin Heidelberg. 2013. 401 p. DOI: 10.1007/978-3-642-38082-2.
19. Chaparadza R., Wodczak M., Meriem T.B., De Lutiis P., Tcholtchev N., Ciavaglia L. Standardization of resilience & survivability, and autonomic fault-management, in evolving and future networks: an ongoing initiative recently launched in ETSI. *Design of Reliable Communication Networks (DRCN) 2013*: Proceedings of the 9th International Conference. Budapest, Hungary, 4-7 March, 2013. IEEE, 2013. P. 331-341.

20. ETSI TS 103 195-2 V1.1.1. Autonomic network engineering for the self-managing Future Internet (AFI); Generic Autonomic Network Architecture; Part 2: An Architectural Reference Model for Autonomic Networking, Cognitive Networking and Self-Management. May 2018. 149 p. URL: https://www.etsi.org/deliver/etsi_ts/103100_103199/10319502/01.01.01_60/ts_10319502v010101p.pdf.

21. ETSI TS 103 194 V1.1.1. Network Technologies (NTECH); Autonomic network engineering for the self-managing Future Internet (AFI); Scenarios, Use Cases and Requirements for Autonomic/Self-Managing Future Internet. October 2014. 67 p. URL: https://www.etsi.org/deliver/etsi_ts/103100_103199/103194/01.01.01_60/ts_103194v010101p.pdf.

22. ITU-T Rec. Y. 2614. Network reliability in public telecommunication data networks. August 2008. 20 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.2614-201108-I/en>.

23. ITU-T Rec. Y.2701. Security requirements for NGN release 1. April 2007. 44 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.2701-200704-I/en>.

24. ITU-T Rec. Y.2704. Security mechanisms and procedures for NGN. January 2010. 58 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.2704-201001-I/en>.

25. ITU-T Rec. Y.2705. Minimum security requirements for the interconnection of the Emergency Telecommunications Service (ETS). March 2013. 24 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.2705-201303-I/en>.

26. ITU-T Rec. Y.2720. NGN identity management framework. January 2009. 34 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.2720-200901-I>.

27. ITU-T Rec. Y.2770. Requirements for deep packet inspection in next generation networks. December 2012. 38 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.2770-201211-I/en>.

28. ITU-T Rec. E.800. Definition of terms related to Quality of Service. September 2008. 30 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-E.800-200809-I>.

29. ITU-T Rec. G.1000. Communications Quality of Service: A framework and definitions. January 2001. 16 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-G.1000-200111-I/en>.

30. ITU-T Rec. E.802. Framework and methodologies for the determination and application of QoS parameters. February 2007. 38 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-E.802-200702-I>.
31. ITU-T Rec. E.860. Framework of a service level agreement. June 2002. 30 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-E.860-200206-I/en>.
32. ITU-T Rec. Y.1542. Framework for achieving end-to-end IP performance objectives. June 2010. 30 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.1542-201006-I/en>.
33. ITU-T Rec. Y.1291. An architectural framework for support of Quality of Service in packet networks. May 2004. 30 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.1291-200405-I/en>.
34. Janevski T. Internet Technologies for Fixed and Mobile Networks. Artech House, USA. 2015. 376 p.
35. ITU-T Rec. E.803. Quality of service parameters for supporting service aspects. December 2011. 52 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-E.803-201112-I/en>.
36. ITU-T Rec. Y.1540. Internet protocol data communication service - IP packet transfer and availability performance parameters. July 2016. 57 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.1540-201607-I/en>.
37. ITU-T Rec. Y.1541. Network performance objective for IP-based services. December 2011. 66 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.1541-201112-I/en>.
38. ITU-T Rec. E.847. Quality of service norms for time-division multiplexing interconnection between telecom networks. March 2017. 18 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-E.847-201703-I/en>.
39. ITU-T Rec. G.1011. Reference guide to quality of experience assessment methodologies. July 2016. 26 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-G.1011-201607-I/en>.
40. ITU-T Rec. E.804. Quality of service aspects for popular services in mobile networks. February 2014. 446 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-E.804-201402-I/en>.

41. ITU-T Rec. G.1028. End-to-end quality of service for voice over 4G mobile networks. April 2016. 42 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-G.1028-201604-I/en>.
42. ITU-T Rec. 1545.1. Framework for Monitoring the Quality of Service of Internet Protocol network services. March 2017. 24 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.1545.1-201703-I/en>.
43. Quality of service regulation manual. 2017. ITU. 176 p. URL: https://www.itu.int/pub/D-PREF-BB.QOS_REG01-2017.
44. Matsubara D., Egawa T., Nishinaga N., Kafle V.P., Shin M.K., Galis A. Toward future networks: A viewpoint from ITU-T. *IEEE Communications Magazine*. 2013. Vol. 51, No. 3. P.112-118.
45. Barona López L.I., Valdivieso Caraguay Á.L., Sotelo Monge M.A., García Villalba L.J. Key technologies in the context of future networks: operational and management requirements. *Future Internet*. 2017. Vol. 9, No. 1. P. 1-15. DOI: <https://doi.org/10.3390/fi9010001>.
46. Cholda P., Tapolcai J., Cinkler T., Wajda K., Jajszczyk A. Quality of resilience as a network reliability characterization tool. *IEEE network*. 2009. Vol. 23, No. 2. P. 11-19. DOI: 10.1109/MNET.2009.4804331.
47. Tipper D. Resilient network design: challenges and future directions. *Telecommunication Systems*. 2014. Vol. 56, No. 1. P. 5-16. DOI: 10.1007/s11235-013-9815-x.
48. Rak J. Resilient Routing in Communication Networks (Computer Communications and Networks), 1st edition. Springer, 2015. 181 p.
49. Mauthe A., Hutchison D., Cetinkaya E.K., Ganchev I., Rak J., Sterbenz J.P., Gunkelk M., Smith P., Gomes T. Disaster-resilient communication networks: Principles and best practices. *Resilient Networks Design and Modeling (RNDM) 2016: Proceedings of the 8th International Workshop*. Halmstad, Sweden, 13-15 September, 2016. IEEE, 2016. P. 1-10. DOI: 10.1109/RNDM.2016.7608262.

50. Телекомунікаційні системи та мережі. Структура та основні функції [Електронний ресурс] / В. В. Поповський та ін. Т. 1. Харків: СМІТ, 2011. Режим доступу: <http://www.znanius.com/3534.html>.

51. Лемешко О. В., Євсєєва О. Ю. Конспект лекцій з дисципліни «Алгоритми управління та адаптації в ТКС» для студентів денної форми навчання спеціальності 7.092401 – Телекомунікаційні системи та мережі. Харків: ХНУРЕ, 2008. 164 с.

52. Поповский В. В., Персиков А. В. Защита информации в телекоммуникационных системах. В 2-х т. Харьков: СМІТ, 2006.

53. Поповский В. В., Персиков А. В. Основы криптографической защиты информации в телекоммуникационных системах. В 2-х т. Харьков: СМІТ, 2010.

54. Ленков С. В., Перегудов Д. А., Хорошко В. А. Методы и средства защиты информации. Киев: Арий, 2008. 464 с.

55. Оксіюк О. Г., Гаврилов Д. С., Гуржій П. М., Демідов Б. О. Метод забезпечення безпеки відеоінформаційного ресурсу на основі багаторівневої селективної обробки в телекомунікаційних системах *Наука і техніка Повітряних Сил Збройних Сил України*. 2017. № 1. С. 46-48.

56. Оксіюк О. Г. Методика розрахунку часу затримки інформації управління в інформаційно-комунікаційних мережах. *Вісник Черкаського державного технологічного університету. Серія : Технічні науки*. 2015. № 3. С. 133–140.

57. Stallings W. Foundations of Modern Networking: SDN, NFV, QoE, IoT, and Cloud. 1st Edition. Pearson Education Inc., 2016. 510 p.

58. Monge A. S., Szarkowicz K. G. MPLS in the SDN Era: Interoperable Scenarios to Make Networks Scale to New Services. 1st ed. O'Reilly Media, 2016. 920 p.

59. Medhi D., Ramasamy K. Network Routing, Second Edition: Algorithms, Protocols, and Architectures (The Morgan Kaufmann Series in Networking) 2nd Edition. Cambridge, MA, USA: Elsevier Inc., 2018. 1018 p.

60. Misra S., Goswami S. Network Routing: Fundamentals, Applications, and Emerging Technologies 1st Edition. Wiley, 2017. 536 p.

61. White R., Tantsura J. E. Navigating Network Complexity: Next-generation routing with SDN, service virtualization, and service chaining. AddisonWesley Professional, 2015. 320 p.
62. Barreiros M., Lundqvist P. QOS-Enabled Networks: Tools and Foundations. 2nd Edition. Wiley Series on Communications Networking & Distributed Systems, Wiley, 2016. 254 p.
63. Szigeti T., Hattingh C., Barton R., Briley K. End-to-End QoS Network Design: Quality of Service for Rich-Media & Cloud Networks. 2nd Edition. Cisco Press, 2013. 1040 p.
64. Tiso J., Teare D. Designing Cisco Network Service Architectures (ARCH): Foundation Learning Guide. Cisco press. 2011. 733 p.
65. Cisco Networking Academy (Ed.). Routing Protocols Companion Guide. Pearson Education. 2014. 792 p.
66. Janevski T. NGN Architectures, Protocols and Services. 1st Edition. Wiley, 2014. 366 p.
67. Schneier B. Data and Goliath: The hidden battles to collect your data and control your world. WW Norton & Company, 2015. 398 p.
68. Stallings W. Cryptography and Network Security: Principles and Practice. 7th Edition. Pearson, 2016. 768 p.
69. Новиков С.Н. Методология защиты пользовательской информации на основе технологий сетевого уровня мультисервисных сетей связи. М.: Горячая линия – Телеком, 2015. 128 с.
70. Xia W., Wen Y., Foh C.H., Niyato D., Xie H. A survey on software-defined networking. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*. 2015. Vol. 17, No. 1. P. 27-51. DOI: 10.1109/COMST.2014.2330903.
71. Björck F., Henkel M., Stirna J., Zdravkovic J. Cyber resilience—fundamentals for a definition. *New Contributions in Information Systems and Technologies*. 2015. Vol. 353. Springer, Cham. P. 311-316. DOI: https://doi.org/10.1007/978-3-319-16486-1_31.

72. Fink G. A., Griswold R. L., Beech Z. W. Quantifying cyber-resilience against resource-exhaustion attacks. *Resilient Control Systems (ISRCS) 2014*: Proceedings of the 7th International Symposium, Denver, CO, USA, 19-21 August, 2014. IEEE, 2014. P. 1-8. DOI: 10.1109/ISRCS.2014.6900093.

73. Choras M., Kozik R., Bruna M.P.T., Yautsiukhin A., Churchill A., Maciejewska I., Eguinoa I., Jomni A. Comprehensive approach to increase cyber security and resilience. *Availability, Reliability and Security (ARES) 2015*: Proceedings of the 10th International Conference. Toulouse, France, 24-27 August, 2015. IEEE, 2015. P. 686-692. DOI: 10.1109/ARES.2015.30.

74. Musman S. Assessing prescriptive improvements to a system's cyber security and resilience. *Systems Conference (SysCon) 2016*: Proceedings of the Annual IEEE Conference. Orlando, FL, USA, 18-21 April, 2016. IEEE, 2016. P. 1-6. DOI: 10.1109/SYSCON.2016.7490660.

75. Galinec D., Steingartner W. Combining cybersecurity and cyber defense to achieve cyber resilience. *Informatics 2017*: Proceedings of the IEEE 14th International Scientific Conference. Poprad, Slovakia, 14-16 November, 2017. IEEE, 2017. P. 87-93. DOI: 10.1109/INFORMATICS.2017.8327227.

76. Rak J., Papadimitriou D., Niedermayer H., Romero P. Information-driven network resilience: Research challenges and perspectives. *Optical Switching and Networking*, 2017. Vol. 23, Part 2. P. 156-178. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.osn.2016.06.002>.

77. Поповский В. В. Основы теории телекоммуникационных систем. LAPLAMBERTAcademicalPublishing. 2018. 565 с.

78. Seok Yo., Lee Yo., Choi Ya., Kim C. A constrained multipath traffic engineering scheme for MPLS networks. *International Conference on Communications ICC 2002 (Cat. No.02CH37333)*: Proceedings of the IEEE International Conference. New York, NY, USA, 28 April – 2 May, 2002. IEEE, 2002. P. 2431-2436. DOI: 10.1109/ICC.2002.997280.

79. Wang Y., Wang Z. Explicit routing algorithms for Internet Traffic Engineering *Computer Communications and Networks: Proceedings of the Eight International Conference*. Boston, USA, 11-13 October, 1999. IEEE, 1999. P. 582-588.

80. Стрелковська І. В., Соловська І. М. Маршрутизація в мережі MPLS-TE з додатковими напрямками передавання трафіку. *Зв'язок*. 2015. № 1. С. 25-30.

81. Strelkovskaya I. V., Grygoryeva T. I., Solovskaya I. N. Self-similar traffic in G/M/1 queue defined by the Weibull distribution. *Radioelectronics and Communications Systems*. 2018. March. Vol. 61, No. 3. P. 173-180. DOI: <https://doi.org/10.20535/S0021347018030056>.

82. Beshley M., Klymash M., Strykhalyuk B., Shpur O., Bugil B., Kagalo I. SOA quality management subsystem on the basis of load balancing method using fuzzy sets. *International Journal of Computer Science and Software Engineering (IJCSSE)*. 2015. January 15. Vol. 44, No. 1. P. 10-21.

83. Багатоканальний електрозв'язок та телекомунікаційні технології: Підручник (Гриф МОН України №1/10-8465 від 10.09.2010)) У 2-х ч. Ч. 1 / О. В. Лемешко, В. В. Поповський, В. А. Лошаков та ін., за ред. В. В. Поповського. Харків: ТОВ "Компанія СМІТ", 2010. 470 с.

84. Багатоканальний електрозв'язок та телекомунікаційні технології: підручник у 2-х частинах. Ч.2 / О. В. Лемешко, В. А. Лошаков, В. В. Поповський та ін.; за заг. ред. проф. Поповського В. В. Харків: ТОВ "Компанія СМІТ", 2010. 482 с.

85. Методи наукових досліджень в телекомунікаціях. У 2-х томах. Т. 1: навчальний посібник / під ред. В. В. Поповського. Харків: Компанія СМІТ, 2013. 390 с.

86. Методи наукових досліджень в телекомунікаціях. У 2-х томах. Т. 2: навчальний посібник / під ред. В. В. Поповського. Харків: Компанія СМІТ, 2013. 330 с.

87. Математичні основи теорії телекомунікаційних систем / В. В. Поповський, С. О. Сабурова, В. Ф. Олійник, Ю. І. Лосєв, Д. В. Агєєв та ін.: За загал. ред. В. В. Поповського. Харків: ТОВ «Компанія СМІТ», 2006. 564 с.

88. Евсева О. Ю., Гаркуша С. В. Обзор технологических и теоретических решений в области маршрутизации на основе качества обслуживания. *Проблемы телекоммуникацій*. 2012. № 3(8). С. 24–46. URL: http://pt.journal.kh.ua/2012/3/1/123_evseeva_review.pdf.

89. Евсева О. Ю. Диакоптическая тензорная модель ТКС в базисе путей и внутренних разрезов. *Проблемы телекоммуникацій*. 2010. № 1(1). С. 6–22. URL: http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_yevseyeva_diakoptics.pdf.

90. Лемешко А. В., Евсева О. Ю. Тензорная модель многопутевой маршрутизации с гарантиями качества обслуживания одновременно по множеству разнородных показателей. *Проблемы телекоммуникацій*. 2012. № 4(9). С. 16-31. URL: http://pt.journal.kh.ua/2012/4/1/124_lemeshko_tensor.pdf.

91. Лемешко А. В. Тензорная модель многопутевой маршрутизации агрегированных потоков с резервированием сетевых ресурсов, представленная в пространстве с кривизной. *Праці УНДІРТ*. 2004. №4(40). С. 12-18.

92. Лемешко А. В., Дробот О. А. Модель многопутевой QoS-маршрутизации в мультисервисной телекоммуникационной сети. *Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб.* 2006. №144. С. 16-22.

93. Lemeshko A. V., Evseeva O. Yu., Garkusha S. V. Research on Tensor Model of Multipath Routing in Telecommunication Network with Support of Service Quality by Greate Number of Indices. *Telecommunications and RadioEngineering*. 2014. Vol. 73, No. 15. P. 1339-1360. DOI: 10.1615/TelecomRadEng.v73.i15.30.

94. Lemeshko O. V., Yevseyeva O. Yu., Garkusha S. V. A Tensor Model of Multipath Routing Based on Multiple QoS Metrics. *Siberian Conference on Control and Communications (SIBCON) 2013: Proceedings of the International Conference*. Krasnoyarsk, Russia, 12–13 September, 2013. IEEE, 2013. P. 1-4. DOI: 10.1109/SIBCON.2013.6693645.

95. Стрелковская И. В., Соловская И. Н. Тензорные методы моделирования трафика в телекоммуникационных сетях. Dusseldorf: LAP Lambert Academic Publishing. 2017. 280 p.

96. Климаш М. М., Кайдан М. В., Стрихалюк Б. М. Тензорна модель телекомунікаційної мережі на основі криволінійної системи координат. *Телекомунікаційні та інформаційні технології*. 2016. № 3. С. 14-21.

97. Крон Г. Исследование сложных систем по частям (диакоптика). Москва: Наука, 1972. 544 с.

98. Крон Г. Тензорный анализ сетей. Москва: Сов. радио, 1978. 720 с.

99. Спосіб безпечної маршрутизації секретного повідомлення з оптимальним балансуванням його фрагментів за шляхами, які не перетинаються: пат. 105743 Україна: МПК H04L 12/00, H04W 40/00, H04K 1/00 (2016.01) / Лемешко О.В., Єременко О.С.; власник патенту Харківський національний університет радіоелектроніки. – № u 2015 06071; заявл. 18.06.2015; опубл. 11.04.2016, Бюл. №7. – 6 с. : іл.

100. Методичні вказівки до практичних занять з дисципліни «Управління та маршрутизація в ТКС» для студентів денної форми навчання спеціальності 6.050903 – Телекомунікації / Упоряд: О.В. Лемешко, О.С. Невзорова, О.С. Єременко, О.Ю. Євсєєва. Харків: ХНУРЕ, 2016. 64 с.

101. Єременко А. С. Процесс повторных передач сегментов TCP по тайм-ауту согласно теории управления. *Восточно-Европейский журнал передовых технологий*. 2011. №4/3 (52). С. 22–26.

102. Персиков А. В., Єременко А. С. Система оценивания эффективности применения криптографической защиты трафика NGN. *Вестник НТУ «ХПИ»*. 2011. №33. С. 101–108.

103. Єременко А. С. Исследование производительности потоковой передачи данных посредством протокола TCP. *Вестник НТУ «ХПИ»*. 2011. №34. С. 80–87.

104. Єременко А. С. Сравнительный анализ моделей производительности соединений TCP и их использование в объединенных сетях. *Восточно-Европейский журнал передовых технологий*. 2011. №5/9 (53). С. 34–39.

105. Персиков А. В., Єременко А. С. Прототип улучшенного протокола обмена данными между системами обнаружения и противодействия атакам. *Вестник НТУ «ХПИ»*. 2011. №43. С. 91–101.

106. Еременко А. С., Персиков А. В., Солоп Н.В. Исследование методов адаптивной потоковой передачи мультимедийных данных с использованием ТСР/НТТР. *Восточно-Европейский журнал передовых технологий*. 2013. №2/9 (62). С. 42–47.

107. Стерин В. Л., Еременко А. С., Тарики Н. Динамическая модель синтеза одноранговой виртуальной частной сети. *Проблеми телекомунікацій*. 2014. № 3 (15). С. 12–29. URL: http://pt.journal.kh.ua/2014/3/1/143_sterin_vpn.pdf.

108. Lemeshko O. V., Arous K. M., Yeremenko O. S. Fault-Tolerant Unicast, Multicast and Broadcast Routing Flow-based Models. *Scholars Journal of Engineering and Technology (SJET)*. 2015. Vol. 3, Issue 4A. P. 343–350.

109. Al-Dulaimi M. K. H., Al-Dulaimi A. M. K., Yeremenko O. S., Al-Janabi H. D. Bandwidth Management Model in LTE Downlink with Resource Allocation Type 1. *Системи обробки інформації: збірник наукових праць*. 2015. Вип. 5 (130). С. 111–116.

110. Гаркуша С. В., Гаркуша Е. В., Еременко А. С. Модель распределения подканалов в беспроводной Mesh-сети стандарта IEEE 802.16, представленной в виде гиперграфа. *Збірник наукових праць Харківського університету Повітряних Сил*. 2015. Вип. 2 (43). С. 32–38.

111. Стерин В. Л., Еременко А. С., Тарики Н. Исследование динамической модели структурно-функционального синтеза телекоммуникационной системы. *Научно-технический сборник «Радиотехника»*. 2015. № 180. С. 33–42.

112. Лемешко А. В., Еременко А. С. Усовершенствование модели безопасной маршрутизации сообщения с оптимальной балансировкой числа его фрагментов по непересекающимся маршрутам. *Захист інформації*. 2015. ТОМ 17, №2. С. 135-142. DOI: 10.18372/2410-7840.17.8776.

113. Yeremenko O. S., Ali S. A. Secure Multipath Routing Algorithm with Optimal Balancing Message Fragments in MANET. *Radioelectronics and Informatics*. 2015. № 1 (68). С. 26–29.

114. Еременко А. С. Потокковая модель многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям в телекоммуникационной сети. *Проблеми*

телекомунікацій. 2015. № 1 (16). С. 85–93. URL: http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_yeremenko_disjoint.pdf.

115. Єременко О. С., Андрушко Д. В. Модель маршрутизації в телекомунікаційній мережі з використанням шляхів, що перетинаються за вузлами. *Вісник Національного університету «Львівська політехніка» серія: «Радіоелектроніка та телекомунікації»*. 2015. № 818. С. 181–188.

116. Єременко А. С., Лебеденко Т. М., Старкова Е. В. Анализ влияния состояния интерфейса на динамику загрузки очереди на маршрутизаторе телекоммуникационной сети. *Телекомунікаційні та інформаційні технології*. 2015. №3. С. 45–51.

117. Єременко А. С. Методика расчета вероятности компрометации сообщения при использовании пересекающихся маршрутов с последовательно-параллельной или комбинированной структурой. *Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку*. 2015. №6(40). С. 64–71.

118. Лемешко А. В., Єременко А. С., Тарики Н., Арус К. М. Повышение масштабируемости и производительности решений по отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационных сетях. *Системи обробки інформації*. 2016. № 1(138). С. 152–156.

119. Лемешко А. В., Єременко А. С. Динамическое представление тензорной модели многопутевой QoS-маршрутизации в нестационарном режиме работы сетевых интерфейсов. *Проблеми телекомунікацій*. 2016. № 1 (18). С. 3–21. URL: http://pt.journal.kh.ua/2016/1/1/161_lemeshko_dynamic.pdf.

120. Yeremenko O. Development of the dynamic tensor model for traffic management in a telecommunication network with the support of different classes of service. *Eastern-European Journal of Enterprise Technologies*. 2016. Vol. 6, Issue 9 (84). P. 12–19. DOI: 10.15587/1729-4061.2016.85602 (SCOPUS)

121. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O. Hierarchical Method of Inter-Area Fast Rerouting. *Transport and Telecommunication Journal*. 2017. Vol. 18, Issue 2. P. 155–167. DOI: 10.1515/ttj-2017-0015 (SCOPUS)

122. Lemeshko O., Yeremenko O., Tariki N. Solution for the Default Gateway Protection within Fault-Tolerant Routing in an IP Network. *International Journal of Electrical and Computer Engineering Systems*. 2017. Volume 8, Number 1. P. 19–26. **(SCOPUS)**

123. Lemeshko A. V., Yeremenko O. S., Tariki N. Improvement of flow-oriented fast reroute model based on scalable protection solutions for telecommunication network elements. *Telecommunications and Radio Engineering*. 2017. Vol. 76, Issue 6. P. 477–490. DOI: 10.1615/TelecomRadEng.v76.i6.30 **(SCOPUS)**

124. Єременко А. С., Тарики Н., Евдокименко М. А. Оптимизационная модель отказоустойчивой маршрутизации с билинейными условиями защиты пути. *Радиоэлектроника и информатика*. 2017. № 2 (77). С. 9–14.

125. Yeremenko O., Lemeshko O., Persikov A. Secure Routing in Reliable Networks: Proactive and Reactive Approach. *Advances in Intelligent Systems and Computing II, CSIT 2017, Advances in Intelligent Systems and Computing*, Springer, Cham. 2018. Vol. 689. P. 631–655. DOI: 10.1007/978-3-319-70581-1_44 **(SCOPUS)**

126. Lemeshko O., Yeremenko O. Enhanced method of fast re-routing with load balancing in software-defined networks. *Journal of ELECTRICAL ENGINEERING*. 2017. Vol. 68, Issue 6. P. 444–454. DOI: 10.1515/jee-2017-0079 **(SCOPUS)**

127. Лемешко О. В., Єременко О. С. Розробка та дослідження лінійної оптимізаційної моделі швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в телекомунікаційних мережах. *Радиоэлектроника и информатика*. 2017. № 4 (79). С. 18–25.

128. Єременко А. С. Двухуровневый метод иерархическо-координационной QoS-маршрутизации на основе резервирования ресурсов. *Радиотехника*. 2018. Вып. 192. С. 71–83.

129. Єременко О. С. Тензорна модель відмовостійкої маршрутизації з підтримкою якості обслуговування в мультисервісній телекомунікаційній мережі. *Проблеми телекомунікацій*. 2017. № 2 (21). С. 16–31. URL: http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_yeremenko_qosfrr.pdf.

130. Єременко О. С., Лебеденко Т. М., Каплун С. А., Костенко В. О. Імітаційна модель функціонування інтерфейсів маршрутизаторів телекомунікаційних мереж, побудована з використанням пакета Simulink. *Проблеми телекомунікацій*. 2017. № 2 (21). С. 61–72. URL: http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_yeremenko_simulink.pdf.

131. Єременко А. С., Персіков А. В. Модель телекомунікаційної системи як багатовимірного кінцевого автомата. *Прикладна радіоелектроніка. Стан і перспективи розвитку (МРФ-2008)*: збірник наукової конференції 3-го Міжнародного радіоелектронного форуму, Том II (м. Харків, 2008 р.). Харків: ХНУРЕ, 2008. С. 142–144.

132. Персіков А. В., Єременко А. С. Універсальна середовище імітації процесів, що відбуваються в телекомунікаційній системі, орієнтована на задачі систем виявлення і протидії атакам. *Прикладна радіоелектроніка. Стан і перспективи розвитку (МРФ-2011)*: збірник наукової конференції 4-ого Міжнародного радіоелектронного форуму, Том II, Харків, ХНУРЕ, 2011. – С. 418–421.

133. Арус К. М., Єременко А. С. Обеспечение масштабируемости решений по отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационных сетях. *19-й Міжнародний молодіжний форум «Радіоелектроніка і молодь в XXI столітті»*: зб. матеріалів форуму. Т. 4 (м. Харків, 20-22 квітня 2015 г.). Харків: ХНУРЕ, 2015. С. 29–30.

134. Лемешко А.В., Єременко А. С., Таріки Н. Оптимізація побудови оверлейної віртуальної приватної мережі. *Інформаційні технології: наука, техніка, технологія, освіта, здоров'я: тези доповідей XXIII Міжнародної науково-практичної конференції, Ч.IV (20-22 травня 2015р., Харків) / за ред. проф. Сокола Є.І.* – Харків, НТУ «ХПІ». – 2015. – С. 60.

135. Арус К. М., Єременко О. С. Підвищення масштабованості рішень щодо відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах військового призначення. *Новітні технології – для захисту повітряного простору: тези доповідей одинадцятої наукової конференції Харківського університету*

Повітряних Сил імені Івана Кожедуба (м. Харків, 8-9 квіт. 2015 р.). Харків: ХУПС ім. І. Кожедуба, 2015. С. 55.

136. Lemeshko O. V., Garkusha S. V., Yeremenko O. S., Hailan A. M. Policy-based QoS Management Model for Multiservice Networks. *2015 International Siberian Conference on Control and Communications (SIBCON): Proceedings*, Omsk: Omsk State Technical University. Russia, Omsk, May 21-23, 2015. P. 1–4.

137. Лемешко А. В., Арус К. М., Єременко А. С. Обеспечение отказоустойчивости решений по многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети в условиях передачи мультиточечного трафика. *IX Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2015: збірник матеріалів конференції* (м. Київ, 21-24 квіт. 2015 р.). Київ: НТУУ «КПІ», 2015. С. 146–148.

138. Єременко А. С. Поточкова модель багатопутової маршрутизації з підтримкою якості обслуговування та інформаційної безпеки в інфокомунікаційних мережах. *Інформатика, математика, автоматика: матеріали та програма науково-технічної конференції* (м. Суми, 20-25 квітня 2015 р.). Суми : СумДУ, 2015. С. 63.

139. Єременко А. С., Арус К. М., Тарики Н. Модель отказоустойчивой маршрутизации с поддержкой масштабируемости решений в телекоммуникационных сетях. *Проблеми інформатизації: тези доповідей четвертої міжнародної науково-технічної конференції* (м. Київ, 9-10 квіт. 2015 р.). Київ: ДУТ, 2015. С. 33.

140. Єременко О. С. Багатошляхова маршрутизація з підтримкою якості обслуговування та інформаційної безпеки в телекомунікаційних мережах. *Сучасні напрями розвитку інформаційно-комунікаційних технологій та засобів управління: матеріали п'ятої міжнародної науково-технічної конференції*. Полтава: ПНТУ; Баку: ВА ЗС АР; Кіровоград: КЛІА НАУ; Харків: ДП «ХНДІ ТМ», 2015. С. 63.

141. Garkusha S. V., Yeremenko O.S. Improvement of QoS management in multiservice networks by the use of policy-based model. *Шевченківська весна 2015:*

Радіофізика. Електроніка. Комп'ютерні системи: матеріали XIII Міжнародної наукової конференції студентів, аспірантів та молодих вчених (м. Київ, 1-3 квіт. 2015 р.). Київ, 2015. С.52-53. URL: <http://ntsa.rpd.univ.kiev.ua/wp-content/uploads/2015/05/SHE20151.pdf>.

142. Лемешко А. В., Еременко А. С. Модель безопасной маршрутизации с оптимальной балансировкой числа фрагментов передаваемого сообщения по непересекающимся маршрутам. *Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи (ЭМС-2015)*: сборник научных трудов первой международной научно-технической конференции (г. Харьков, 27 мая 2015 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2015. С. 96–99.

143. Yeremenko O. S. Method of optimal balancing of message fragments number in secure multipath routing. *Проблеми експлуатації та захисту інформаційно-комунікаційних систем*: Тези науково-практичної конференції (м. Київ, 2-4 червня 2015 р.). Національний авіаційний університет. Київ: Вид-во ТОВ «Центр учбової літератури», 2015. С. 159–160.

144. Yeremenko O. S. Enhanced Flow-based Model of Multipath Routing with Overlapping by Nodes Paths. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the IEEE Second International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 13–15 October, 2015. Kharkiv: Kharkiv National University of Radio Electronics, 2015. P. 42–45.

145. Yeremenko O. S., Lebedenko T. M., Vavenko T. V., Semenyaka M. V. Investigation of Queue Utilization on Network Routers by the Use of Dynamic Models. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the IEEE Second International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 13–15 October, 2015. Kharkiv: Kharkiv National University of Radio Electronics, 2015. P. 46–49.

146. Yeremenko O. S., Tariki N., Abdulwahd M. N. Improvement of Multipath Routing Flow-based Models for Different Paths Classes. *Advanced Information and Communication Technologies-2015 (AICT-2015)*: Proceedings of 2015 1st

International Conference, Lviv, Ukraine, October 29 – November 1, 2015. Lviv, 2015. P. 113–114.

147. Еременко А. С. Способ расчета вероятности компрометации передаваемого сообщения при многопутевой маршрутизации по путям с последовательно-параллельной и комбинированной структурой, пересекающимся по каналам и узлам. *Современные информационно-телекоммуникационные технологии: Материалы научно-технической конференции*, Киев, 17 – 20 ноября 2015 г. Том III. Киев, 2015. С. 43-45.

148. Yeremenko O. S., Marcus C. B. Improving content delivery using P2P technology. *Проблеми навігації і управління рухом: тези доповідей Всеукраїнської науково-практичної конференції молодих учених і студентів (м. Київ, 23–25 листопада 2015 р.)*. Київ: НАУ, 2015. С. 103.

149. Lemeshko O., Yeremenko O. Dynamic presentation of tensor model for multipath QoS-routing. *Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET): Proceedings of the 13th International Conference, Lviv, Ukraine, 23-26 February, 2016*. IEEE, 2016. P. 601–604. DOI: 10.1109/TCSET.2016.7452128.

150. Yeremenko O., Tariki N., Hailan A. M. Fault-tolerant IP routing flow-based model. *Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET): Proceedings of the 13th International Conference, Lviv, Ukraine, 23-26 February, 2016*. IEEE, 2016. P. 655–657. DOI: 10.1109/TCSET.2016.7452143.

151. Лемешко О. В., Еременко О. С. Метод розрахунку ймовірності компрометації повідомлень, які передаються за множиною маршрутів, що перетинаються, з послідовно-паралельною і комбінованою структурою. *ПРОБЛЕМИ НАУКОВО-ТЕХНІЧНОГО ТА ПРАВОВОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ КІБЕРБЕЗПЕКИ У СУЧАСНОМУ СВІТІ: Матеріали першої міжнародної науково-технічної конференції*. Харків, НТУ «ХПІ»; Інститут кібернетики ім. В.М. Глушкова НАН України, Київ; КНТУ, Кіровоград; ВНТУ, Вінниця; НАУ ім. М.Є. Жуковського «ХАІ»; ХНУРЕ, Харків; Софійський технічний університет, Болгарія; Військова академія збройних сил Азербайджанської

республіки; Університет технології і гуманітарних наук, Бельсько-Бяла, Польща, 2016. С. 6.

152. Yeremenko O. S. Dynamic Multipath QoS-Routing Modeling using Tensor Approach. *Інформатика, математика, автоматика*: матеріали та програма науково-технічної конференції (м. Суми, 18-22 квітня 2016 р.). Суми: СумДУ, 2016. С. 84.

153. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S., Hailan A. M. Investigation of Multipath QoS-Routing Dynamic Tensor Model. *Electronics and Information Technology (EIT): Proceedings of the International Conference, Odessa, Ukraine, 23-27 May, 2016*. IEEE, 2016. P. 59–62. DOI: 10.1109/ICEAIT.2016.7500992.

154. Lemeshko O., Yeremenko O. Analysis Dynamics Change of Average Packet Delay on Telecommunication Network Router Interface. *Інформаційні технології та комп'ютерне моделювання*: матеріали статей Міжнародної науково-практичної конференції, м. Івано-Франківськ (23-28 травня, 2016 р.). Івано-Франківськ: Супрун В. П., 2016. С. 147–148.

155. Лемешко О. В., Єременко О. С. Особливості використання тензорного підходу для опису динаміки зміни стану мережі при забезпеченні якості обслуговування. *X Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2016*: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 19-22 квіт. 2016 р.). Київ: НТУУ «КПІ», 2016. С. 34–36.

156. Єременко О. С., Добришкін В. Ю. Вдосконалення способу безпечної багатошляхової маршрутизації повідомлення з балансуванням числа його фрагментів за маршрутами. *Інформаційна безпека та комп'ютерні технології*: збірник тез доповідей Міжнародної науково-практичної конференції (м. Кіровоград, 24-25 березня 2016 р.). Кіровоград: КНТУ, 2016. С. 32–33.

157. Yeremenko O. S., Tariki N. Conditions of improvement performance and scalability in fault-tolerant IP routing. *Структурні зміни у суспільстві та економіці під впливом комунікацій та інформації*: матеріали Міжнародної науково-практичної конференції (м. Полтава, 12–13 травня 2016 р.). Полтава : ПУЕТ, 2016. С. 27–29.

158. Лемешко О. В., Єременко О. С. Метод безпечної багатошляхової маршрутизації повідомлення, розділеного на фрагменти, в телекомунікаційних мережах військового призначення. *Новітні технології – для захисту повітряного простору*: тези доповідей дванадцятої наукової конференції Харківського університету Повітряних Сил імені Івана Кожедуба (м. Харків, 13–14 квітня 2016 р.). Харків: ХУПС ім. І. Кожедуба, 2016. С. 210.

159. Лемешко А. В., Єременко А. С. Использование динамических метрик при решении задач QoS-маршрутизации в беспроводных телекоммуникационных сетях. *Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи (ЭМС-2016)*: Сборник научных трудов второй международной научно-технической конференции (г. Харьков, 24-25 мая 2016 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2016. С. 49–53.

160. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S. Dynamics Analysis of Multipath QoS-Routing Tensor Model with Support of Different Flows Classes. *Smart Systems and Technologies (SST)*: Proceedings of the International Conference, Osijek, Croatia, 12-14 Oct. 2016. IEEE, 2016. P. 225–230. DOI: 10.1109/SST.2016.7765664.

161. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S., Hailan A. M. QoS solution of traffic management based on the dynamic tensor model in the coordinate system of inter-polar paths and internal node pairs. *Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo)*: Proceedings of the International Conference, Kiev, Ukraine, 11-16 Sept. 2016. IEEE, 2016. P. 1–6. DOI: 10.1109/UkrMiCo.2016.7739625.

162. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S., Tariki N., Hailan A. M. Fault-Tolerance Improvement for Core and Edge of IP Network. *Computer Sciences and Information Technologies (CSIT)*: Proceedings of the XIth International Scientific and Technical Conference, Lviv, Ukraine, 6-10 Sept. 2016. IEEE, 2016. P. 161–164. DOI: 10.1109/STC-CSIT.2016.7589895.

163. Лемешко О. В., Єременко О. С. Рішення щодо відмовостійкої маршрутизації на рівні мереж транспорту та доступу. *Проблеми інформатики та моделювання*: Тези шістнадцятої міжнародної науково-технічної конференції (Харків – Одеса, 12–16 вересня 2016 р.). Харків: НТУ «ХПІ», 2016. С. 45.

164. Yeremenko O., Tariki N., Vavenko T. Default Gateway Protection Scheme in Fault-Tolerant IP Routing. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the Third International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 4–6 Oct. 2016. IEEE, 2016. P. 223–226. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2016.7905389.

165. Lemeshko O., Yeremenko O. Routing Tensor Model Presented in the Basis of Interpolar Paths and Internal Node Pairs. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the Third International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 4–6 Oct. 2016. IEEE, 2016. P. 201–204. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2016.7905381.

166. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S. QoS Guarantees for the Multiflow Routing Tensor Model. *Фізико-технологічні проблеми передавання, оброблення та зберігання інформації в інфокомунікаційних системах: Матеріали V-ої міжнародної науково-практичної конференції (м. Чернівці, 3–5 листопада 2016 р.)*. Чернівці: «Місто», 2016. С 144–145.

167. Yeremenko O., Nevzorova O., Ali S. A. Two-level method of fault-tolerant inter-area routing. *The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronic (CADSM)*: Proceedings of the 14th International Conference, Lviv, Ukraine, 21–25 February, 2017. IEEE, 2017. P. 105–108. DOI: 10.1109/CADSM.2017.7916096.

168. Lemeshko O., Yeremenko O., Hailan A. M. Design of QoS-Routing Scheme under the Timely Delivery Constraint. *The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronic (CADSM)*: Proceedings of the 14th International Conference, Lviv, Ukraine, 21–25 February, 2017. IEEE, 2017. P. 97–99. DOI: 10.1109/CADSM.2017.7916094.

169. Лемешко О. В., Єременко О. С. Динамічна модель маршрутизації при забезпеченні якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів. *XI Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2017: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 18–21 квітня 2017)*. Київ: КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2017. С. 285–287.

170. Єременко О. С., Персіков А. В. Розробка схеми оцінювання ефективності впровадження нових криптографічних алгоритмів захисту трафіку в телекомунікаційній мережі. *Інформатика, математика, автоматика: матеріали та програма науково-технічної конференції* (м. Суми, 17–21 квітня 2017 р.). Суми: СумДУ, 2017. С. 86.

171. Єременко О. С., Тарікі Н. Реалізація захисту шлюзу «за замовчуванням» при підвищенні відмовостійкості в IP мережі. *Інформаційна безпека та комп'ютерні технології: збірник тез доповідей II Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Кропивницький, 20–22 квітня 2017 р.). Кропивницький: ЦНТУ, 2017. С. 135–136.

172. Yeremenko O., Lemeshko O., Persikov A. Development of Data Exchange Protocol Prototype Between Intrusion Detection and Prevention Systems. *Інформаційні технології та комп'ютерне моделювання: матеріали статей Міжнародної науково-практичної конференції* (м. Івано-Франківськ, 15–20 травня 2017 р.). Івано-Франківськ, 2017. С. 197–200.

173. Євдокименко М. О., Єременко О. С. Адаптивний метод виявлення та протидії атакам. *ПРОБЛЕМИ НАУКОВО-ТЕХНІЧНОГО ТА ПРАВОВОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ КІБЕРБЕЗПЕКИ У СУЧАСНОМУ СВІТІ «ПНПЗК-2017»*: Матеріали другої міжнародної науково-технічної конференції. Харків, НТУ «ХПІ»; Інститут кібернетики ім. В.М. Глушкова НАН України, Київ; НАУ ім. М.Є. Жуковського; ХНУРЕ, Харків; Національна металургічна академія України; Військова академія збройних сил Азербайджанської республіки; Університет технології і гуманітарних наук, Бельсько-Бяла, Польща, 2017. С. 5.

174. Лемешко О. В., Єременко О. С. Ієрархічна QoS-маршрутизація в телекомунікаційній мережі на основі резервування ресурсів. *Проблеми електромагнітної сумісності перспективних безпроводних мереж зв'язу (ЕМС-2017)*: Сборник научных трудов третьей международной научно-технической конференции (г. Харьков, 23–24 мая 2017 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2017. С. 84–86.

175. Євдокименко М. О., Єременко О. С. Аналіз легковагових криптографічних алгоритмів для безпечної передачі даних між кінцевими пристроями з обмеженими ресурсами в системі інтернет речей. *Проблеми електромагнітної сумісності перспективних безпроводних мереж зв'язу (ЭМС-2017)*: Сборник научных трудов третьей международной научно-технической конференции (г. Харьков, 23–24 мая 2017 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2017. С. 86–88.

176. Yeremenko O., Persikov A. Implementation of Communication Phase of Data Exchange Protocol Prototype between IDPSs. *Захист інформації і безпека інформаційних систем*: матеріали VI Міжнар. наук.-техн. конф. (м. Львів, 1–2 червня 2017 р.). Львів: Видавництво Львівської політехніки, 2017. С. 55–56.

177. Yeremenko O. S., Lemeshko O. V., Tariki N. Fast ReRoute Scalable Solution with Protection Schemes of Network Elements. *Electrical and Computer Engineering (UKRCON)*: Proceedings of the First Ukraine Conference, Kiev, Ukraine, 29 May – 2 June 2017. IEEE, 2017. P. 783–788. DOI: 10.1109/UKRCON.2017.8100353.

178. Yeremenko O. S., Lemeshko O. V., Nevzorova O. S., Hailan A. M. Method of Hierarchical QoS Routing Based on the Network Resource Reservation. *Electrical and Computer Engineering (UKRCON)*: Proceedings of the First Ukraine Conference, Kiev, Ukraine, 29 May – 2 June, 2017. IEEE, 2017. P. 971–976. DOI: 10.1109/UKRCON.2017.8100393.

179. Yeremenko O., Lemeshko O., Tariki N., Hailan A. M. Research of Optimization model of Fault-Tolerant Routing with Bilinear Path Protection Criterion. *Advanced Information and Communication Technologies (AICT)*: Proceedings of the 2nd International Conference, Lviv, Ukraine, 4–7 July, 2017. IEEE, 2017. P. 219–222. DOI: 10.1109/AIACT.2017.8020105.

180. Yeremenko O., Yevdokymenko M., Persikov A. Flow-aware approach of evaluating probability of compromise in combined structure network. *Advanced Information and Communication Technologies (AICT)*: Proceedings of the 2nd International Conference, Lviv, Ukraine, 4–7 July, 2017. IEEE, 2017. P. 258–261. DOI: 10.1109/AIACT.2017.8020114.

181. Radivilova T., Kirichenko L., Yeremenko O. Calculation of routing value in MPLS network according to traffic fractal properties. *Advanced Information and Communication Technologies (AICT)*: Proceedings of the 2nd International Conference, Lviv, Ukraine, 4–7 July, 2017. IEEE, 2017. P. 250–253. DOI: 10.1109/AIACT.2017.8020112.

182. Yeremenko O., Lemeshko O., Persikov A. Enhanced Method of Calculating the Probability of Message Compromising Using Overlapping Routes in Communication Network. *Computer Sciences and Information Technologies (CSIT)*: Proceedings of the XIIth International Scientific and Technical Conference, Lviv, Ukraine, 5–8 Sept. 2017. IEEE, 2017. P. 87–90. DOI: 10.1109/STC-CSIT.2017.8098743.

183. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O., Vavenko T. Three-level Method of Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network. *Information and Telecommunication Technologies and Radio Electronics (UkrMiCo)*: Proceedings of the International Conference, Odessa, Ukraine, 11-15 September, 2017. IEEE, 2017. P. 1–5. DOI: 10.1109/UkrMiCo.2017.8095410.

184. Lemeshko O., Yeremenko O., Hailan A. M. Two-level Method of Fast ReRouting in Software-Defined Networks. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the Fourth International Scientific-Practical Conference, Kharkov, Ukraine, 10–13 October, 2017. IEEE, 2017 P. 376–379. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2017.8246420.

185. Єременко О. С., Лемешко О. В., Персіков А. В. Метод безпечної швидкої перемаршрутизації повідомлень за композитними шляхами. *Практичне застосування нелінійних динамічних систем в інфокомунікаціях*: Матеріали VI міжнародної науково-практичної конференції (I Міжнародний симпозіум) (м. Чернівці, 9–11 листопада 2017). Чернівці: «Місто», 2017. С. 27–28.

186. Лемешко О. В., Єременко О. С., Невзорова О. С., Ільяшенко А. Є. Модель сегментної ієрархічної маршрутизації. *Практичне застосування нелінійних динамічних систем в інфокомунікаціях*: Матеріали VI міжнародної науково-

практичної конференції (І Міжнародний симпозіум) (м. Чернівці, 9–11 листопада 2017). Чернівці: «Місто», 2017. С. 94–95.

187. Lemeshko O., Yeremenko O. Linear Optimization Model of MPLS Traffic Engineering Fast ReRoute for Link, Node, and Bandwidth Protection. *Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET): Proceedings of the 14th International Conference, Lviv-Slavske, Ukraine, 20–24 February, 2018.* IEEE, 2018. P. 1–5. DOI: 10.1109/TCSET.2018.8336365.

188. Lebedenko T., Yeremenko O., Harkusha S., Ali A.S. Dynamic Model of Queue Management based on Recourse Allocation in Telecommunication Networks. *Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET): Proceedings of the 14th International Conference, Lviv-Slavske, Ukraine, 20–24 February, 2018.* IEEE, 2018. P. 1-4. DOI: 10.1109/TCSET.2018.8336371.

189. Лемешко О. В., Єременко О. С., Персіков А. В. Математична модель розрахунку максимальної кількості шляхів, що не перетинаються, при безпечній маршрутизації. *Проблеми кібербезпеки інформаційно-телекомунікаційних систем: Збірник матеріалів доповіді та тез (м. Київ, 05-06 квітня 2018 р.).* Київ: ВПЦ «Київський університет», 2018. С. 6-10.

190. Лемешко О. В., Єременко О. С. Тензорна модель відмовостійкої QoS маршрутизації в інфокомунікаційній мережі. *XII Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ІТ-2018: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 16–20 квітня 2018 р.).* Київ: КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2018. С. 110–112.

191. Amin R., Reisslein M., Shah N. Hybrid SDN Networks: A Survey of Existing Approaches. *IEEE Communications Surveys & Tutorials.* 2018. 48 p. DOI: 10.1109/COMST.2018.2837161.

192. Rathee S., Sinha Y., Haribabu K. A survey: hybrid SDN. *Journal of Network and Computer Applications.* 15 December 2017. Vol. 100. P. 35-55. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.jnca.2017.10.003>.

193. ITU-T X-805. Security architecture for systems providing end-to-end communications. October 2003. 28 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-X.805-200310-I/en>.

194. ISO 7498-1:1994 Information technology – Open Systems Interconnection – Basic Reference Model: The Basic Model. International Standard ISO/IEC, 74981, 1994. 59 p.

195. ISO 7498-2:1989 Information processing systems – Open Systems Interconnection – Basic Reference Model – Part 2: Security Architecture, 1989, 32 p.

196. ITU-T X-800. Security architecture for Open Systems Interconnection for CCITT applications. March 1991. 48 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-X.800-199103-I>.

197. Santos O., Kampanakis P., Woland A. Cisco Next-Generation Security Solutions: All-in-one Cisco ASA Firepower Services, NGIPS, and AMP. 1 edition. Cisco Press, 2016. 368 p.

198. Al-Kuwaiti M., Kyriakopoulos N., Hussein S. A comparative analysis of network dependability, fault-tolerance, reliability, security, and survivability. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*. 2009. Vol. 11, No. 2. P. 106-124. DOI: 10.1109/SURV.2009.090208.

199. ITU-T Y.1291. An architectural framework for support of Quality of Service in packet networks. May 2004. 30 p. URL: <https://www.itu.int/rec/T-REC-Y.1291-200405-I/en>.

200. RFC 1633. Integrated Services in the Internet Architecture: An Overview. June 1994. 28 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc1633.pdf>.

201. RFC 2205. Resource Reservation Protocol (RSVP) Version 1 Functional Specification. September 1997. 112 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2205.pdf>.

202. RFC 2210. The Use of RSVP with IETF Integrated Services. September 1997. 33 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2210.pdf>.

203. RFC 2211. Specification of the Controlled-Load Network Element Service. September 1997. 19 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2211.pdf>.

204. RFC 2212. Specification of Guaranteed Quality of Service. September 1997. 20 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2212.pdf>.
205. RFC 2215. General Characterization Parameters for Integrated Service Network Elements. September 1997. 16 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2215.pdf>.
206. RFC 2474. Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers. December 1998. 20 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2474.pdf>.
207. RFC 2475. An Architecture for Differentiated Services. December 1998. 36 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2475.pdf>.
208. RFC 2547. BGP/MPLS VPNs. March 1999. 25 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2547.pdf>.
209. RFC 2597. Assured Forwarding PHB Group. June 1999. 11 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2597.pdf>.
210. RFC 2598. An Expedited Forwarding PHB. June 1999. 11 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2598.pdf>.
211. RFC 2697. A Single Rate Three Color Marker. September 1999. 6 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2697.pdf>.
212. RFC 2698. A Two Rate Three Color Marker. September 1999. 5 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2698.pdf>.
213. RFC 3168. The Addition of Explicit Congestion Notification (ECN) to IP. September 2001. 63 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc3168.pdf>.
214. RFC 3246. An Expedited Forwarding PHB (replacing RFC 2598). March 2002. 16 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc3246.pdf>.
215. RFC 3662. A Lower Effort Per-Domain Behavior (PDB) for Differentiated Services. December 2003. 17 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc3662.pdf>.
216. RFC 4594. Configuration Guidelines for DiffServ Service Classes. August 2006. 57 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc4594.pdf>.
217. RFC 5865. A Differentiated Services Code Point (DSCP) for Capacity-Admitted Traffic. May 2010. 14 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc5865.pdf>.

218. Wang N., Ho K., Pavlou G., Howarth M. An overview of routing optimization for internet traffic engineering. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*. 2008. Vol. 10, No. 1. P. 36-56. DOI: 10.1109/COMST.2008.4483669.

219. Макаренко С. И. Время сходимости протоколов маршрутизации при отказах в сети. *Системы управления, связи и безопасности*. 2015. №2. С. 45-98. URL: <http://journals.intelgr.com/sccs/archive/2015-02/03-Makarenko.pdf>.

220. Hariyawan M. Y. Comparison Analysis of Recovery Mechanism at MPLS Network. *International Journal of Electrical and Computer Engineering (IJECE)*. 2011. Vol. 1, No. 2. P. 151-160. DOI: <http://dx.doi.org/10.11591/ijece.v1i2.84>.

221. Papán J., Segeč P., Palúch P. Analysis of existing IP Fast Reroute mechanisms. *Information and Digital Technologies (IDT): Proceedings of the 2015 International Conference, Zilina, Slovakia, 7-9 July 2015*. IEEE, 2015. P. 291-297. DOI: 10.1109/DT.2015.7222986.

222. Hussain I. *Fault-Tolerant IP and MPLS Networks (Networking Technology)*. Indianapolis: Cisco Press, 2005. 336 p.

223. Koren I., Krishna C. *Fault-Tolerant Systems*. Morgan Kaufmann, 2007. 400 p.

224. RFC 7490. Remote Loop-Free Alternate (LFA) Fast Reroute (FRR). April 2015. 29 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc7490.pdf>.

225. RFC 7811. An Algorithm for Computing IP/LDP Fast Reroute Using Maximally Redundant Trees (MRT-FRR). June 2016. 118 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc7811.pdf>.

226. RFC 7812. An Architecture for IP/LDP Fast Reroute Using Maximally Redundant Trees (MRT-FRR). June 2016. 44 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc7812.pdf>.

227. Pavlik J., Komarek A., Sobeslav V., Horalek J. Gateway redundancy protocols. *Computational Intelligence and Informatics (CINTI) 2014: Proceedings of the IEEE 15th International Symposium*. Budapest, Hungary, 19-21 November, 2014. IEEE, 2014. P. 459-464. DOI: 10.1109/CINTI.2014.7028719.

228. RFC 5798. Virtual Router Redundancy Protocol (VRRP) Version 3 for IPv4 and IPv6. March 2010. 40 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc5798.pdf>.

229. RFC 2281. Cisco Hot Standby Router Protocol (HSRP). March 1998. 17 p. <https://tools.ietf.org/pdf/rfc2281.pdf>.
230. First Hop Redundancy Protocol comparison (HSRP, VRRP, GLBP) with the diagram (2013). Cisco Networking Center. URL: <http://ciscoNetworkingcenter.blogspot.com/2013/01/first-hop-redundancy-protocol.html>.
231. RFC 5714. IP Fast Reroute Framework. January 2010. 15 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc5714.pdf>.
232. RFC 4915. Multi-Topology (MT) Routing in OSPF. June 2007. 20 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc4915.pdf>.
233. RFC 1853. IP in IP Tunneling. October 1995. 8 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc1853.pdf>.
234. RFC 6445. Multiprotocol Label Switching (MPLS) Traffic Engineering Management Information Base for Fast Reroute. November 2011. 53 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc6445.pdf>.
235. RFC 4090. Fast Reroute Extensions to RSVP-TE for LSP Tunnels. May 2005. 38 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc4090.pdf>.
236. Kaur R., Kashmira P., Meena K., Mohapatra A. K. Survey on Different Techniques of Threshold Cryptography. *Journal of Electronics and Communication Engineering (IOSR-JECE)*. 2017. P. 114-119.
237. Venukumar V., Pathari V. A survey of applications of threshold cryptography – proposed and practiced. *Information Security Journal: A Global Perspective*. 2016. Vol. 25, No. 4-6. P.180-190. DOI: 10.1080/19393555.2016.1251996.
238. Sarma K. S., Lamkuche H. S., Umamaheswari S. A Review of Secret Sharing Schemes. *Research Journal of Information Technology*. 2013. Vol. 5. P.67-72. DOI: 10.3923/rjit.2013.67.72.
239. Lou W., Kwon Y. H-SPREAD: A Hybrid Multipath Scheme for Secure and Reliable Data Collection in Wireless Sensor Networks. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*. 2006. Vol. 55, No. 4. P. 1320–1330. DOI: 10.1109/TVT.2006.877707.

240. Lou W., Liu W., Fang Y. SPREAD: Enhancing Data Confidentiality in Mobile Ad Hoc Networks. *INFOCOM 2004: Proceedings of the Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*. Hong Kong, China, 7-11 March, 2004. IEEE, 2004. P. 2404–2413. DOI: 10.1109/INFOCOM.2004.1354662.

241. Alouneh S., En-Nouaary A., Agarwal A. A Multiple LSPs Approach to Secure Data in MPLS Networks. *Journal of Networks*. 2007. Vol. 2, No. 4. P. 51–58. DOI: 10.4304/jnw.2.4.51-58.

242. Alouneh S., Agarwal A., En-Nouaary A. A Novel Path Protection Scheme for MPLS Networks using Multi-path Routing. *Computer Networks: The International Journal of Computer and Telecommunications Networking*. 2009. Vol. 53, No. 9. P. 1530–1545. DOI: 10.1016/j.comnet.2009.02.001.

243. Кулаков Ю. А., Лукашенко В. В., Левчук А. В. Безопасная многопутевая маршрутизация в беспроводных сетях большой размерности. *Захист інформації*. 2011. Том 13, №2(51). С. 5–10. DOI: 10.18372/2410-7840.13.2018.

244. Guck J. W., Van Bemten A., Reisslein M., Kellerer W. Unicast QoS routing algorithms for SDN: A comprehensive survey and performance evaluation. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*. 2018. Vol. 20, No. 1. P. 388-415. DOI: 10.1109/COMST.2017.2749760.

245. Garroppo R.G., Giordano S., Tavanti L. A survey on multi-constrained optimal path computation: Exact and approximate algorithms. *Computer Networks*. 2010. Vol. 54, No. 17. P. 3081–3107. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.comnet.2010.05.017>.

246. Deb K. *Multi-Objective Optimization Using Evolutionary Algorithms*. Chichester, U.K.: Wiley, 2001. 518 p.

247. Konak A., Coit D.W., Smith A.E. Multi-objective optimization using genetic algorithms: A tutorial. *Reliability Engineering & System Safety*. 2006. Vol. 91, No. 9. P. 992–1007. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.ress.2005.11.018>.

248. Marler R.T., Arora J.S. Survey of multi-objective optimization methods for engineering. *Structural and multidisciplinary optimization*. 2004. Vol. 26, No. 6, P. 369–395. DOI: <https://doi.org/10.1007/s00158-003-0368-6>.

249. Yang H.S., Maier M., Reisslein M., Carlyle W.M. A genetic algorithm-based methodology for optimizing multiservice convergence in a metro WDM network. *Journal of lightwave technology*. 2003. Vol. 21, No. 5. P. 1114–1133. DOI: 10.1109/JLT.2003.811564.
250. Jiuchuan H., Hongke Z., Sidong, Z. Heuristic QoS routing based on possibility distribution and soft computing. *Computer Networks and Mobile Computing, 2003. ICCNMC 2003: Proceedings of the International Conference, Shanghai, China, 20-23 October, 2003. IEEE, 2003. P. 399–403. DOI: 10.1109/ICCNMC.2003.1243078.*
251. Yuan X. Heuristic algorithms for multiconstrained quality-of-service routing. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*. 2002. Vol. 10, No. 2. P. 244–256. DOI: 10.1109/90.993305.
252. Krile S. BFC heuristic approach for constraint-based path selection in QoS routing. *Telecommunications, 2003. ConTEL 2003: Proceedings of the 7th International Conference, Zagreb, Croatia, 11-13 June, 2003. IEEE, 2003. P. 491–496. DOI: 10.1109/CONTEL.2003.176952.*
253. Yu Z., Ni M., Wang Z., Huang H. Heuristic algorithm for K-disjoint QoS routing problem. *Computational Sciences and Optimization (CSO): Proceedings of the Fourth International Joint Conference, Yunnan, China, 15-19 April, 2011. IEEE, 2011. P. 353–356. DOI: 10.1109/CSO.2011.145.*
254. Frikha A., Lahoud S. Pre-computation based heuristic for inter-domain QoS routing. *Advanced Networks and Telecommunication Systems (ANTS): Proceedings of the 4th International Symposium, Mumbai, India, 16-18 December, 2010. IEEE, 2010. P. 61–63. DOI: 10.1109/ANTS.2010.5983529.*
255. Feng G., Makki K., Pissinou N., Douligieris C. Heuristic and exact algorithms for QoS routing with multiple constraints. *IEICE Transactions on Communications*. 2002. Vol. 85, No. 12. P. 2838–2850.
256. Sanguankotchakorn T., Perera N. Hybrid multi-constrained optimal path QoS routing with inaccurate link state. *Networks: Proceedings of the Ninth International Conference, Menuires, France, 11-16 April, 2010. IEEE, 2010. P. 321–326. DOI: 10.1109/ICN.2010.57.*

257. Xiao W., Soong B.H., Law C.L., Guan Y.L. Evaluation of heuristic path selection algorithms for multi-constrained QoS routing. *Networking, Sensing and control: Proceedings of the International Conference, Taipei, Taiwan, 21-23 March, 2004*. IEEE, 2004. P. 112–116. DOI: 10.1109/ICNSC.2004.1297418.
258. Koster A., Muñoz, X. (Eds.). *Graphs and algorithms in communication networks: studies in broadband, optical, wireless and ad hoc networks*. Springer Science & Business Media. 2009. 426 p.
259. Schrijver A. On the history of the shortest path problem. *Documenta Mathematica*. 2012. Vol. 17. P.155-167.
260. Dijkstra E. W. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische mathematik*. 1959. Vol. 1, No. 1. P. 269-271.
261. Bellman R. On a routing problem. *Quarterly of applied mathematics*. 1958. Vol. 16, No. 1. P. 87-90.
262. Cavendish D., Gerla M. Internet QoS routing using the Bellman-Ford algorithm. *High Performance Networking*. 1998. Springer, Boston, MA. P. 627-646.
263. Ford Jr L.R. *Network flow theory*. 1956. No. P-923. RAND CORP SANTA MONICA CA.
264. Moore E.F. The shortest path through a maze. *Proc. Int. Symp. Switching Theory*. 1959. P. 285-292.
265. Yen J. Y. An algorithm for finding shortest routes from all source nodes to a given destination in general networks. *Quarterly of Applied Mathematics*. 1970. Vol. 27, No. 4. P. 526-530.
266. Hart P. E., Nilsson N. J., Raphael B. A formal basis for the heuristic determination of minimum cost paths. *IEEE transactions on Systems Science and Cybernetics*. 1968. Vol. 4, No. 2. P. 100-107.
267. Cherkassky B. V., Goldberg A. V., Radzik T. Shortest paths algorithms: Theory and experimental evaluation. *Mathematical programming*. 1996. Vol. 73, No. 2. P. 129-174.
268. Bannister M. J., Eppstein D. Randomized speedup of the Bellman-Ford algorithm. *Analytic Algorithmics and Combinatorics (ANALCO) 2012: Proceedings of*

the Ninth Workshop. Society for Industrial and Applied Mathematics. January, 2012. P. 41-47. DOI: 10.1137/1.9781611973020.6.

269. Fu L., Sun D., Rilett L. R. Heuristic shortest path algorithms for transportation applications: state of the art. *Computers & Operations Research*. 2006. Vol. 33, No. 11. P. 3324-3343.

270. Chow E. A graph search heuristic for shortest distance paths. United States. Department of Energy. Lawrence Livermore Nat. Lab., Livermore, CA, USA, Tech. Rep. UCRL-JRNL-202894, 2005.

271. Joksch H. C. The shortest route problem with constraints. *Journal of Mathematical analysis and applications*. 1966. Vol. 14, No. 2. P. 191-197.

272. Aneja Y. P., Aggarwal V., Nair K. P. Shortest chain subject to side constraints. *Networks*. 1983. Vol. 13, No. 2. P. 295-302.

273. Lee W. C., Hluchyi M. G., Humblet P. A. Routing subject to quality of service constraints in integrated communication networks. *IEEE Network*. 1995. Vol. 9, No. 4, P. 46-55.

274. Widyono R. The design and evaluation of routing algorithms for real-time channels. Berkeley: International Computer Science Institute. Int. Comput. Sci. Inst. Berkeley, Berkeley, CA, USA, Tech. Rep. TR-94-024, 1994.

275. Liu G., Ramakrishnan K. G. A* Prune: an algorithm for finding K shortest paths subject to multiple constraints. *INFOCOM 2001: Proceedings of the Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*. Vol. 2. Anchorage, AK, USA, 22-26 April, 2001. IEEE, 2001. P. 743-749. DOI: 10.1109/INFCOM.2001.916263.

276. Jia Z., Varaiya P. Heuristic methods for delay-constrained least-cost routing problem using k-shortest-path algorithms. *INFOCOM 2001: Proceedings of the Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*. Vol. 2. Anchorage, AK, USA, 22-26 April, 2001. IEEE, 2001. P. 1-9.

277. Cheng G., Ansari N. A new heuristics for finding the delay constrained least cost path. *GLOBECOM'03: Proceedings of the IEEE Global Telecommunications*

Conference. Vol. 7. San Francisco, CA, USA, 1-5 December, 2003. IEEE, 2003. P. 3711-3715. DOI: 10.1109/GLOCOM.2003.1258926.

278. Juttner A., Szviatovski B., Mécs I., Rajkó Z. Lagrange relaxation based method for the QoS routing problem. *INFOCOM 2001: Proceedings of the Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*. Vol. 2. Anchorage, AK, USA, 22-26 April, 2001. IEEE, 2001. P. 859-868. DOI: 10.1109/INFCOM.2001.916277.

279. Santos L., Coutinho-Rodrigues J., Current J. R. An improved solution algorithm for the constrained shortest path problem. *Transportation Research Part B: Methodological*. 2007. Vol. 41, No. 7. P. 756-771. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.trb.2006.12.001>.

280. Feng G., Douligieris C., Makki K., Pissinou N. 2002. Performance evaluation of delay-constrained least-cost QoS routing algorithms based on linear and nonlinear lagrange relaxation. *International Conference on Communications ICC 2002 (Cat. No.02CH37333)*: Proceedings of the IEEE International Conference. New York, NY, USA, 28 April – 2 May, 2002. IEEE, 2002. P. 2273-2278. DOI: 10.1109/ICC.2002.997251.

281. Agrawal H., Grah M., Gregory M. Optimization of QoS routing. *Computer and Information Science ICIS 2007: Proceedings of the 6th IEEE/ACIS International Conference*. July, 2007. IEEE, 2007. P. 598-603.

282. Reeves D. S., Salama H. F. A distributed algorithm for delay-constrained unicast routing. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*. 2000. Vol. 8, No. 2. P. 239-250. DOI: 10.1109/90.842145.

283. Sun Q., Langendörfer H. A new distributed routing algorithm for supporting delay-sensitive applications. *Computer Communications*. 1998. Vol. 21, No. 6. P. 572-578. DOI: 10.1016/S0140-3664(98)00127-3.

284. Ishida K., Amano K., Kannari N. A delay-constrained least-cost path routing protocol and the synthesis method. *Real-Time Computing Systems and Applications 1998: Proceedings of the Fifth International Conference*. Hiroshima, Japan, 27-29 October, 1998. IEEE, 1998. P. 58-65. DOI: 10.1109/RTCSA.1998.726352.

285. Munemitsu T., Kotani D., Okabe Y. A Mixed Integer Programming Solution for Network Optimization Under Tunneling-Based Traffic Engineering Schemes. *Computer Software and Applications Conference (COMPSAC) 2018: Proceedings of the 42nd Annual IEEE Conference*. Tokyo, Japan, 23-27 July, 2018. IEEE, 2018. P. 769-776. DOI: 10.1109/COMPSAC.2018.10335.

286. Meng F., Chai R., Zhang C. Delay minimization based joint routing and flow allocation for software defined networking. *Wireless Communications and Signal Processing (WCSP) 2017: Proceedings of the 9th International Conference*. Nanjing, China, 11-13 October, 2017. IEEE, 2017. P. 1-6. DOI: 10.1109/WCSP.2017.8171146.

287. Tomovic S., Radusinovic I. Traffic engineering approach to virtual-link provisioning in software-defined ISP networks. *TELFOR 2017: Proceedings of the 25th Telecommunication Forum*. Belgrade, Serbia, 21-22 November, 2017. IEEE, 2017. P. 1-4. DOI: 10.1109/TELFOR.2017.8249296.

288. Amin R., Reisslein M., Shah N. Hybrid SDN Networks: A Survey of Existing Approaches. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*. 2018. P. 1-48. DOI: 10.1109/COMST.2018.2837161.

289. Das T., Caria M., Jukan A., Hoffmann M. Insights on SDN migration trajectory. *Communications (ICC) 2015: Proceedings of the IEEE International Conference*. London, UK, 8-12 June, 2015. IEEE, 2015. P. 5348-5353. DOI: 10.1109/ICC.2015.7249174.

290. Lukovszki T., Rost M., Schmid S. It's a match!: Near-optimal and incremental middlebox deployment. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*. 2016. Vol. 46, No. 1. P. 30-36. DOI: <http://dx.doi.org/10.1145/2875951.2875956>.

291. Caria M., Das T., Jukan A., Hoffmann M. Divide and conquer: Partitioning OSPF networks with SDN. *Integrated Network Management (IM) 2015: Proceedings of the IFIP/IEEE International Symposium*. Ottawa, ON, Canada, 11-15 May, 2015. IEEE, 2015. P. 467-474. DOI: 10.1109/INM.2015.7140324.

292. Caria M., Jukan A., Hoffmann M. SDN partitioning: A centralized control plane for distributed routing protocols. *IEEE Transactions on Network and Service Management*. 2016. Vol. 13, No. 3. P. 381-393. DOI: 10.1109/TNSM.2016.2585759.

293. Hong D. K., Ma Y., Banerjee S., Mao Z. M. Incremental deployment of SDN in hybrid enterprise and ISP networks. *SOSR'16: Proceedings of the Symposium on SDN Research*. ACM. Santa Clara, CA, USA, 14-15 March, 2016. 7 p. DOI: <http://dx.doi.org/10.1145/2890955.289095>.

294. Xu H., Li X. Y., Huang L., Deng H., Huang H., Wang H. Incremental deployment and throughput maximization routing for a hybrid SDN. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*. 2017. Vol. 25, No. 3. P. 1861-1875. DOI: 10.1109/TNET.2017.2657643.

295. Kar B., Wu E. H. K., Lin Y. D. The budgeted maximum coverage problem in partially deployed software defined networks. *IEEE Transactions on Network and Service Management*. 2016. Vol. 13, No. 3. P. 394-406. DOI: 10.1109/TNSM.2016.2598549.

296. Guo Y., Wang Z., Yin X., Shi X., Wu J., Zhang H. Incremental deployment for traffic engineering in hybrid SDN network. *Computing and Communications Conference (IPCCC) 2015: Proceedings of the 34th International Performance*. Nanjing, China, 14-16 December, 2015. IEEE, 2015. P. 1-8. DOI: 10.1109/PCCC.2015.7410320.

297. Segall A. The modeling of adaptive routing in data communications networks *IEEE Trans. on communications*. 1975. Vol. 25, № 1. P.85 – 95.

298. Поповский В. В., Лемешко А. В., Евсеева О. Ю. Математические модели телекоммуникационных систем. Часть 1. Математические модели функциональных свойств телекоммуникационных систем. *Проблеми телекомунікацій*. 2011. № 2(4). С. 3–41. URL: http://pt.journal.kh.ua/2011/2/1/112_popovsky_functional.pdf.

299. Поповский В. В., Лемешко А. В., Евсеева О. Ю. Динамическое управление ресурсами ТКС: математические модели в пространстве состояний. *Наукові записки УНДІЗ*. 2009. №1(9). С. 3-26.

300. Лемешко А. В., Беленков А. Г. Динамическая модель комплексного решения задач маршрутизации и абонентского доступа в территориально-

распределенных телекоммуникационных сетях. *Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии*. 2003. Вып. 18. С. 134–139.

301. Лемешко О. В., Євсєєва О. Ю., Симоненко Д. В. Модель динамічного балансування мережних ресурсів у телекомунікаційній мережі. *Системи обробки інформації*. 2008. Вип. 5(72). С. 71-74.

302. Лемешко А. В., Симоненко Д. В. Динамическая модель балансировки буферных и канальных ресурсов транспортной сети телекоммуникационной системы. *Проблеми телекомунікацій*. 2010. № 2(2). С. 42–49. URL: http://pt.journal.kh.ua/2010/2/2/102_lemeshko_dynamic.pdf.

303. Гуревич И. М. Динамическая модель сети связи. *Теория телетрафика в системах информатики*. Москва: Наука, 1989. С.54-64.

304. Старкова Е. В. Анализ устойчивости и оптимизация TCP-сеансов в мультисервисных ТКС. *Проблеми телекомунікацій*. 2010. № 1(1). С. 45–58. URL: http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_starkova_stability.pdf.

305. Liu Y., Lo Presti F., Misra V., Towsley D., Gu Y. Fluid models and solutions for large-scale IP networks. *ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review*. 2003. Vol. 31, No. 1. P. 91–101.

306. Czachórski T., Grochla K., Pekergin F. Some contributions to the modelling the dynamics of (TCP, UDP)/RED flows over reliable and unreliable connections. *HET-NETs' 06*. 2006. P. 1–10.

307. Kim H. S. Optimal Control Approach for Congestion Control in Multi-hop Communication Networks. *CISL: Proceedings of the 15th Winter Workshop, Kushu, Japan*. 2002. P. 9.

308. Xu K., Tipper D., Qian Y., Krishnamurthy P., Tipmongkonsilp S. Time-Varying Performance Analysis of Multihop Wireless Networks With CBR Traffic. *IEEE TRANSACTIONS ON VEHICULAR TECHNOLOGY*. 2014. Vol. 63, No. 7. P. 3397–3409. DOI: 10.1109/TVT.2013.2297382.

309. Alnowibet K. A. Nonstationary Erlang Loss Queues and Networks: PhD Thesis / North Carolina State University, 2004. 140 p.

310. Wang W., Tipper D., Banerjee S. A Simple Approximation for modeling Nonstationary Queues. *INFOCOM '96: Proceedings of the Fifteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer Societies*. San Francisco, CA, USA, 24-28 March, 1996. IEEE, 1996. P. 255–262. DOI: 10.1109/INFCOM.1996.497901.

311. Hampshire R. C., Massey W. A. Dynamic optimization with applications to dynamic rate queues. *TUTORIALS in Operations Research*, INFORMS Society. 2010. P. 210–247. DOI: <https://doi.org/10.1287/educ.1100.0077>.

312. Zhu K., Niyato D., Wang P. Dynamic service selection and bandwidth allocation in IEEE 802.16 m mobile relay networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*. 2012. Vol. 30, No. 9. P. 1798–1805. DOI: 10.1109/JSAC.2012.121025.

313. Лемешко А. В. Вероятностно-временная модель QoS маршрутизации с предвычислением путей в условиях неидеальной надежности элементов телекоммуникационной сети. *Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб.* 2005. Вып. 142. С. 11-20.

314. Chiu C.W., Huang K.S., Yang C.B., Tseng, C.T. An adaptive heuristic algorithm with the probabilistic safety vector for fault-tolerant routing on the (n, k)-star graph. *International Journal of Foundations of Computer Science*. 2014. Vol. 25, No. 06. P.723-743.

315. Soleimany A., Azmoodeh S. More Improvement by Helping Ant to Fault-Tolerant Heuristic Routing Algorithm in Mesh Networks. *Research Journal of Applied Sciences, Engineering and Technology*. 2013. Vol. 6, No. 4. P. 622-630. DOI: 10.19026/rjaset.6.4172

316. Arai J., Li Y. Fault-Tolerant Routing Algorithms for Hierarchical Dual-Nets with Limited and Arbitrary Number of Faulty Nodes. *International Journal of Networking and Computing*. 2015. Vol. 5, No. 2. P. 329-346.

317. Elhourani T., Gopalan A., Ramasubramanian S. IP fast rerouting for multi-link failures. *IEEE/ACM Transactions on Networking*. 2016. Vol. 24, No. 5. P. 3014-3025. DOI: 10.1109/TNET.2016.2516442.

318. Gopalan A., Ramasubramanian S. IP fast rerouting and disjoint multipath routing with three edge-independent spanning trees. *IEEE/ACM Transactions on Networking*. 2016. Vol. 24, No. 3. P. 1336-1349. DOI: 10.1109/TNET.2015.2440179.

319. Martins L., Gomes T., Tipper D. An efficient heuristic for calculating a protected path with specified nodes. *Resilient Networks Design and Modeling (RNDM)*: Proceedings of the 8th International Workshop, Halmstad, Sweden, 13-15 September, 2016. IEEE, 2016. P. 150-157. DOI: 10.1109/RNDM.2016.7608281.

320. Antonakopoulos S., Bejerano Y., Koppol P. Full protection made easy: The DisPath IP fast reroute scheme. *IEEE/ACM Transactions on Networking*. 2015. Vol. 23, No. 4. P.1229-1242. DOI: 10.1109/TNET.2014.2369855.

321. Kuang K., Wang S., Wang X. Discussion on the combination of loop-free alternates and maximally redundant trees for IP networks fast reroute. *Communications (ICC)*: Proceedings of the International Conference, Sydney, NSW, Australia, 10-14 June, 2014. IEEE, 2014. P. 1131-1136. DOI: 10.1109/ICC.2014.6883473.

322. Menth M., Braun W. Performance comparison of not-via addresses and maximally redundant trees (MRTs). *Integrated Network Management (IM 2013)*: Proceedings of the IFIP/IEEE International Symposium, Ghent, Belgium, 27-31 May, 2013. IEEE, 2013. P. 218-225.

323. Braun W., Menth M. Loop-free alternates with loop detection for fast reroute in software-defined carrier and data center networks. *Journal of Network and Systems Management*. 2016. Vol. 24, No. 3. P.470-490. DOI: 10.1007/s10922-016-9369-9.

324. Braun W., Albert M., Eckert T., Menth M. Performance comparison of resilience mechanisms for stateless multicast using bier. *Integrated Network and Service Management (IM)*: Proceedings of the IFIP/IEEE Symposium, Lisbon, Portugal, 8-12 ay, 2017. IEEE, 2017. P. 230-238. DOI: 10.23919/INM.2017.7987284.

325. Duong T.D., Kaneko K. Fault-Tolerant Routing Based on Approximate Directed Routable Probabilities for Hypercubes. In: Xiang Y., Cuzzocrea A., Hobbs M., Zhou W. (eds) *Algorithms and Architectures for Parallel Processing. ICA3PP 2011*. Lecture Notes in Computer Science, Vol. 7016. Springer, Berlin, Heidelberg. P 106-116. DOI: https://doi.org/10.1007/978-3-642-24650-0_10.

326. Lu C., Hu, D. A Fault-Tolerant Routing Algorithm for Wireless Sensor Networks Based on the Structured Directional de Bruijn Graph. *Cybernetics and Information Technologies*. 2016. Vol. 16, No. 2. P. 46-59. DOI: DOI: 10.1515/cait-2016-0019.

327. Yeh S. I., Yang C. B., Chen H. C. Fault-tolerant routing on the star graph with safety vectors. *Parallel Architectures, Algorithms and Networks 2002 (I-SPAN'02)*: Proceedings of the International Symposium. Makati City, Metro Manila, Philippines, 22-24 May, 2002. IEEE, 2002. P. 301-306. DOI: 10.1109/ISPAN.2002.1004298.

328. Nishiyama Y., Hirai Y., Kaneko K. Fault-Tolerant Routing Based on Improved Safety Levels in Pancake Graphs. *Parallel and Distributed Computing, Applications and Technologies (PDCAT) 2014*: Proceedings of the 15th International Conference. Hong Kong, China, 9-11 December, 2014. IEEE, 2014. P. 76-81. DOI: 10.1109/PDCAT.2014.20.

329. Nishiyama Y., Sasaki Y., Hirai Y., Nakajo H., Kaneko K. Fault-tolerant Routing based on Routing Capabilities in a Hyper-Star Graph. *Journal of Information Science and Engineering*. 2017. P. 1-13.

330. Wang D., McNair J. Circulant-graph-based fault-tolerant routing for all-optical WDM LANs. *GLOBECOM 2010*: Proceedings of the Global Telecommunications Conference. Miami, FL, USA, 6-10 December, 2010. IEEE, 2010. P. 1-5. DOI: 10.1109/GLOCOM.2010.5683293.

331. Pióro M., Tomaszewski A., Żukowski C., Hock D., Hartmann M., Menth M. Optimized IP-based vs. explicit paths for one-to-one backup in MPLS fast reroute. *NETWORKS 2010*: Proceedings of the 14th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium. Warsaw, Poland. 27-30 September, 2010. IEEE, 2010. P. 1-6. DOI: 10.1109/NETWKS.2010.5624923.

332. Addis B., Carello G., Mattia S. Survivable green traffic engineering with shared protection. *Networks*. 2017. Vol. 69, No. 1. P. 6-22. DOI: <https://doi.org/10.1002/net.21717>.

333. Gomes T., Martins L., Ferreira S., Pascoal M., Tipper D. Algorithms for determining a node-disjoint path pair visiting specified nodes. *Optical Switching and*

Networking. 2017. Vol. 23. P. 189-204. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.osn.2016.05.002>.

334. Liu V. Y., Tipper D. Spare capacity allocation using shared backup path protection for dual link failures. *Computer Communications*. 2013. Vol. 36, No. 6. P. 666-677. DOI: 10.1016/j.comcom.2012.09.007.

335. Myslitski K., Rak J., Kuszner Ł. Toward fast calculation of communication paths for resilient routing. *Networks*. 2017. Vol. 70, No. 4. P. 308-326. DOI: <https://doi.org/10.1002/net.21789>.

336. Gomes T., Tipper D., Alashaikh A. A novel approach for ensuring high end-to-end availability: The spine concept. *Design of Reliable Communication Networks (DRCN) 2014*: Proceedings of the 10th International Conference. Ghent, Belgium, 1-3 April, 2014. IEEE, 2014. P. 1-8. DOI: 10.1109/DRCN.2014.6816142.

337. Alashaikh A., Tipper D., Gomes T. March, 2016. Supporting differentiated resilience classes in multilayer networks. *Design of Reliable Communication Networks (DRCN) 2016*: Proceedings of the 12th International Conference. Paris, France. 15-17 March, 2017. IEEE, 2016. P. 31-38. DOI: 10.1109/DRCN.2016.7470832.

338. Zhang X., Cheng Z., Lin R., He L., Yu S., Luo H. Local Fast Reroute With Flow Aggregation in Software Defined Networks. *IEEE Communications Letters*. 2017. Vol. 21, No. 4. P. 785-788. DOI: 10.1109/LCOMM.2016.2638430.

339. Malik A., Aziz B., Adda M., Ke C. H. Optimisation methods for fast restoration of software-defined networks. *IEEE Access*. 2017. Vol. 5. P. 16111-16123. DOI: 10.1109/ACCESS.2017.2736949.

340. Rzym G., Wajda K., Chołda P. SDN-based WAN optimization: PCE implementation in multi-domain MPLS networks supported by BGP-LS. *Image Processing & Communications*. 2017. Vol. 22, No. 1. P. 35-48. DOI: <https://doi.org/10.1515/ipc-2017-0004>.

341. Gupta D., Segal A., Panda A., Segev G., Schapira M., Feigenbaum J., Rexford J., Shenker S. A new approach to interdomain routing based on secure multi-party computation. *Hot Topics in Networks*: Proceedings of the 11th ACM Workshop. October, 2012. ACM, 2012. P. 37-42. DOI: 10.1145/2390231.2390238.

342. Gharib M., Yousefzadeh H., Movaghar A. Secure Overlay Routing for Large Scale Networks. *IEEE Transactions on Network Science and Engineering*. 2018. Vol. 1. P. 1-12. DOI: 10.1109/TNSE.2018.2812830.
343. Чевардін В. Є., Романюк В. А., Шевченко В. С. Модель загроз безпеки інформації в сучасних телекомунікаційних мережах з динамічною топологією. *Збірник наукових праць ВІТІ НТУУ «КПІ»*. 2012. №2. С. 90–95.
344. Снегуров А. В., Чакрян В. Х. Метод формирования метрик маршрутизации, основанный на рисках информационной безопасности. *Системи управління, навігації та зв'язку*. 2012. №4(24). С. 105-110.
345. Snihurov A., Chakrian V. Improvement of EIGRP Protocol Routing Algorithm with the Consideration of Information Security Risk Parameters. *Scholars Journal of Engineering and Technology*. 2015. Vol. 3, No. 8. С. 707-714.
346. Lemeshko A., Hailan Ahmad M., Yevsyeyeva O. Mathematical Model and Method of Routing with Resources Reservation in IP/IntServ Network. *Modern Problem of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET'2012)*: Proceedings of the International Conference. Lviv-Slavske, Ukraine, 21-24 February, 2012. IEEE, 2012. P. 325-326.
347. Lemeshko O., Nevzorova O., Hailan A. The increasing convergence of coordination procedure in the implementation of multipath hierarchical routing. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PICS&T'2014)*: Proceedings of the First International Scientific-Practical Conference. Kharkov, Ukraine, 14-17 October, 2014. IEEE, 2014. P. 45-48. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2014.6992294.
348. Tyagi A. K. MATLAB and SIMULINK for Engineers (Oxford Higher Education). Oxford University Press, 2012. 492 p.
349. Klee H., Allen R. Simulation of Dynamic Systems with MATLAB® and Simulink®. Third Edition. CRC Press, 2017. 852 p.
350. Perutka K. MATLAB for Engineers – Applications in Control, Electrical Engineering, IT and Robotics. InTech, 2011. 524 p.
351. Moore H. MATLAB for Engineers. 5th Edition. Pearson, 2017. 688 p.

352. Hahn B., Valentine D. T. Essential MATLAB for Engineers and Scientists, Sixth Edition. Academic Press, 2016. 428 p.

353. Лемешко А. В., Евсеева О. Ю. Тензорная геометризация структурно-функционального представления телекоммуникационной системы в базисе межполюсных путей и внутренних разрезов. *Наукові записки УНДІЗ*. 2010. Вип. 1, № 13. С. 14–26.

354. Ghosh S., Rajkumar R., Hansen J., Lehoczky J. Scalable QoS-based resource allocation in hierarchical networked environment. *Real Time and Embedded Technology and Applications Symposium: Proceedings of the 11th IEEE Symposium*. San Francisco, CA, USA, 7-10 March, 2005. IEEE, 2005. P. 256-267. DOI: 10.1109/RTAS.2005.47.

355. Schmidt S., Kunegis J. Scalable bandwidth optimization in advance reservation networks. *International Conference on Networks (ICON 2007): Proceedings of the 15th IEEE International Conference*. Adelaide, SA, Australia, 19-21 November, 2007. P. 95-100. DOI: 10.1109/ICON.2007.4444068.

356. Yuan X., Ding H., Zhong Y., Zhang J. Resource reservation mechanisms for distributed multi-path quality of service routing. *Computer Communications and Networks: Proceedings Ninth International Conference*. Las Vegas, NV, USA, 16-18 October, 2000. IEEE, 2000. P. 9-13. DOI: 10.1109/ICCCN.2000.885463.

357. Zuo L., Zhu M. M. Improved Scheduling Algorithms for Single-Path Multiple Bandwidth Reservation Requests. *Trustcom/BigDataSE/ISPA: Proceedings of the International IEEE Conference*. Tianjin, China, 23-26 August, 2016. IEEE, 2016. P. 1692-1699. DOI: 10.1109/TrustCom.2016.0259.

358. Месарович М., Мако Д., Такахара И. Теория иерархических многоуровневых систем. Москва: Мир, 1973. 344 с.

359. Сингх М., Титли А. Системы: декомпозиция, оптимизация и управление. Москва: Машиностроение, 1986. 494 с.

360. Chen Y., Farley T., Ye N. QoS requirements of network applications on the Internet. *Information Knowledge Systems Management*, 2004. Vol. 4, No. 1. P. 55-76.

361. Colonnese S., Russo S., Cuomo F., Melodia T., Rubin I. Timely delivery versus bandwidth allocation for dash-based video streaming over LTE. *IEEE Communications Letters*. 2016. Vol. 20, No. 3. P. 586–589. DOI: 10.1109/LCOMM.2016.2516001.

362. Rao W., Zhao K., Zhang Y., Hui P., Tarkoma S. Towards maximizing timely content delivery in delay tolerant networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*. 2015. Vol. 14, No. 4. P. 755–769. DOI: 10.1109/TMC.2014.2330296.

363. Jonsson M., Kunert K., Böhm A. Increasing the probability of timely and correct message delivery in road side unit based vehicular communication. *Intelligent Transportation Systems (ITSC) 2012: Proceedings of the 15th International IEEE Conference*. Anchorage, AK, USA, 16-19 September, 2012. IEEE, 2012. P. 672–679. DOI: 10.1109/ITSC.2012.6338806.

364. Chand S., Om H. Timely delivery of video data in staircase scheme. *National Conference on Communications (NCC) 2012: Proceedings of the National Conference*. Kharagpur, India, 3-5 February, 2012. IEEE, 2012. P. 1–5. DOI: 10.1109/NCC.2012.6176798.

365. Luqman F. TRIAGE: Applying context to improve timely delivery of critical data in mobile ad hoc networks for disaster response. *Pervasive Computing and Communications Workshops (PERCOM Workshops): Proceedings of the IEEE International Conference*. Seattle, WA, USA, 21-25 March, 2011. IEEE, 2011. P. 407–408. DOI: 10.1109/PERCOMW.2011.5766923.

366. Kabir M. H., Islam S., Hossain M. J., Hossain S. Detail comparison of network simulators. *International Journal of Scientific & Engineering Research*. 2014. Vol. 5, No. 10. P. 203-218.

367. Mishra V., Jangale S. Analysis and comparison of different network simulators. *International Journal of Application or Innovation in Engineering & Management. Special Issue for International Technological Conference-2014*. 2014. P. 1-5.

368. Natarajan M. Graph Theory Algorithms for Mobile Ad Hoc Networks. *Informatica – An International Journal of Computing and Informatics*. 2012. Vol. 36. P. 185–200.
369. Suurballe J. W. Disjoint paths in a network. *Networks*. 1974. Vol. 4, No. 2. P. 125–145.
370. RFC 4105. Requirements for Inter-Area MPLS Traffic Engineering. June 2005. 22 p. URL: <https://tools.ietf.org/pdf/rfc4105.pdf>.
371. Wright B. Inter-area routing, path selection and traffic engineering. White paper, Data Connection Limited. 2003. 46 p.
372. Wójcik R., Domżał J., Duliński Z., Rzym G., Kamisiński A., Gawłowicz P., Jurkiewicz P., Rząsa J., Stankiewicz R., Wajda K. A survey on methods to provide interarea multipath transmissions. *Computer Networks*. 2016. Vol. 108. P. 233-259. DOI: 10.1016/j.comnet.2016.08.028.
373. Lemeshko O., Nevzorova O., Vavenko T. Hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network. *Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo) 2016: Proceedings of the International Conference*. Kyiv, Ukraine, 11-16 September, 2016. IEEE, 2016. P. 1-4. DOI: 10.1109/UkrMiCo.2016.7739626.
374. Lemeshko O., Romanyuk A., Kozlova H. Design schemes for MPLS Fast ReRoute. *Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics (CADSM) 2013: Proceedings of the 12th International Conference*. Polyana Svalyava, Ukraine, 19-23 February, 2013. IEEE, 2013. P. 202–203.

ДОДАТОК А

ХАРАКТЕРИСТИКА ІМІТАЦІЙНОЇ МОДЕЛІ ФУНКЦІОНУВАННЯ ІНТЕРФЕЙСІВ МАРШРУТИЗАТОРІВ ТКМ, ПОБУДОВАНОЇ З ВИКОРИСТАННЯМ ПАКЕТА SIMULINK

Відповідно до рис. 2.33 блок агрегування (Aggregation block) відповідає за обробку вихідних даних (кількості та класу черг; числа, класу та інтенсивностей потоків пакетів) та управління чергами з точки зору їх формування та розподілу між ними пропускну здатності інтерфейсу. Через те, що в більшість відомих аналітичних моделей управління трафіком покладені оптимізаційні рішення [88, 218], то блок агрегації використовує функціонал Optimization Toolbox. Так рішення щодо оптимального агрегування потоків і розподілу пакетів за чергами було реалізовано за допомогою блоків MATLAB Function, які дозволяли додавати функції MATLAB в Simulink-модель. В даному випадку блок агрегування (рис.2.33) реалізував роботу підпрограм `intlinprog`, `quadprog` та `fmincon`. Наприклад, на рис. 2.33 продемонстровано варіант вихідних даних ($In1 \div In3$), коли на інтерфейс надходило десять потоків пакетів, які розподілялись між чотирма чергами. Результатом аналітичних розрахунків є вектори – $Out1$ та $Out2$ з координатами, відповідно, $\varphi_{i,j}$ та $\lambda_{i,j}$.

На рис. 2.33 блок розподілення (Distribution block) здійснює розподіл вхідних даних за окремими чергами. Наприклад, вихідний параметр `bandw1` визначав виділену для першої черги пропускну здатність, а параметр `int1` – сумарну інтенсивність потоків пакетів, що направлені до цієї ж черги.

Блоки `queue1 \div queue4` забезпечували імітацію динаміки зміни стану інтерфейсу з точки зору завантаженості кожної з його черг, ґрунтуючись на розв'язанні нелінійних диференціальних рівнянь (2.11) за допомогою можливостей Differential Equations Toolbox. Схема блоку динаміки

зміни стану інтерфейсу (`queue1`), який реалізує роботу системи $M(t)/M(t)/1$, показана на рис. А.1.

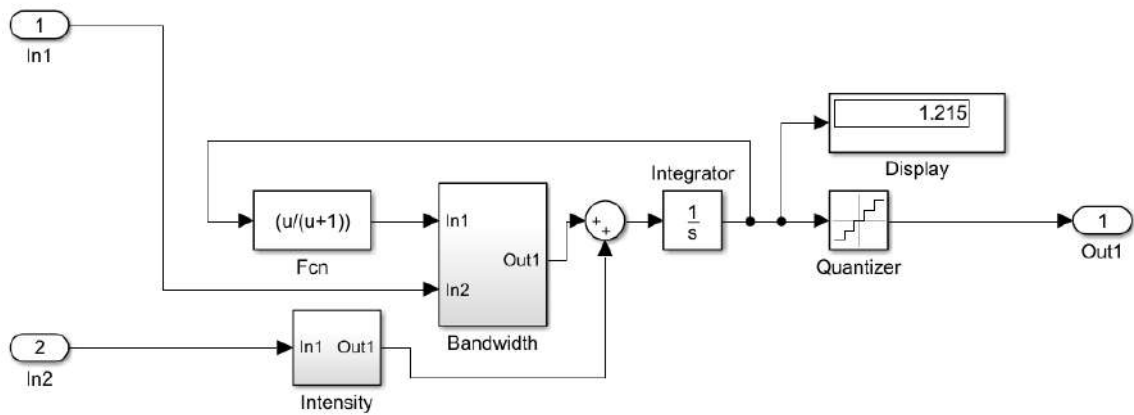


Рис. А.1. Схема блоку динаміки зміни стану інтерфейсу `queue1`

На вхід блоку `queue1` подаються параметри інтенсивності агрегованого потоку та пропускної здатності інтерфейсу, виділеної цій (першій) черзі, що надходять з `Distribution block` (рис. 2.33). Ці параметри передаються на підсистеми «Bandwidth» (рис. А.2 а) та «Intensity» (рис. А.2 б), які відповідають за передачу значень інтенсивності та пропускної здатності для розв'язання диференціального рівняння в підсистемі «Fcn».

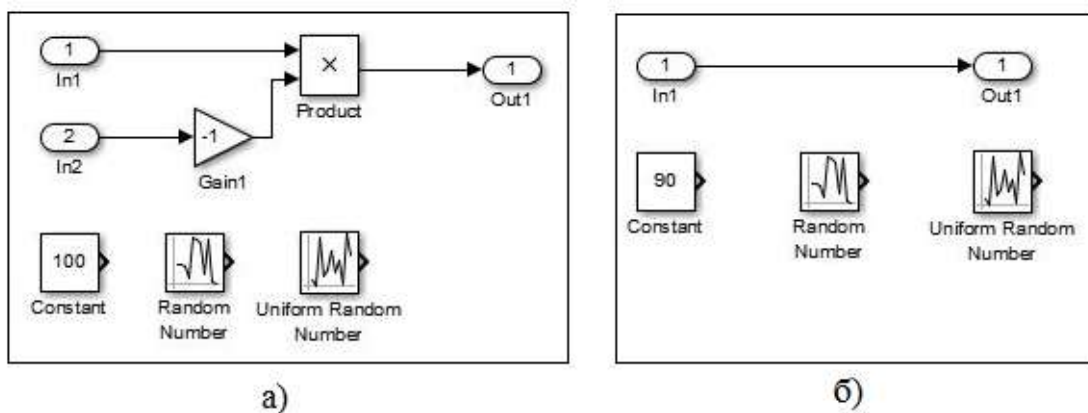


Рис. А.2. Зміст підсистем «Bandwidth» (а) та «Intensity» (б)

Особливістю даного блоку запропонованої моделі є те, що інтенсивності вхідних потоків та пропускну здатності інтерфейсів можуть задаватись як вручну за допомогою блоку «Const», так і за допомогою генераторів випадкових чисел з рівномірним, нормальним або Пуассонівським розподілом.

В підсистемі функцій «Fcn» задавався вид нелінійного диференціального рівняння (2.11) або (2.13). Наприклад, якщо використовувалась аналітична модель (2.11), то вид підсистеми «Fcn» показано на рис. А.3.

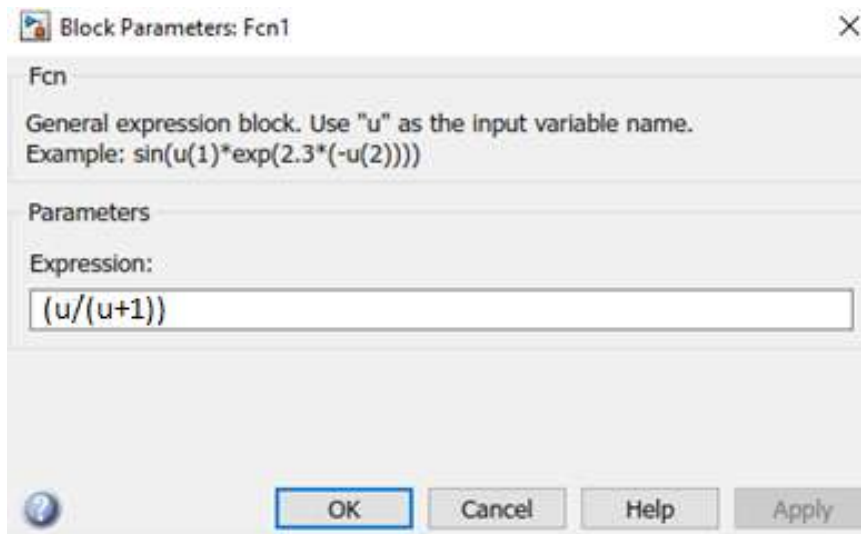


Рис. А.3. Приклад завдання виду диференціального рівняння (2.11) в підсистему «Fcn»

Результат розв'язання диференціального рівняння відбувається в підсистемі «Integrator», в якому також задається початкове значення середньої довжини черги на інтерфейсі. Підсистема «Quantizer» забезпечує квантування вхідного параметру з однаковим кроком за рівнем для більш наглядного формування результату на графіку. Відповідно до отриманих у Aggregation block результатів за допомогою блоків queue1÷queue4 може бути досліджена динаміка зміни середньої довжини кожної з черг. Результати аналізу візуалізуються за допомогою блоку «Result» (рис. 2.33).

Таким чином розроблена імітаційна модель функціонування інтерфейсів маршрутизаторів ТКМ дозволяє проаналізувати вплив інтенсивності потоку, виділеної пропускної здатності інтерфейсу, дисципліни обслуговування пакетів на динаміку зміни середньої довжини черги та на час нестационарного режиму роботи інтерфейсу. Так на рис. А.4, для прикладу, наведено динаміку зміни середньої довжини черги на інтерфейсі, який працює за СМО $M(t)/M(t)/1$ при виділеній пропускній здатності 22,1 1/с та середній інтенсивності потоку пакетів в 12,6 1/с

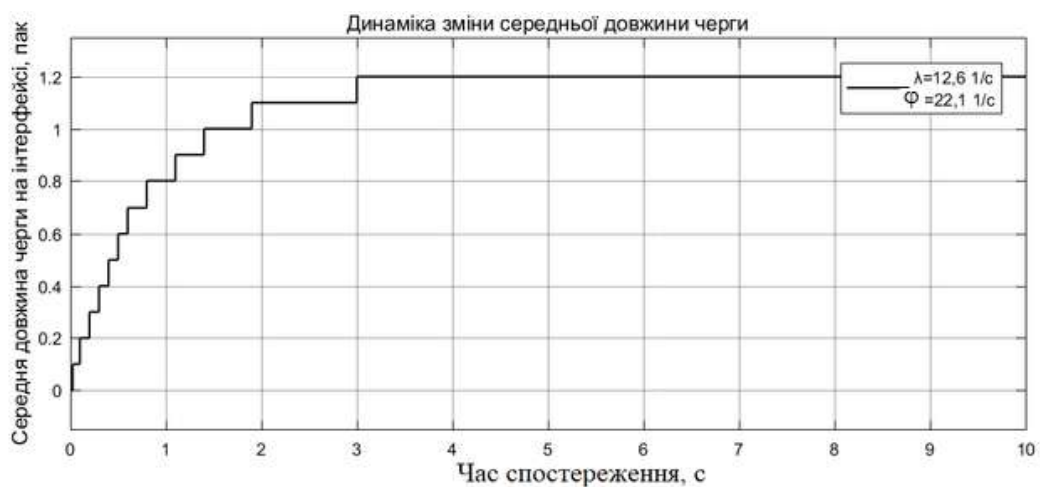


Рис. А.4. Аналіз динаміки зміни середньої довжини першої черги на інтерфейсі, який працює за СМО $M(t)/M(t)/1$ при виділеній пропускній здатності 22,1 1/с та середній інтенсивності потоку пакетів в 12,6 1/с

ДОДАТОК Б

ПРОМІЖНІ РЕЗУЛЬТАТИ ДОСЛІДЖЕННЯ МОДЕЛЕЙ ТА МЕТОДІВ
ВІДМОВОСТІЙКОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В ТКМ

Б.1. Проміжні результати роботи дворівневого методу одношляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ при захисті шляху

Таблиця Б.1

Результати розрахунку після першої ітерації роботи методу ($\alpha = 0,92$)

Канал зв'язку	Перший потік		Другий потік		$\alpha_{i,j}$
	Основний шлях	Резервний шлях	Основний шлях	Резервний шлях	
$E_{1,2}$	0	240	0	0	0,3
$E_{2,3}$	0	0	0	0	0
$E_{1,4}$	240	0	0	0	0,3
$E_{2,5}$	0	240	0	0	0,267
$E_{3,6}$	0	0	0	0	0
$E_{5,4}$	0	0	0	220	0,55
$E_{5,6}$	0	240	0	0	0,8
$E_{4,7}$	240	0	0	220	0,657
$E_{5,8}$	0	0	220	0	0,44
$E_{6,9}$	0	240	0	0	0,3
$E_{7,8}$	0	0	0	0	0
$E_{9,8}$	0	0	0	0	0
$E_{7,10}$	240	0	0	220	0,92
$E_{8,11}$	0	0	220	0	0,244
$E_{9,12}$	0	240	0	0	0,3
$E_{10,11}$	240	0	0	220	0,657
$E_{11,12}$	240	0	0	0	0,4

Таблиця Б.2

Результати розрахунку після другої ітерації роботи методу ($\alpha = 0,8$)

Канал зв'язку	Перший потік		Другий потік		$\alpha_{i,j}$
	Основний шлях	Резервний шлях	Основний шлях	Резервний шлях	
$E_{1,2}$	0	240	0	0	0,3
$E_{2,3}$	0	0	0	0	0
$E_{1,4}$	240	0	0	0	0,3
$E_{2,5}$	0	240	0	0	0,267
$E_{3,6}$	0	0	0	0	0
$E_{5,4}$	0	0	0	220	0,55
$E_{5,6}$	0	240	0	0	0,8
$E_{4,7}$	240	0	0	220	0,657
$E_{5,8}$	0	0	220	0	0,44
$E_{6,9}$	0	240	0	0	0,3
$E_{7,8}$	240	0	0	0	0,6
$E_{9,8}$	0	0	0	0	0
$E_{7,10}$	0	0	0	220	0,44
$E_{8,11}$	240	0	220	0	0,511
$E_{9,12}$	0	240	0	0	0,3
$E_{10,11}$	0	0	0	220	0,314
$E_{11,12}$	240	0	0	0	0,4

Таблиця Б.3

Результати розрахунку після третьої ітерації роботи методу ($\alpha = 0,657$)

Канал зв'язку	Перший потік		Другий потік		$\alpha_{i,j}$
	Основний шлях	Резервний шлях	Основний шлях	Резервний шлях	
$E_{1,2}$	0	240	0	0	0,3
$E_{2,3}$	0	240	0	0	0,48
$E_{1,4}$	240	0	0	0	0,3
$E_{2,5}$	0	0	0	0	0
$E_{3,6}$	0	240	0	0	0,343
$E_{5,4}$	0	0	0	220	0,55
$E_{5,6}$	0	0	0	0	0
$E_{4,7}$	240	0	0	220	0,657
$E_{5,8}$	0	0	220	0	0,44
$E_{6,9}$	0	240	0	0	0,3
$E_{7,8}$	240	0	0	0	0,6
$E_{9,8}$	0	0	0	0	0
$E_{7,10}$	0	0	0	220	0,44
$E_{8,11}$	240	0	220	0	0,511
$E_{9,12}$	0	240	0	0	0,3
$E_{10,11}$	0	0	0	220	0,314
$E_{11,12}$	240	0	0	0	0,4

Б.2. Проміжні результати роботи дворівневого методу одношляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ при захисті каналу

Таблиця Б.4

Результати розрахунку після першої ітерації роботи методу ($\alpha = 0,96$)

Канал зв'язку	Перший потік		Другий потік		$\alpha_{i,j}$
	Основний шлях	Резервний шлях	Основний шлях	Резервний шлях	
$E_{1,2}$	0	240	0	0	0,3
$E_{2,3}$	0	0	0	0	0
$E_{1,4}$	240	0	0	0	0,3
$E_{2,5}$	0	240	0	0	0,267
$E_{3,6}$	0	0	0	0	0
$E_{5,4}$	0	0	0	240	0,6
$E_{5,6}$	0	240	0	0	0,8
$E_{4,7}$	240	0	0	240	0,6857
$E_{5,8}$	0	0	240	0	0,48
$E_{6,9}$	0	240	0	0	0,3
$E_{7,8}$	0	0	0	0	0
$E_{9,8}$	0	0	0	0	0
$E_{7,10}$	240	0	0	240	0,96
$E_{8,11}$	0	0	240	0	0,2667
$E_{9,12}$	0	240	0	0	0,3
$E_{10,11}$	240	0	0	240	0,6857
$E_{11,12}$	240	0	0	0	0,4

Таблиця Б.5

Результати розрахунку після другої ітерації роботи методу ($\alpha = 0,8$)

Канал зв'язку	Перший потік		Другий потік		$\alpha_{i,j}$
	Основний шлях	Резервний шлях	Основний шлях	Резервний шлях	
$E_{1,2}$	240	240	0	0	0,3
$E_{2,3}$	240	0	0	0	0,48
$E_{1,4}$	0	0	0	0	0
$E_{2,5}$	0	240	0	0	0,2667
$E_{3,6}$	240	0	0	0	0,3429
$E_{5,4}$	0	0	240	240	0,6
$E_{5,6}$	0	240	0	0	0,8
$E_{4,7}$	0	0	240	240	0,3429
$E_{5,8}$	0	0	0	0	0
$E_{6,9}$	240	240	0	0	0,3
$E_{7,8}$	0	0	0	0	0
$E_{9,8}$	0	0	0	0	0
$E_{7,10}$	0	0	240	240	0,48
$E_{8,11}$	0	0	0	0	0
$E_{9,12}$	240	240	0	0	0,3
$E_{10,11}$	0	0	240	240	0,3429
$E_{11,12}$	0	0	0	0	0

Таблиця Б.6

Результати розрахунку після третьої ітерації роботи методу ($\alpha = 0,6$)

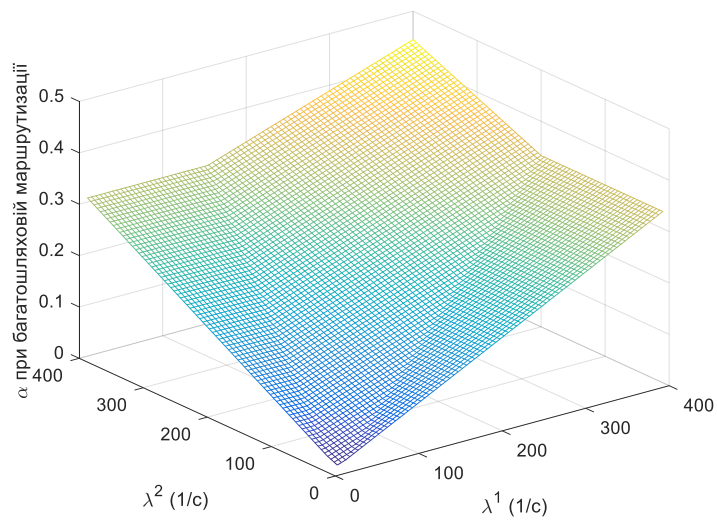
Канал зв'язку	Перший потік		Другий потік		$\alpha_{i,j}$
	Основний шлях	Резервний шлях	Основний шлях	Резервний шлях	
$E_{1,2}$	240	240	0	0	0,3
$E_{2,3}$	240	240	0	0	0,48
$E_{1,4}$	0	0	0	0	0
$E_{2,5}$	0	0	0	0	0
$E_{3,6}$	240	240	0	0	0,3429
$E_{5,4}$	0	0	240	240	0.6
$E_{5,6}$	0	0	0	0	0
$E_{4,7}$	0	0	240	240	0,3429
$E_{5,8}$	0	0	0	0	0
$E_{6,9}$	240	240	0	0	0,3
$E_{7,8}$	0	0	0	0	0
$E_{9,8}$	0	0	0	0	0
$E_{7,10}$	0	0	240	240	0,48
$E_{8,11}$	0	0	0	0	0
$E_{9,12}$	240	240	0	0	0.3
$E_{10,11}$	0	0	240	240	0,3429
$E_{11,12}$	0	0	0	0	0

Б.3. Проміжні результати дослідження моделі багатошляхової швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в ТКМ

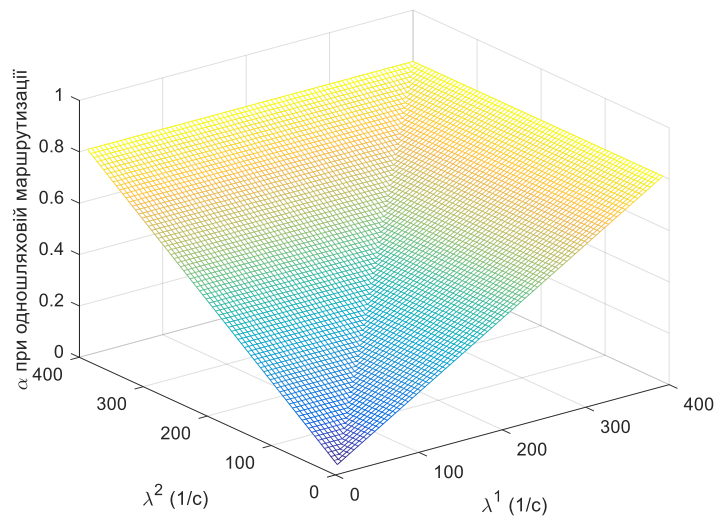
Таблиця Б.7

Виграш за критерієм (3.34) при реалізації багатошляхової маршрутизації у порівнянні з використанням одношляхової маршрутизації при захисті кожного з каналів зв'язку мережі окремо

Канал зв'язку, що захищається	Виграш, %	
	min	max
$E_{1,2}$	28,57	58,33
$E_{2,3}$	28,57	61,54
$E_{1,4}$	37,5	58,33
$E_{2,5}$	47,37	58,33
$E_{3,6}$	44,44	61,54
$E_{5,4}$	37,5	61,54
$E_{5,6}$	37,5	61,54
$E_{4,7}$	23,08	37,05
$E_{5,8}$	40,17	61,54
$E_{6,9}$	44,44	61,54
$E_{7,8}$	44,44	61,54
$E_{8,9}$	28,57	61,54
$E_{7,10}$	41,18	58,33
$E_{8,11}$	44,44	61,54
$E_{9,12}$	16,67	60,55
$E_{10,11}$	41,18	58,33
$E_{11,12}$	23,08	58,33
$E_{3,13}$	47,37	61,54
$E_{13,14}$	47,37	61,54
$E_{6,14}$	47,37	61,54
$E_{14,15}$	47,37	61,54
$E_{9,15}$	47,37	61,54
$E_{15,16}$	16,67	58,33
$E_{12,16}$	28,57	58,33



а) при багатошляховій маршрутизації



б) при одношляховій маршрутизації

Рис. Б.1. Залежність верхнього порогу навантаженості каналів зв'язку мережі від значень інтенсивностей потоків, якщо реалізується схема захисту каналу $E_{8,11}$

Таблиця Б.8

Виграш за критерієм (3.34) при реалізації багатопляхової маршрутизації у порівнянні з використанням одношляхової маршрутизації при захисті кожного з вузлів мережі окремо

Вузол, що захищається	Виграш, %	
	min	max
R_2	28,57	58,33
R_3	28,57	61,54
R_4	23,08	37,5
R_6	33,33	61,54
R_7	23,08	37,5
R_8	30,97	60,55
R_9	16,67	60,55
R_{10}	41,18	58,33
R_{11}	41,18	58,33
R_{13}	47,37	61,54
R_{14}	47,37	61,54
R_{15}	16,67	58,33

Б.4. Перевірка умов захисту рівня якості обслуговування за показниками пропускної здатності та середньої міжкінцевої затримки пакетів при реалізації відмовостійкої маршрутизації в ТКМ

В ході розрахунку основного мультишляху для структури S (рис. 3.33) метричний тензор G_ν відповідно до (3.73) має вигляд:

$$G_v = \begin{pmatrix} 15597 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 6477,3 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 11688 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 6999,4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 7471,6 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 14826 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 15961 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 3909 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 10970 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 9644,5 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 4916,3 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 16899 \end{pmatrix}.$$

Відповідно до виразу (2.28) і структури матриці $A_{\pi\eta}^v$ отримуємо матрицю

$G_{\pi\eta}$ – проєкцію тензора в СК контурів і вузлових пар:

$$G_{\pi\eta} = \begin{pmatrix} G_{\pi\eta}^{\langle 1 \rangle} & G_{\pi\eta}^{\langle 2 \rangle} \\ G_{\pi\eta}^{\langle 3 \rangle} & G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle} \end{pmatrix} =$$

$$= \begin{pmatrix} 11688 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -11688 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 7471,6 & 0 & 0 & 0 & 0 & -7471,6 & 0 & 0 & 7471,6 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 3909 & 0 & 0 & 0 & 0 & 3909 & 0 & 0 & -3909 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 9644,5 & 9644,5 & 0 & 0 & 0 & 0 & -9644,5 & 0 & 0 \\ \hline 0 & 0 & 0 & 9644,5 & 26543 & 0 & 0 & 0 & 0 & -9644,5 & 0 & -16899 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 29074 & -6477,3 & 0 & -6999,4 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & -7471,6 & 0 & 0 & 0 & -6477,3 & 13949 & 0 & 0 & -7471,6 & 0 & 0 \\ -11688 & 0 & 3909 & 0 & 0 & 0 & 0 & 30422 & -14826 & 0 & -3909 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -6999,4 & 0 & -14826 & 48756 & -15961 & 0 & -10970 \\ 0 & 7471,6 & 0 & -9644,5 & -9644,5 & 0 & -7471,6 & 0 & -15961 & 33077 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & -3909 & 0 & 0 & 0 & 0 & -3909 & 0 & 0 & 8825,3 & -4916,3 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & -16899 & 0 & 0 & 0 & -10970 & 0 & -4916,3 & 32785 \end{pmatrix},$$

$$G_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle} = \begin{pmatrix} G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} & G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \\ G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} & G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 26543 & 0 & 0 & 0 & 0 & -9644,5 & 0 & -16899 \\ \hline 0 & 29074 & -6477,3 & 0 & -6999,4 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & -6477,3 & 13949 & 0 & 0 & -7471,6 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 30422 & -14826 & 0 & -3909 & 0 \\ 0 & -6999,4 & 0 & -14826 & 48756 & -15961 & 0 & -10970 \\ -9644,5 & 0 & -7471,6 & 0 & -15961 & 33077 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & -3909 & 0 & 0 & 8825,3 & -4916,3 \\ -16899 & 0 & 0 & 0 & -10970 & 0 & -4916,3 & 32785 \end{pmatrix}.$$

Звідки перевіряється виконання умови (3.75) при $\tau_{req} = 40$ мс:

$$\lambda_{req} \left(G_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} - G_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \left[G_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \right]^{-1} G_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} \right)^{-1} = 250 \cdot 1,3731 \cdot 10^{-4} = 0,03433 \leq 0,04 \text{ (с)}.$$

При передачі потоку пакетів для відповідної структури \bar{S} (рис. 3.34) за резервним мультишляхом метричний тензор \bar{G}_v приймає вигляд:

$$\bar{G}_v = \begin{vmatrix} 15624 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 6762 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 11906 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 7072,4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 7830,4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 15624 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 16920 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 10760 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 9175,1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 16824 \end{vmatrix}.$$

Таким чином, отримувана проекція тензора \bar{G} в СК контурів і вузлових пар $\bar{G}_{\pi\eta}$ (3.78) наступна:

$$\bar{G}_{\pi\eta} = \left\| \begin{array}{c|c} \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 1 \rangle} & \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 2 \rangle} \\ \hline \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 3 \rangle} & \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle} \end{array} \right\| =$$

$$= \begin{pmatrix} 11906 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -11906 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 7830,4 & 0 & 0 & 0 & -7830,4 & 0 & 0 & 7830,4 & 0 \\ 0 & 0 & 9175,1 & 9175,1 & 0 & 0 & 0 & 0 & -9175,1 & 0 \\ \hline 0 & 0 & 9175,1 & 25999 & 0 & 0 & 0 & 0 & -9175,1 & -16824 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 29458 & -6762 & 0 & -7072,4 & 0 & 0 \\ 0 & -7830,4 & 0 & 0 & -6762 & 14592 & 0 & 0 & -7830,4 & 0 \\ -11906 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 27530 & -15624 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & -7072,4 & 0 & -15624 & 50376 & -16920 & -10760 \\ 0 & 7830,4 & -9175,1 & -9175,1 & 0 & -7830,4 & 0 & -16920 & 33925 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & -16824 & 0 & 0 & 0 & -10760 & 0 & 27584 \end{pmatrix},$$

$$\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4 \rangle} = \begin{pmatrix} \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} & \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \\ \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} & \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 25999 & 0 & 0 & 0 & 0 & -9175,1 & -16824 \\ \hline 0 & 29458 & -6762 & 0 & -7072,4 & 0 & 0 \\ 0 & -6762 & 14592 & 0 & 0 & -7830,4 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 27530 & -15624 & 0 & 0 \\ 0 & -7072,4 & 0 & -15624 & 50376 & -16920 & -10760 \\ -9175,1 & 0 & -7830,4 & 0 & -16920 & 33925 & 0 \\ -16824 & 0 & 0 & 0 & -10760 & 0 & 27584 \end{pmatrix}.$$

Звідки також перевіряється виконання умови (3.79) при $\tau_{req} = 40$ мс:

$$\lambda_{req} \left(\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,1 \rangle} - \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,2 \rangle} \left[\bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,4 \rangle} \right]^{-1} \bar{G}_{\pi\eta}^{\langle 4,3 \rangle} \right)^{-1} = 250 \cdot 1,4728 \cdot 10^{-4} = 0,03682 \leq 0,04 \text{ (с)}.$$

Таким чином, в цілому в ході відмовостійкої QoS-маршрутизації середня міжкінцева затримка для основного шляху τ_{MP} була не більшою за відповідну затримку для резервного шляху $\bar{\tau}_{MP}$ (3.80), так як $34,33 \text{ мс} \leq 36,82 \text{ мс} \leq 40 \text{ мс}$.

ДОДАТОК В**АКТИ ВПРОВАДЖЕННЯ**

ДОЧІРНЄ ПІДПРИЄМСТВО
 «ЗАХИСТ І АВТОМАТИЗАЦІЯ ОБ'ЄКТІВ НДІРВ»
 (ДП «ЗАО НДІРВ»)

ДОЧЕРНЕЕ ПРЕДПРИЯТИЕ
 «ЗАЩИТА И АВТОМАТИЗАЦИЯ ОБЪЕКТОВ НИИРИ»
 (ДП «ЗАО НИИРИ»)

Україна, 61054, м. Харків, вул. Ак. Павлова, 271
 Тел. (факс): (057) 738-23-10,
 E-mail: zao@niiri.kharkov.com

Вих. № 06/88 від « 2 » 04 20 18 р.

ДОВІДКА

про впровадження програмного комплексу, що реалізує імітаційну модель функціонування інтерфейсів маршрутизаторів телекомунікаційних мереж, в науково-дослідну та виробничу діяльність ДП «ЗАО НДІРВ»

Проведено експериментальні дослідження та верифікацію програмного комплексу, що реалізує імітаційну модель функціонування інтерфейсів маршрутизаторів телекомунікаційних мереж, побудовану з використанням пакета Simulink, інтегрованого в середовище MATLAB та розробленого на кафедрі інфокомунікаційної інженерії Харківського національного університету радіоелектроніки за участю (70%) здобувача Єременко О.С. В результаті досліджень встановлено, що запропонована імітаційна модель дозволяє перевіряти адекватність відповідних аналітичних моделей, а також порівнювати ефективність рішень щодо управління чергами та маршрутизації з точки зору основних показників якості обслуговування.

Імітаційна модель інтегрована з оптимізаційними бібліотеками MATLAB, які забезпечують розв'язання задач QoS-маршрутизації та управління трафіком за допомогою динамічних тензорних моделей, представлених в системах координат контурів і вузлових пар, а також міжполюсних шляхів і внутрішніх вузлових пар. Це дозволило:

- врахувати в ході тензорного моделювання процесів маршрутизації та управління трафіком зміну в часі структурних та функціональних параметрів телекомунікаційної мережі, а також характеристик потоків пакетів,
- отримати динамічні умови забезпечення якості обслуговування за показниками швидкості передачі та середньої міжкінцевої затримки пакетів в нестационарному режимі роботи мережних інтерфейсів маршрутизаторів телекомунікаційних мереж.

Запропонований програмний комплекс можливий до використання в операційних системах Windows 7 Professional, Windows 7 Ultimate, Windows 8.1 Professional і Windows 8.1 Professional for Education (Students/Pro), Windows 10 Professional.

Програмний комплекс, що реалізує імітаційну модель функціонування інтерфейсів маршрутизаторів телекомунікаційних мереж, є працездатним, його рекомендовано до використання при розробці, модернізації та розвитку локальних телекомунікаційних підсистем ДП «ЗАО НДІРВ».

Заступник директора,
 головний конструктор ДП «ЗАО НДІРВ»
 к.т.н. с.н.с.



О.М.Зайченко

ЗАТВЕРДЖУЮ

Директор ТОВ «Телекомунікаційні системи»



О.В. Поповська

2018 р.

АКТ

про використання результатів дисертаційної роботи Єременко Олександри Сергіївни, яка представляється на здобуття наукового ступеня доктора технічних наук за спеціальністю 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Комісія у складі:

голови – д.т.н., проф., Шостка І.С.;
 членів – к.т.н., доц. Москальця М.В.;
 – к.т.н., доц. Штангей С.В.;

склала даний акт у тому, що результати дисертаційної роботи Єременко О.С., а саме:

- динамічна модель маршрутизації із забезпеченням якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів;
- дворівневий метод швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в програмно-конфігурованих мережах;

впроваджено у діяльності підприємства ТОВ «Телекомунікаційні системи» при розробці рекомендацій щодо підвищення якості обслуговування в мережі при передачі пакетів мультимедійних потоків.

Голова комісії:

Шостко І.С.

Члени комісії:

Москалець М.В.

Штангей С.В.

ЗАТВЕРДЖУЮ

Директор ТОВ «Евро-Ютрейд»

Ткачова О.Б.

" 11 " 04 2018 р.



АКТ

про впровадження результатів дисертаційної роботи Єременко Олександри Сергіївни, яка представляється на здобуття наукового ступеня доктора технічних наук за спеціальністю 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Комісія у складі: начальника відділу R&D Ткачова Д.Н., начальника відділу QA Чернецького П.В. та провідного спеціаліста Волощенко О.Б., підтверджує, що результати дисертаційної роботи Єременко О.С. використані у виробничому процесі ТОВ «Евро-Ютрейд», а саме:

- ієрархічний метод міждоменної швидкої перемаршрутизації;
- програмна реалізація методу швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в програмно-конфігурованих мережах;

було використано при розробці програмного забезпечення мережного обладнання сучасних мультисервісних телекомунікаційних систем.

Голова комісії

Д.Н. Ткачов

Члени комісії

П.В. Чернецький

О.Б. Волощенко

ЗАТВЕРДЖУЮ

Проректор з науково-методичної роботи
Харківського національного
університету радіоелектроніки

д.т.н., професор  І.В. Рубан
" 19 "  2018 р.

АКТ

про впровадження результатів дисертаційної роботи Єременко Олександри Сергіївни, яка представляється на здобуття наукового ступеня доктора технічних наук за спеціальністю 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Комісія у складі:

голови – д.т.н., проф., проф. каф. ІКІ Євсєєвої О.Ю., наукового керівника НДР № 299-1;

членів – к.т.н., доц. каф. ІКІ Ткачової О.Б., відповідального виконавця НДР № 299-1;

– к.т.н., доц. каф. ІКІ Євдокименко М.О., виконавця НДР № 299-1;
склала даний акт у тому, що результати дисертаційної роботи Єременко О.С., а саме:

- динамічна тензорна модель багатошляхової QoS-маршрутизації при нестационарному режимі роботи мережних інтерфейсів;
- рекомендації щодо підвищення масштабованості та продуктивності рішень відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах;

впроваджено у НДР № 299-1 (№ ДР 0115U002432) «Підвищення масштабованості технологічних рішень щодо забезпечення якості обслуговування в конвергентних телекомунікаційних системах», що виконана за держзамовленням.

Голова комісії

Члени комісії



О.Ю. Євсєєва

О.Б. Ткачова

М.О. Євдокименко

ЗАТВЕРДЖУЮ

Проректор з науково-методичної роботи
Харківського національного
університету радіоелектроніки

д.т.н., професор  І.В. Рубан
" 11 " 24 2018 р.



АКТ

про використання результатів дисертаційної роботи Єременко Олександри Сергіївни за темою «Методи управління трафіком із забезпеченням відмовостійкості та мережної безпеки на основі використання динамічних тензорних моделей телекомунікаційних систем», представлену на здобуття наукового ступеня доктора технічних наук за спеціальністю 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Комісія у складі:

голови – д.т.н., проф. Агеєва Д.В.
членів – к.т.н., доц. Мельнікової Л.І.,
– к.т.н., доц. Москальця М.В.

склала наступний акт про те, що результати дисертаційної роботи Єременко О.С., а саме запропоновані дворівневий метод швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в програмно-конфігурованих мережах при введенні відповідно до принципу прогнозування взаємодій дворівневої ієрархії розрахунків маршрутних змінних, що відповідають за формування основних і резервних шляхів з реалізацією схем захисту каналу, вузла, шляху та їх пропускної здатності, та забезпеченні збалансованої завантаженості каналів зв'язку мережі потоками, що протікають як за основними, так і за резервними маршрутами, що відповідає вимогам концепції Traffic Engineering; а також методи безпечної маршрутизації повідомлень за шляхами, які перетинаються, що відносяться до класу проактивних і реактивних рішень щодо забезпечення заданого рівня інформаційної безпеки, використано у НДР ДР №0116U000066 т, що виконана за держзамовленням.

Голова комісії


(підпис)

Д.В. Агеєв
(ініціали та прізвище)

Члени комісії


(підпис)

Л.І. Мельнікова
(ініціали та прізвище)

Члени комісії


(підпис)

М.В. Москалець
(ініціали та прізвище)

ЗАТВЕРДЖУЮ

Проректор з науково-методичної роботи
Харківського національного
університету радіоелектроніки

д.т.н., професор  І.В. Рубан
" 09 " 03 2018 р.



АКТ

про використання у навчальному процесі результатів дисертаційної роботи
Єременко Олександри Сергіївни, представлену на здобуття наукового ступеня доктора
технічних наук за спеціальністю 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Комісія у складі:

голови – к.т.н., проф., проф. каф. інфокомунікаційної інженерії Пастушенка М.С.;
членів – к.т.н., доц., доц. каф. проф. інфокомунікаційної інженерії Мельнікової Л.І.;
– доц. кафедри інфокомунікаційної інженерії Сабурової С.О.;

розглянула дисертаційну роботу Єременко О.С. та дійшла наступного висновку:
матеріали дисертації використовуються в навчальному процесі Харківського
національного університету радіоелектроніки, а саме

- тензорна модель відмовостійкої QoS-маршрутизації в телекомунікаційній мережі;
- метод безпечної швидкої перемаршрутизації повідомлень в телекомунікаційній мережі;

що є частиною лекційного курсу та курсу практичних занять з дисципліни «Управління та маршрутизація в ТКС» при підготовці студентів спеціальності «Телекомунікаційні системи та мережі». Використання матеріалів дисертації підтверджено наявністю методичних праць, зокрема

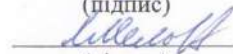
Методичні вказівки до практичних занять з дисципліни «Управління та маршрутизація в ТКС» для студентів денної форми навчання спеціальності 6.050903 – Телекомунікації / Упоряд: О.В. Лемешко, О.С. Невзорова, О.С. Єременко, О.Ю. Євсєєва. – Харків: ХНУРЕ, 2016. – 64 с.

Голова комісії

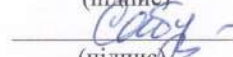

(підпис)

М.С. Пастушенко
(ініціали та прізвище)

Члени комісії


(підпис)

Л.І. Мельнікова
(ініціали та прізвище)


(підпис)

С.А. Сабурова
(ініціали та прізвище)

ДОДАТОК Г

СПИСОК ПУБЛІКАЦІЙ ЗДОБУВАЧА ЗА ТЕМОЮ ДИСЕРТАЦІЇ ТА
ВІДОМОСТІ ПРО АПРОБАЦІЮ РЕЗУЛЬТАТІВ ДИСЕРТАЦІЇ

1. Еременко А. С. Процесс повторных передач сегментов TCP по тайм-ауту согласно теории управления. *Восточно-Европейский журнал передовых технологий*. 2011. №4/3 (52). С. 22–26.
2. Персиков А. В., Еременко А. С. Система оценивания эффективности применения криптографической защиты трафика NGN. *Вестник НТУ «ХПИ»*. 2011. №33. С. 101–108.
3. Еременко А. С. Исследование производительности потоковой передачи данных посредством протокола TCP. *Вестник НТУ «ХПИ»*. 2011. №34. С. 80–87.
4. Еременко А. С. Сравнительный анализ моделей производительности соединений TCP и их использование в объединенных сетях. *Восточно-Европейский журнал передовых технологий*. 2011. №5/9 (53). С. 34–39.
5. Персиков А. В., Еременко А. С. Прототип улучшенного протокола обмена данными между системами обнаружения и противодействия атакам. *Вестник НТУ «ХПИ»*. 2011. №43. С. 91–101.
6. Еременко А. С., Персиков А. В., Солоп Н.В. Исследование методов адаптивной потоковой передачи мультимедийных данных с использованием TCP/HTTP. *Восточно-Европейский журнал передовых технологий*. 2013. №2/9 (62). С. 42–47.
7. Стерин В. Л., Еременко А. С., Тарики Н. Динамическая модель синтеза одноранговой виртуальной частной сети. *Проблеми телекомунікацій*. 2014. № 3 (15). С. 12–29. URL: http://pt.journal.kh.ua/2014/3/1/143_sterin_vpn.pdf.
8. Lemeshko O. V., Arous K. M., Yeremenko O. S. Fault-Tolerant Unicast, Multicast and Broadcast Routing Flow-based Models. *Scholars Journal of Engineering and Technology (SJET)*. 2015. Vol. 3, Issue 4A. P. 343–350.

9. Al-Dulaimi M. K. H., Al-Dulaimi A. M. K., Yeremenko O. S., Al-Janabi H. D. Bandwidth Management Model in LTE Downlink with Resource Allocation Type 1. *Системи обробки інформації: збірник наукових праць*. 2015. Вип. 5 (130). С. 111–116.
10. Гаркуша С. В., Гаркуша Е. В., Еременко А. С. Модель распределения подканалов в беспроводной Mesh-сети стандарта IEEE 802.16, представленной в виде гиперграфа. *Збірник наукових праць Харківського університету Повітряних Сил*. 2015. Вип. 2 (43). С. 32–38.
11. Стерин В. Л., Еременко А. С., Тарики Н. Исследование динамической модели структурно-функционального синтеза телекоммуникационной системы. *Научно-технический сборник «Радиотехника»*. 2015. № 180. С. 33–42.
12. Лемешко А. В., Еременко А. С. Усовершенствование модели безопасной маршрутизации сообщения с оптимальной балансировкой числа его фрагментов по непересекающимся маршрутам. *Захист інформації*. 2015. ТОМ 17, №2. С. 135-142.
13. Yeremenko O. S., Ali S. A. Secure Multipath Routing Algorithm with Optimal Balancing Message Fragments in MANET. *Radioelectronics and Informatics*. 2015. № 1 (68). С. 26–29.
14. Еременко А. С. Поточковая модель многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям в телекоммуникационной сети. *Проблеми телекомунікацій*. 2015. № 1 (16). С. 85–93. URL: http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_yeremenko_disjoint.pdf.
15. Еременко О. С., Андрушко Д. В. Модель маршрутизації в телекомунікаційній мережі з використанням шляхів, що перетинаються за вузлами. *Вісник Національного університету «Львівська політехніка» серія: «Радіоелектроніка та телекомунікації»*. 2015. № 818. С. 181–188.
16. Еременко А. С., Лебеденко Т. М., Старкова Е. В. Анализ влияния состояния интерфейса на динамику загруженности очереди на маршрутизаторе телекоммуникационной сети. *Телекомунікаційні та інформаційні технології*. 2015. №3. С. 45–51.

17. Еременко А. С. Методика расчета вероятности компрометации сообщения при использовании пересекающихся маршрутов с последовательно-параллельной или комбинированной структурой. *Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку*. 2015. №6(40). С. 64–71.
18. Лемешко А. В., Еременко А. С., Тарики Н., Арус К. М. Повышение масштабируемости и производительности решений по отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационных сетях. *Системи обробки інформації*. 2016. № 1(138). С. 152–156.
19. Лемешко А. В., Еременко А. С. Динамическое представление тензорной модели многопутевой QoS-маршрутизации в нестационарном режиме работы сетевых интерфейсов. *Проблеми телекомунікацій*. 2016. № 1 (18). С. 3–21. URL: http://pt.journal.kh.ua/2016/1/1/161_lemeshko_dynamic.pdf.
20. Yeremenko O. Development of the dynamic tensor model for traffic management in a telecommunication network with the support of different classes of service. *Eastern-European Journal of Enterprise Technologies*. 2016. Vol. 6, Issue 9 (84). P. 12–19. DOI: 10.15587/1729-4061.2016.85602 (**SCOPUS**)
21. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O. Hierarchical Method of Inter-Area Fast Rerouting. *Transport and Telecommunication Journal*. 2017. Vol. 18, Issue 2. P. 155–167. DOI: 10.1515/ttj-2017-0015 (**SCOPUS**)
22. Lemeshko O., Yeremenko O., Tariki N. Solution for the Default Gateway Protection within Fault-Tolerant Routing in an IP Network. *International Journal of Electrical and Computer Engineering Systems*. 2017. Volume 8, Number 1. P. 19–26. (**SCOPUS**)
23. Lemeshko A. V., Yeremenko O. S., Tariki N. Improvement of flow-oriented fast reroute model based on scalable protection solutions for telecommunication network elements. *Telecommunications and Radio Engineering*. 2017. Vol. 76, Issue 6. P. 477–490. DOI: 10.1615/TelecomRadEng.v76.i6.30 (**SCOPUS**)
24. Еременко А. С., Тарики Н., Евдокименко М. А. Оптимизационная модель отказоустойчивой маршрутизации с билинейными условиями защиты пути. *Радиоелектроника и інформатика*. 2017. № 2 (77). С. 9–14.

25. Yeremenko O., Lemeshko O., Persikov A. Secure Routing in Reliable Networks: Proactive and Reactive Approach. *Advances in Intelligent Systems and Computing II, CSIT 2017, Advances in Intelligent Systems and Computing*, Springer, Cham. 2018. Vol. 689. P. 631–655. DOI: 10.1007/978-3-319-70581-1_44 (SCOPUS)

26. Lemeshko O., Yeremenko O. Enhanced method of fast re-routing with load balancing in software-defined networks. *Journal of ELECTRICAL ENGINEERING*. 2017. Vol. 68, Issue 6. P. 444–454. DOI: 10.1515/jee-2017-0079 (SCOPUS)

27. Лемешко О. В., Єременко О. С. Розробка та дослідження лінійної оптимізаційної моделі швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в телекомунікаційних мережах. *Радиоэлектроника и информатика*. 2017. № 4 (79). С. 18–25.

28. Єременко А. С. Двухуровневый метод иерархическо-координационной QoS-маршрутизации на основе резервирования ресурсов. *Радиотехника*. 2018. Вып. 192. С. 71–83.

29. Єременко О. С. Тензорна модель відмовостійкої маршрутизації з підтримкою якості обслуговування в мультисервісній телекомунікаційній мережі. *Проблеми телекомунікацій*. 2017. № 2 (21). С. 16–31. URL: http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_yeremenko_qosfrr.pdf.

30. Єременко О. С., Лебеденко Т. М., Каплун С. А., Костенко В. О. Імітаційна модель функціонування інтерфейсів маршрутизаторів телекомунікаційних мереж, побудована з використанням пакета Simulink. *Проблеми телекомунікацій*. 2017. № 2 (21). С. 61–72. URL: http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_yeremenko_simulink.pdf.

31. Єременко А. С., Персиков А. В. Модель телекоммуникационной системы как многомерного конечного автомата. *Прикладная радиоэлектроника. Состояние и перспективы развития (МРФ-2008)*: сборник научной конференции 3-го Международного радиоэлектронного форума, Том II (м. Харків, 2008 р.). Харьков: ХНУРЭ, 2008. С. 142–144.

32. Персиков А. В., Єременко А. С. Универсальная среда имитации процессов, происходящих в телекоммуникационной системе, ориентированная на задачи

систем обнаружения и противодействия атакам. *Прикладная радиоэлектроника. Состояние и перспективы развития (МРФ-2011)*: сборник научной конференции 4-ого Международного радиоэлектронного форума, Том II, Харьков, ХНУРЭ, 2011. – С. 418–421.

33. Арус К. М., Еременко А. С. Обеспечение масштабируемости решений по отказоустойчивой маршрутизации в телекоммуникационных сетях. *19-й Международный молодежный форум «Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке»*: сб. материалов форума. Т. 4 (м. Харьков, 20-22 апреля 2015 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2015. С. 29–30.

34. Лемешко А.В., Еременко А. С., Тарики Н. Оптимизация построения оверлейной виртуальной частной сети. *Інформаційні технології: наука, техніка, технологія, освіта, здоров'я: тези доповідей XXIII Міжнародної науково-практичної конференції, Ч.IV (20-22 травня 2015р., Харків) / за ред. проф. Сокола Є.І.* – Харків, НТУ «ХПІ». – 2015. – С. 60.

35. Арус К. М., Єременко О. С. Підвищення масштабованості рішень щодо відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах військового призначення. *Новітні технології – для захисту повітряного простору: тези доповідей одинадцятої наукової конференції Харківського університету Повітряних Сил імені Івана Кожедуба (м. Харків, 8-9 квіт. 2015 р.)*. Харків: ХУПС ім. І. Кожедуба, 2015. С. 55.

36. Lemeshko O. V., Garkusha S. V., Yeremenko O. S., Nailan A. M. Policy-based QoS Management Model for Multiservice Networks. *2015 International Siberian Conference on Control and Communications (SIBCON): Proceedings*, Omsk: Omsk State Technical University. Russia, Omsk, May 21-23, 2015. P. 1–4.

37. Лемешко А. В., Арус К. М., Еременко А. С. Обеспечение отказоустойчивости решений по многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети в условиях передачи мультиточечного трафика. *IX Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2015: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 21-24 квіт. 2015 р.)*. Київ: НТУУ «КПІ», 2015. С. 146–148.

38. Еременко А. С. Поточковая модель многопутевой маршрутизации с поддержкой качества обслуживания и информационной безопасности в инфокоммуникационных сетях. *Информатика, математика, автоматика: материалы та програма науково-технічної конференції* (м. Суми, 20-25 квітня 2015 р.). Суми : СумДУ, 2015. С. 63.

39. Еременко А. С., Арус К. М., Тарики Н. Модель отказоустойчивой маршрутизации с поддержкой масштабируемости решений в телекоммуникационных сетях. *Проблеми інформатизації: тези доповідей четвертої міжнародної науково-технічної конференції* (м. Київ, 9-10 квіт. 2015 р.). Київ: ДУТ, 2015. С. 33.

40. Єременко О. С. Багатошляхова маршрутизація з підтримкою якості обслуговування та інформаційної безпеки в телекомунікаційних мережах. *Сучасні напрями розвитку інформаційно-комунікаційних технологій та засобів управління: матеріали п'ятої міжнародної науково-технічної конференції*. Полтава: ПНТУ; Баку: ВА ЗС АР; Кіровоград: КЛА НАУ; Харків: ДП «ХНДІ ТМ», 2015. С. 63.

41. Garkusha S. V., Yeremenko O.S. Improvement of QoS management in multiservice networks by the use of policy-based model. *Шевченківська весна 2015: Радіофізика. Електроніка. Комп'ютерні системи: матеріали XIII Міжнародної наукової конференції студентів, аспірантів та молодих вчених* (м. Київ, 1-3 квіт. 2015 р.). Київ, 2015. С.52-53. URL: <http://ntsa.rpd.univ.kiev.ua/wp-content/uploads/2015/05/SHE20151.pdf>.

42. Лемешко А. В., Еременко А. С. Модель безопасной маршрутизации с оптимальной балансировкой числа фрагментов передаваемого сообщения по непересекающимся маршрутам. *Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи (ЭМС-2015): сборник научных трудов первой международной научно-технической конференции* (г. Харьков, 27 мая 2015 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2015. С. 96–99.

43. Yeremenko O. S. Method of optimal balancing of message fragments number in secure multipath routing. *Проблеми експлуатації та захисту інформаційно-*

комунікаційних систем: Тези науково-практичної конференції (м. Київ, 2-4 червня 2015 р.). Національний авіаційний університет. Київ: Вид-во ТОВ «Центр учбової літератури», 2015. С. 159–160.

44. Yeremenko O. S. Enhanced Flow-based Model of Multipath Routing with Overlapping by Nodes Paths. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T): Proceedings of the IEEE Second International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 13–15 October, 2015*. Kharkiv: Kharkiv National University of Radio Electronics, 2015. P. 42–45.

45. Yeremenko O. S., Lebedenko T. M., Vavenko T. V., Semenyaka M. V. Investigation of Queue Utilization on Network Routers by the Use of Dynamic Models. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T): Proceedings of the IEEE Second International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 13–15 October, 2015*. Kharkiv: Kharkiv National University of Radio Electronics, 2015. P. 46–49.

46. Yeremenko O. S., Tariki N., Abdulwahd M. N. Improvement of Multipath Routing Flow-based Models for Different Paths Classes. *Advanced Information and Communication Technologies-2015 (AICT-2015): Proceedings of 2015 1st International Conference, Lviv, Ukraine, October 29 – November 1, 2015*. Lviv, 2015. P. 113–114.

47. Еременко А. С. Способ расчета вероятности компрометации передаваемого сообщения при многопутевой маршрутизации по путям с последовательно-параллельной и комбинированной структурой, пересекающимся по каналам и узлам. *Современные информационно-телекоммуникационные технологии: Материалы научно-технической конференции, Киев, 17 – 20 ноября 2015 г. Том III*. Киев, 2015. С. 43-45.

48. Yeremenko O. S., Marcus C. B. Improving content delivery using P2P technology. *Проблеми навігації і управління рухом: тези доповідей Всеукраїнської науково-практичної конференції молодих учених і студентів (м. Київ, 23–25 листопада 2015 р.)*. Київ: НАУ, 2015. С. 103.

49. Lemeshko O., Yeremenko O. Dynamic presentation of tensor model for multipath QoS-routing. *Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET)*: Proceedings of the 13th International Conference, Lviv, Ukraine, 23-26 February, 2016. IEEE, 2016. P. 601–604. DOI: 10.1109/TCSET.2016.7452128.

50. Yeremenko O., Tariki N., Hailan A. M. Fault-tolerant IP routing flow-based model. *Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET)*: Proceedings of the 13th International Conference, Lviv, Ukraine, 23-26 February, 2016. IEEE, 2016. P. 655–657. DOI: 10.1109/TCSET.2016.7452143.

51. Лемешко О. В., Єременко О. С. Метод розрахунку ймовірності компрометації повідомлень, які передаються за множиною маршрутів, що перетинаються, з послідовно-паралельною і комбінованою структурою. *ПРОБЛЕМИ НАУКОВО-ТЕХНІЧНОГО ТА ПРАВОВОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ КІБЕРБЕЗПЕКИ У СУЧАСНОМУ СВІТІ*: Матеріали першої міжнародної науково-технічної конференції. Харків, НТУ «ХПІ»; Інститут кібернетики ім. В.М. Глушкова НАН України, Київ; КНТУ, Кіровоград; ВНТУ, Вінниця; НАУ ім. М.Є. Жуковського «ХАІ»; ХНУРЕ, Харків; Софійський технічний університет, Болгарія; Військова академія збройних сил Азербайджанської республіки; Університет технології і гуманітарних наук, Бельсько-Бяла, Польща, 2016. С. 6.

52. Yeremenko O. S. Dynamic Multipath QoS-Routing Modeling using Tensor Approach. *Інформатика, математика, автоматика*: матеріали та програма науково-технічної конференції (м. Суми, 18-22 квітня 2016 р.). Суми: СумДУ, 2016. С. 84.

53. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S., Hailan A. M. Investigation of Multipath QoS-Routing Dynamic Tensor Model. *Electronics and Information Technology (EIT)*: Proceedings of the International Conference, Odessa, Ukraine, 23-27 May, 2016. IEEE, 2016. P. 59–62. DOI: 10.1109/ICEAIT.2016.7500992.

54. Lemeshko O., Yeremenko O. Analysis Dynamics Change of Average Packet Delay on Telecommunication Network Router Interface. *Інформаційні технології та*

комп'ютерне моделювання: матеріали статей Міжнародної науково-практичної конференції, м. Івано-Франківськ (23-28 травня, 2016 р.). Івано-Франківськ: Супрун В. П., 2016. С. 147–148.

55. Лемешко О. В., Єременко О. С. Особливості використання тензорного підходу для опису динаміки зміни стану мережі при забезпеченні якості обслуговування. *X Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2016*: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 19-22 квіт. 2016 р.). Київ: НТУУ «КПІ», 2016. С. 34–36.

56. Єременко О. С., Добришкін В. Ю. Вдосконалення способу безпечної багатошляхової маршрутизації повідомлення з балансуванням числа його фрагментів за маршрутами. *Інформаційна безпека та комп'ютерні технології*: збірник тез доповідей Міжнародної науково-практичної конференції (м. Кіровоград, 24-25 березня 2016 р.). Кіровоград: КНТУ, 2016. С. 32–33.

57. Yeremenko O. S., Tariki N. Conditions of improvement performance and scalability in fault-tolerant IP routing. *Структурні зміни у суспільстві та економіці під впливом комунікацій та інформації*: матеріали Міжнародної науково-практичної конференції (м. Полтава, 12–13 травня 2016 р.). Полтава : ПУЕТ, 2016. С. 27–29.

58. Лемешко О. В., Єременко О. С. Метод безпечної багатошляхової маршрутизації повідомлення, розділеного на фрагменти, в телекомунікаційних мережах військового призначення. *Новітні технології – для захисту повітряного простору*: тези доповідей дванадцятої наукової конференції Харківського університету Повітряних Сил імені Івана Кожедуба (м. Харків, 13–14 квітня 2016 р.). Харків: ХУПС ім. І. Кожедуба, 2016. С. 210.

59. Лемешко А. В., Єременко А. С. Использование динамических метрик при решении задач QoS-маршрутизации в беспроводных телекоммуникационных сетях. *Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи (ЭМС-2016)*: Сборник научных трудов второй международной научно-технической конференции (г. Харьков, 24-25 мая 2016 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2016. С. 49–53.

60. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S. Dynamics Analysis of Multipath QoS-Routing Tensor Model with Support of Different Flows Classes. *Smart Systems and Technologies (SST)*: Proceedings of the International Conference, Osijek, Croatia, 12-14 Oct. 2016. IEEE, 2016. P. 225–230. DOI: 10.1109/SST.2016.7765664.

61. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S., Hailan A. M. QoS solution of traffic management based on the dynamic tensor model in the coordinate system of inter-polar paths and internal node pairs. *Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo)*: Proceedings of the International Conference, Kiev, Ukraine, 11-16 Sept. 2016. IEEE, 2016. P. 1–6. DOI: 10.1109/UkrMiCo.2016.7739625.

62. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S., Tariki N., Hailan A. M. Fault-Tolerance Improvement for Core and Edge of IP Network. *Computer Sciences and Information Technologies (CSIT)*: Proceedings of the XIth International Scientific and Technical Conference, Lviv, Ukraine, 6-10 Sept. 2016. IEEE, 2016. P. 161–164. DOI: 10.1109/STC-CSIT.2016.7589895.

63. Лемешко О. В., Єременко О. С. Рішення щодо відмовостійкої маршрутизації на рівні мереж транспорту та доступу. *Проблеми інформатики та моделювання*: Тези шістнадцятої міжнародної науково-технічної конференції (Харків – Одеса, 12–16 вересня 2016 р.). Харків: НТУ «ХПІ», 2016. С. 45.

64. Yeremenko O., Tariki N., Vavenko T. Default Gateway Protection Scheme in Fault-Tolerant IP Routing. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the Third International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 4–6 Oct. 2016. IEEE, 2016. P. 223–226. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2016.7905389.

65. Lemeshko O., Yeremenko O. Routing Tensor Model Presented in the Basis of Inter-polar Paths and Internal Node Pairs. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the Third International Scientific-Practical Conference, Kharkiv, Ukraine, 4–6 Oct. 2016. IEEE, 2016. P. 201–204. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2016.7905381.

66. Lemeshko O. V., Yeremenko O. S. QoS Guarantees for the Multiflow Routing Tensor Model. *Фізико-технологічні проблеми передавання, оброблення та*

зберігання інформації в інфокомунікаційних системах: Матеріали V-ої міжнародної науково-практичної конференції (м. Чернівці, 3–5 листопада 2016 р.). Чернівці: «Місто», 2016. С 144–145.

67. Yeremenko O., Nevzorova O., Ali S. A. Two-level method of fault-tolerant inter-area routing. *The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronic (CADSM)*: Proceedings of the 14th International Conference, Lviv, Ukraine, 21–25 February, 2017. IEEE, 2017. P. 105–108. DOI: 10.1109/CADSM.2017.7916096.

68. Lemeshko O., Yeremenko O., Hailan A. M. Design of QoS-Routing Scheme under the Timely Delivery Constraint. *The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronic (CADSM)*: Proceedings of the 14th International Conference, Lviv, Ukraine, 21–25 February, 2017. IEEE, 2017. P. 97–99. DOI: 10.1109/CADSM.2017.7916094.

69. Лемешко О. В., Єременко О. С. Динамічна модель маршрутизації при забезпеченні якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів. *XI Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2017*: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 18–21 квітня 2017). Київ: КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2017. С. 285–287.

70. Єременко О. С., Персіков А. В. Розробка схеми оцінювання ефективності впровадження нових криптографічних алгоритмів захисту трафіку в телекомунікаційній мережі. *Інформатика, математика, автоматика*: матеріали та програма науково-технічної конференції (м. Суми, 17–21 квітня 2017 р.). Суми: СумДУ, 2017. С. 86.

71. Єременко О. С., Тарікі Н. Реалізація захисту шлюзу «за замовчуванням» при підвищенні відмовостійкості в IP мережі. *Інформаційна безпека та комп'ютерні технології*: збірник тез доповідей II Міжнародної науково-практичної конференції (м. Кропивницький, 20–22 квітня 2017 р.). Кропивницький: ЦНТУ, 2017. С. 135–136.

72. Yeremenko O., Lemeshko O., Persikov A. Development of Data Exchange Protocol Prototype Between Intrusion Detection and Prevention Systems.

Інформаційні технології та комп'ютерне моделювання: матеріали статей Міжнародної науково-практичної конференції (м. Івано-Франківськ, 15–20 травня 2017 р.). Івано-Франківськ, 2017. С. 197–200.

73. Євдокименко М. О., Єременко О. С. Адаптивний метод виявлення та протидії атакам. *ПРОБЛЕМИ НАУКОВО-ТЕХНІЧНОГО ТА ПРАВОВОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ КІБЕРБЕЗПЕКИ У СУЧАСНОМУ СВІТІ «ПНПЗК-2017»*: Матеріали другої міжнародної науково-технічної конференції. Харків, НТУ «ХПІ»; Інститут кібернетики ім. В.М. Глушкова НАН України, Київ; НАУ ім. М.С. Жуковського; ХНУРЕ, Харків; Національна металургічна академія України; Військова академія збройних сил Азербайджанської республіки; Університет технології і гуманітарних наук, Бельсько-Бяла, Польща, 2017. С. 5.

74. Лемешко О. В., Єременко О. С. Ієрархічна QoS-маршрутизація в телекомунікаційній мережі на основі резервування ресурсів. *Проблеми електромагнітної сумісності перспективних безпроводних мереж зв'язу (ЕМС-2017)*: Сборник научных трудов третьей международной научно-технической конференции (г. Харьков, 23–24 мая 2017 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2017. С. 84–86.

75. Євдокименко М. О., Єременко О. С. Аналіз легковагових криптографічних алгоритмів для безпечної передачі даних між кінцевими пристроями з обмеженими ресурсами в системі інтернет речей. *Проблеми електромагнітної сумісності перспективних безпроводних мереж зв'язу (ЕМС-2017)*: Сборник научных трудов третьей международной научно-технической конференции (г. Харьков, 23–24 мая 2017 г.). Харьков: ХНУРЭ, 2017. С. 86–88.

76. Yeremenko O., Persikov A. Implementation of Communication Phase of Data Exchange Protocol Prototype between IDPSs. *Захист інформації і безпека інформаційних систем: матеріали VI Міжнар. наук.-техн. конф. (м. Львів, 1–2 червня 2017 р.). Львів: Видавництво Львівської політехніки, 2017. С. 55–56.*

77. Yeremenko O. S., Lemeshko O. V., Tariki N. Fast ReRoute Scalable Solution with Protection Schemes of Network Elements. *Electrical and Computer Engineering*

(UKRCON): Proceedings of the First Ukraine Conference, Kiev, Ukraine, 29 May – 2 June 2017. IEEE, 2017. P. 783–788. DOI: 10.1109/UKRCON.2017.8100353.

78. Yeremenko O. S., Lemeshko O. V., Nevzorova O. S., Hailan A. M. Method of Hierarchical QoS Routing Based on the Network Resource Reservation. *Electrical and Computer Engineering (UKRCON): Proceedings of the First Ukraine Conference, Kiev, Ukraine, 29 May – 2 June, 2017*. IEEE, 2017. P. 971–976. DOI: 10.1109/UKRCON.2017.8100393.

79. Yeremenko O., Lemeshko O., Tariki N., Hailan A. M. Research of Optimization model of Fault-Tolerant Routing with Bilinear Path Protection Criterion. *Advanced Information and Communication Technologies (AICT): Proceedings of the 2nd International Conference, Lviv, Ukraine, 4–7 July, 2017*. IEEE, 2017. P. 219–222. DOI: 10.1109/AIACT.2017.8020105.

80. Yeremenko O., Yevdokymenko M., Persikov A. Flow-aware approach of evaluating probability of compromise in combined structure network. *Advanced Information and Communication Technologies (AICT): Proceedings of the 2nd International Conference, Lviv, Ukraine, 4–7 July, 2017*. IEEE, 2017. P. 258–261. DOI: 10.1109/AIACT.2017.8020114.

81. Radivilova T., Kirichenko L., Yeremenko O. Calculation of routing value in MPLS network according to traffic fractal properties. *Advanced Information and Communication Technologies (AICT): Proceedings of the 2nd International Conference, Lviv, Ukraine, 4–7 July, 2017*. IEEE, 2017. P. 250–253. DOI: 10.1109/AIACT.2017.8020112.

82. Yeremenko O., Lemeshko O., Persikov A. Enhanced Method of Calculating the Probability of Message Compromising Using Overlapping Routes in Communication Network. *Computer Sciences and Information Technologies (CSIT): Proceedings of the XIIth International Scientific and Technical Conference, Lviv, Ukraine, 5–8 Sept. 2017*. IEEE, 2017. P. 87–90. DOI: 10.1109/STC-CSIT.2017.8098743.

83. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O., Vavenko T. Three-level Method of Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network. *Information and Telecommunication Technologies and Radio Electronics (UkrMiCo): Proceedings of*

the International Conference, Odessa, Ukraine, 11-15 September, 2017. IEEE, 2017. P. 1–5. DOI: 10.1109/UkrMiCo.2017.8095410.

84. Lemeshko O., Yeremenko O., Hailan A. M. Two-level Method of Fast ReRouting in Software-Defined Networks. *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*: Proceedings of the Fourth International Scientific-Practical Conference, Kharkov, Ukraine, 10–13 October, 2017. IEEE, 2017 P. 376–379. DOI: 10.1109/INFOCOMMST.2017.8246420.

85. Єременко О. С., Лемешко О. В., Персіков А. В. Метод безпечної швидкої перемаршрутизації повідомлень за композитними шляхами. *Практичне застосування нелінійних динамічних систем в інфокомунікаціях*: Матеріали VI міжнародної науково-практичної конференції (I Міжнародний симпозіум) (м. Чернівці, 9–11 листопада 2017). Чернівці: «Місто», 2017. С. 27–28.

86. Лемешко О. В., Єременко О. С., Невзорова О. С., Ільяшенко А. Є. Модель сегментної ієрархічної маршрутизації. *Практичне застосування нелінійних динамічних систем в інфокомунікаціях*: Матеріали VI міжнародної науково-практичної конференції (I Міжнародний симпозіум) (м. Чернівці, 9–11 листопада 2017). Чернівці: «Місто», 2017. С. 94–95.

87. Lemeshko O., Yeremenko O. Linear Optimization Model of MPLS Traffic Engineering Fast ReRoute for Link, Node, and Bandwidth Protection. *Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET)*: Proceedings of the 14th International Conference, Lviv-Slavske, Ukraine, 20–24 February, 2018. IEEE, 2018. P. 1–5. DOI: 10.1109/TCSET.2018.8336365.

88. Lebedenko T., Yeremenko O., Harkusha S., Ali A.S. Dynamic Model of Queue Management based on Recourse Allocation in Telecommunication Networks. *Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET)*: Proceedings of the 14th International Conference, Lviv-Slavske, Ukraine, 20–24 February, 2018. IEEE, 2018. P. 1-4. DOI: 10.1109/TCSET.2018.8336371.

89. Лемешко О. В., Єременко О. С., Персіков А. В. Математична модель розрахунку максимальної кількості шляхів, що не перетинаються, при безпечній

маршрутизації. *Проблеми кібербезпеки інформаційно-телекомунікаційних систем*: Збірник матеріалів доповіді та тез (м. Київ, 05-06 квітня 2018 р.). Київ: ВПЦ «Київський університет», 2018. С. 6-10.

90. Лемешко О. В., Єременко О. С. Тензорна модель відмовостійкої QoS маршрутизації в інфокомунікаційній мережі. *XII Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми телекомунікацій» ПТ-2018*: збірник матеріалів конференції (м. Київ, 16–20 квітня 2018 р.). Київ: КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2018. С. 110–112.

91. Спосіб безпечної маршрутизації секретного повідомлення з оптимальним балансуванням його фрагментів за шляхами, які не перетинаються: пат. 105743 Україна: МПК H04L 12/00, H04W 40/00, H04K 1/00 (2016.01) / Лемешко О.В., Єременко О.С.; власник патенту Харківський національний університет радіоелектроніки. – № u 2015 06071; заявл. 18.06.2015; опубл. 11.04.2016, Бюл. №7. – 6 с. : іл.