

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
НАЦІОНАЛЬНИЙ ТЕХНІЧНИЙ УНІВЕРСИТЕТ «ХАРКІВСЬКИЙ
ПОЛІТЕХНІЧНИЙ ІНСТИТУТ»

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
ХАРКІВСЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ РАДІОЕЛЕКТРОНІКИ

Кваліфікаційна наукова
праця на правах рукопису

МЕРСНІ АМАЛЬ

УДК 621.391

ДИСЕРТАЦІЯ

МОДЕЛІ ТА МЕТОД БАЛАНСУВАННЯ НАВАНТАЖЕННЯ В
ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ ПРИ РОЗВ'ЯЗАННІ ЗАДАЧ
МАРШРУТИЗАЦІЇ ТА РЕЗЕРВУВАННЯ РЕСУРСІВ

Спеціальність: 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі
05 «Технічні науки»

Подається на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук

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

Науковий керівник: Поштаренко Віктор Михайлович, кандидат технічних наук,
доцент

Ідентичність всіх примірників дисертації засвідчую:

Вчений секретар спеціалізованої вченої ради

/О.Б. Ткачова/

Харків – 2017

АНОТАЦІЯ

Мерсні А. Моделі та метод балансування навантаження в телекомунікаційних мережах при розв'язанні задач маршрутизації та резервування ресурсів. – Кваліфікаційна наукова праця на правах рукопису.

Дисертація на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук (доктора філософії) за спеціальністю 05.12.02 «Телекомунікаційні системи та мережі» – Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут». – Харківський національний університет радіоелектроніки, – Харків, 2017.

Дисертаційна робота присвячена розв'язанню актуальної наукової задачі, яка пов'язана з оптимізацією процесів балансування навантаження в телекомунікаційних мережах (ТКМ) при розв'язанні задач маршрутизації та резервування ресурсів шляхом розробки та вдосконалення відповідних математичних моделей та методів з метою підвищення якості обслуговування в ТКМ в цілому.

У ході проведеного в роботі аналізу встановлено, що дієвим засобом підвищення рівня якості обслуговування в сучасних мультисервісних телекомунікаційних мережах є балансування навантаження, яке здійснюється за результатами розв'язання задач маршрутизації та резервування мережного ресурсу. Проте обмежені можливості щодо автоматичного балансування навантаження та врахування особливостей структурної побудови ТКМ в існуючих протоколах маршрутизації значно погіршують властивості мережі щодо забезпечення QoS, а відсутність погодженості в рішеннях з протоколом RSVP досить часто призводить до надмірного використання доступного мережного ресурсу. До основних причин, що сприяють виникненню цієї проблемної ситуації варто віднести недосконалість графових моделей та комбінаторних алгоритмів, на яких ґрунтуються протоколи маршрутизації та резервування ресурсів.

Сформовано перелік основних вимог, що висуваються до перспективних рішень в цій області як на рівні математичних моделей, так і мережних протоколів. До них, перш за все, відносяться забезпечення збалансованого завантаження доступного мережного ресурсу, заснованого на реалізації багатошляхової маршрутизації та орієнтованого на покращення рівня QoS; більш детальне врахування особливостей структурної та функціональної побудови (неоднорідності) ТКМ при формуванні маршрутних метрик; підвищення масштабованості рішень щодо резервування мережного ресурсу, направлено на мінімізацію використання пропускну здатності каналів зв'язку мережі; орієнтація на потокові підходи та методи, в рамках яких основна увага приділяється не окремим пакетам, а їх потокам; підвищення рівня погодженості рішень щодо маршрутизації та резервування мережних ресурсів при забезпеченні гарантованої якості обслуговування.

Отримала подальший розвиток потокова модель багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі. Новизна моделі полягає в тому, що для реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації кожен з багатоадресних потоків керовано розбивався на множину підпотоків, для кожного з яких розраховувався свій окремий багатоадресний шлях. Це дозволило на підставі узгодження рішень щодо розрахунку багатоадресних шляхів та балансування між ними навантаження покращити верхній поріг завантаженості каналів зв'язку мережі в середньому від 17% до 25% в порівнянні з одношляховими рішенням, що в залежності від завантаженості мережі сприяло зниженню середньої затримки пакетів від 10-12% до 22-27%. Застосування пропонованої моделі маршрутизації забезпечувало найбільшу ефективність при зростанні розмірності мережі, числа потоків і підпотоків в області середніх і високих навантажень. Наприклад, при збільшенні числа маршрутизаторів до 10-15 при тій же їх зв'язності, а також кількості багатоадресних потоків в ТКМ виграш складав вже 23-36%.

Вперше запропоновано метод багатошляхової багатоадресної маршрутизації. Новизна методу полягає у введенні дворівневої ієрархії

розрахунків: на нижньому рівні визначались маршрутні змінні, які відповідали за формування багатоадресних шляхів для кожного з підпотоків, на які розбивався вихідний потік пакетів; а на верхньому рівні розраховувались поточкові змінні, які визначали оптимальний порядок балансування навантаження за розрахованими на нижньому рівні багатоадресними маршрутами. Застосування методу дозволяє знизити обчислювальну складність реалізації багатошляхової багатоадресної маршрутизації на підставі переходу від розв'язання нелінійної оптимізаційної задачі до послідовності менш складних та розмірних задач лінійної оптимізації. При чому, розмірність задач нижнього рівня методу була на 2-14%, а верхнього – на 85-95% нижча ніж розмірність оптимізаційної задачі щодо централізованих розрахунків. Експериментально встановлено, що запропонований метод за 2-4 ітерації координаційної процедури гарантовано отримував оптимальне рішення, що відповідало рівню централізованих розрахунків.

Отримала подальший розвиток математична модель маршрутизації багатоадресних потоків в напрямку підтримки спільного явного резервування каналного ресурсу. Новизна моделі полягає, по-перше, в забезпеченні погодженого розв'язання задач багатоадресної маршрутизації та резервування каналного ресурсу, а по-друге, в модифікації системи умов щодо запобігання перевантаження каналів зв'язку при здійсненні спільного явного резервування, при якому каналний ресурс виділявся одночасно декільком багатоадресним потокам, перелік яких задавався в явному виді. Результати проведених досліджень показали, що застосування запропонованої моделі маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування каналного ресурсу в телекомунікаційній мережі дозволило зменшити обсяг використаного каналного ресурсу від 15% до 20% при реалізації одношляхової маршрутизації, та на 24-30% – при використанні багатошляхової багатоадресної маршрутизації.

Удосконалено модель балансування навантаження при багатошляховій маршрутизації в телекомунікаційних мережах з неоднорідною архітектурою.

Неоднорідність проявлялась в тім, що структура мережі могла бути представлена роздільним графом та (або) містила розріз, який мав значно меншу пропускну здатність, порівняно з іншими розрізами. Новизна моделі полягає в модифікації критерію оптимальності маршрутних рішень, який орієнтований на забезпечення як мінімальної завантаженості мережі в цілому, так і окремих каналів зв'язку. Це дозволило покращити якість обслуговування за показником середньої міжкінцевої затримки пакетів від 20-30% до 40-60% в телекомунікаційній мережі, яка мала структурну або функціональну неоднорідність архітектури.

Ключові слова: модель, метод, мережа, маршрутизація, резервування, ресурс, потік, пропускну здатність, балансування, середня затримка, неоднорідність, граф, пакет, розріз, навантаження, ресурс, канал.

ABSTRACT

Mersni A. Models and method of load balancing in telecommunication networks for solving problems of routing and resource reservation. – Qualification research work as a manuscript.

The thesis for a candidate degree (Ph.D.) in specialty 05.12.02 – telecommunication systems and networks. – National Technical University «Kharkiv Polytechnic Institute». – Kharkiv National University of Radio Electronics. – Kharkiv, 2017.

Dissertation is devoted to solving of the actual scientific problem, which is related to optimization of load balancing processes in telecommunication networks (TCN) in solving routing and resource allocation tasks by developing and improving the corresponding mathematical models and methods in order to improve the quality of service in TCN as a whole.

In the course of the analysis conducted in the work, it was established that an effective means of improving the level of quality of service in modern multiservice

telecommunication networks is the load balancing, which is carried out by the results of solving routing and network resource reservation tasks. However, the limited abilities of automatic load balancing and taking into account the structural features of the TCN in the existing routing protocols significantly degrade network properties for providing QoS, and the lack of consistency in RSVP solutions often leads to excessive use of the available network resource. The main reasons for the emergence of this problem situation include the imperfection of graph models and combinatorial algorithms, which is the basis of routing and resource reservation protocols.

The list of the main requirements for perspective solutions in this field is formed both on the level of mathematical models and network protocols. These primarily include the provision of a balanced load of available network resource based on the implementation of multipath routing and focused on improving the QoS level; more detailed accounting of the features of structural and functional construction (heterogeneity) of TCN in the formation of route metrics; increasing the scalability of solutions to reserve a network resource, aimed at minimizing the use of network communication links capacity; orientation to flow-based approaches and methods in which the focus is not on individual packets, but on their flows; increase the level of consistency of solutions for routing and reservation of network resources while ensuring the guaranteed quality of service.

The flow-based model of multicast routing in telecommunication network was further developed. The novelty of the model lies in the fact that for implementation of the multipath routing strategy, each of the multicast flows is divided into a set of subflows, each of which was calculated for its own multicast path. This allowed, based on the coordination of solutions on the calculation of multicast routes and the load balancing between them, to improve the upper bound of the network links utilization by an average from 17% to 25% compared to single path solutions, which, depending on the network load, contributed to a decrease in the average delay of packets from 10-12% to 22-27%. The application of the proposed routing model provided the highest effectiveness in increasing the network dimension, the number of flows and subflows in the middle and high loads. For example, with an increase in

the number of routers up to 10-15 with the same connectivity, as well as the number of multicast flows in TCN, the gain was already 23-36%.

The method of multipath multicast routing was firstly proposed. The novelty of the method is the introduction of the two-level hierarchy of calculations: on the lower level, routing variables were defined that were responsible for the formation of multicast paths for each of the subflows to which the initial flow of packets was divided; and at the upper level the flow variables were calculated that determined the optimal load balancing procedure for multicast routes obtained on the lower level. The application of the method allows reducing the computational complexity of the implementation of multipath multicast routing based on the transition from solving the nonlinear optimization problem to the sequence of less complex and dimensional linear optimization problems. Moreover, the dimension of problems of the lower level of the method was 2-14%, and the upper one by 85-95% lower than the dimension of the optimization problem for centralized calculations. It has been experimentally established that the proposed method for 2-4 iterations of the coordination procedure is guaranteed to receive an optimal solution that corresponds to the level of centralized calculations.

The mathematical model of multicast flow routing has been further developed in the direction of supporting the shared explicit reservation of the link resource. The novelty of the model lies, firstly, in ensuring the consistent solution of the multicast routing and reserving of the link resource, and secondly, in modifying the system of conditions of the overload prevention of communication links in the implementation of a shared explicit reservation, in which the link resource was allocated simultaneously to several multicast flows, the list of which was set explicitly. The results of the conducted researches showed that the application of the proposed multicast flow routing model with the support of shared explicit reservation of the link resource in the telecommunication network allowed reducing the amount of used link resource from 15% to 20% in the implementation of single path routing, and by 24-30% with the use of multipath multicast routing.

The load balancing model for multipath routing in telecommunication networks with heterogeneous architecture has been improved. The heterogeneity was manifested in the fact that the structure of the network could be represented by a separable graph and (or) contained a cut that had considerably less throughput compared to other cuts. The novelty of the model is modification of the optimality criterion of routing solutions, which is aimed at ensuring both the minimum utilization of the network as a whole and its individual communication links. This allowed improving the quality of service by the average packet delay from 20-30% to 40-60% in a telecommunication network that had structural or functional heterogeneity in architecture.

Keywords: model, method, network, routing, reservation, resource, flow, throughput, balancing, average delay, heterogeneity, graph, packet, cut, load, resource, link.

Список публікацій здобувача:

1. Поштаренко В.М. Оптимізація мереж IP/MPLS на основі імітаційного моделювання / В.М. Поштаренко, А. Мерсни // Вісник Національного технічного університету „ХПІ”. Тематичний випуск. Техніка і електрофізика високих напруг. – 2012. – № 21. – С. 223 – 228.
2. Поштаренко В.М. Обеспечение качества обслуживания на критических участках мультисервисной сети / В. М. Поштаренко, А. Ю. Андреев, А. Мерсни // Вісник НТУ «ХПІ». – 2013. – № 60 (1033). – С. 94-100.
3. Мерсни А. Исследование потоковой модели балансировки нагрузки в телекоммуникационной сети с неоднородной архитектурой [Електронний ресурс] / А. Мерсни // Проблеми телекомунікацій. – 2016. – № 2 (19). – С. 59 - 80. – Режим доступу до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2016/2/1/162_mersni_routing.pdf.
4. Мерсни А. Комплексный критерий оптимальности балансировки нагрузки при многопутевой маршрутизации в телекоммуникационной сети с

неоднородной топологией / А. Мерсни, А. Ильяшенко // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. – 2016. – Вып.187. – С. 25-33.

5. Мерсни А. Модель маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования канального ресурса / А. Мерсни // Телекомунікаційні та інформаційні технології. – 2017. - №1(54). – С.117-124.

6. Mersni A. Method of Balanced Shared Explicit Reservation for Multicast Routing in Network / A. Mersni // Scholars Journal of Engineering and Technology (SJET). – 2017. – №5(4). – P. 164-169.

7. Мерсни А. Нелинейная модель многопутевой многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети / А. Мерсни, А.Е. Ильяшенко // Радиоэлектроника и информатика. – 2017. – №1(76). – С. 38-42.

8. Мерсни А. Двухуровневый метод многопутевой маршрутизации многоадресных потоков в телекоммуникационной сети / А. Мерсни // Наукові записки УНДІЗ. – 2017. – №2(46). – С. 98-106.

9. Поштаренко В.М. Модель исследования характеристик качества обслуживания мультисервисной сети в условиях фрактального трафика / В.М. Поштаренко, А. Мерсни // Сучасні напрями розвитку інформаційно-комунікаційних технологій та засобів управління. Матеріали четвертої Міжнародної конференції, 4-5 грудня 2013 р. Полтава-Баку-Белгород-Кіровоград-Харків, 2014. – С. 56.

10. Поштаренко, В.М. Метод адаптивной маршрутизации в сетях передачи данных с учетом самоподобия трафика / В.М. Поштаренко, Ю.П. Мелешкова, А. Мерсни // Международная научная конференция MicroCAD : Секція №22 - Електромагнітна стійкість - НТУ "ХПИ", 15-17 жовтня 2014. – С. 117.

11. Мерсни А. Модель управления трафиком мультисервисной сети / А. Мерсни, В.М. Поштаренко // Международная научная конференция MicroCAD : Секція №21 - Информатика і моделювання - НТУ "ХПИ", 15-17 жовтня 2014. – С. 55.

12. Поштаренко В.М. Способ мониторинга трафика мультисервисной сети / В.М. Поштаренко, Ю.И. Примшиц, А. Мерсни // Международная научная

конференция MicroCAD : Секція №22 - Електромагнітна стійкість - НТУ "ХПИ", 15-17 жовтня 2014. – С. 116.

13. Мерсни А. Метод балансировки нагрузки в мультисервисных сетях с учетом самоподобия трафика / А. Мерсни // Международная научная конференция MicroCAD : Секція №22 - Електромагнітна стійкість - НТУ "ХПИ", 20-22 травня 2015. – С. 114.

14. Mersni A. Complex Optimality Criterion for Load Balancing with Multipath Routing in Telecommunications Networks of Nonuniform Topology / A. Mersni, A. Pyashenko, T. Vavenko // 14th International Conference The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (CADSM), 21-25 February 2017. – Polyana-Svalyava (Zakarpattya), Ukraine. – P. 100-104.

15. Мерсні А. Дослідження процесу спільного явного резервування при маршрутизації багатоадресних потоків в телекомунікаційній мережі / А. Мерсні // Інформаційна безпека та комп'ютерні технології: Збірник тез доповідей II Міжнародної науково-практичної конференції, 20-22 квітня 2017 року, м. Кропивницький: ЦНТУ, 2017. – С. 70-71.

16. Мерсни А. Оптимизация процесса общего явного резервирования при маршрутизации многоадресных потоков в телекоммуникационной сети / А. Мерсни // Информатика, математика, автоматика. Матеріали науково-технічної конференції, 17-21 квітня 2017 р. – Суми: Сумський державний університет, 2017. – С. 103.

17. Мерсни А. Метод общего явного резервирования при многоадресной маршрутизации / А. Мерсни // IX Міжнародна науково-технічна конференція студентів та аспірантів «Перспективи розвитку інформаційно-телекомунікаційних технологій та систем» ПРИТС 2017: Збірник тез конференції, 18–21 квітня 2017 року. – К.: НТУУ «КПІ» ім. Ігоря Сікорського, 2017. – С. 476-477.

18. Мерсни А. Организация общего явного резервирования канального ресурса при маршрутизации многоадресных потоков / А. Мерсни // Перспективи розвитку телекомунікаційних та інформаційно-вимірювальних технологій.

Конференція 21-го Міжнародного молодіжного форуму «Радіоелектроніка у XXI столітті»: Збірник матеріалів форуму. Том 4, 25-27 квітня 2017 р. – Х. ХНУРЕ. – С. 53-54.

19. Mersni A. Model of Multicast Routing With Support of Shared Explicit Reservation of Link Resources / A. Mersni, A. Ilyashenko, T. Vavenko // 2017 IEEE First Ukraine Conference on Electrical and Computer Engineering (UKRCON), May 29 – June 2, 2017. – Kyiv, Ukraine. – P. 1145-1148.

ЗМІСТ

Перелік умовних скорочень	15
Вступ.....	17
Розділ 1. Аналіз теоретичних та протокольних рішень щодо балансування навантаження в телекомунікаційних мережах.....	25
1.1. Характеристика задач забезпечення якості обслуговування в телекомунікаційних мережах.....	26
1.1.1. Класифікація показників якості обслуговування в телекомунікаційних мережах.....	26
1.1.2. Огляд архітектури забезпечення якості обслуговування в телекомунікаційних мережах.....	30
1.1.3. Характеристика механізмів обслуговування черг на маршрутизаторах телекомунікаційних мереж.....	32
1.1.4. Огляд механізмів активного управління чергами на маршрутизаторах телекомунікаційних мереж.....	35
1.1.5. Аналіз засобів профілювання трафіку в телекомунікаційних мережах.....	36
1.2. Класифікація протоколів та методів маршрутизації в телекомунікаційних мережах.....	38
1.3. Огляд технологічних рішень відносно резервування ресурсів в телекомунікаційних мережах.....	45
1.4. Огляд відомих рішень щодо балансування навантаження при розв'язанні задач маршрутизації та резервування ресурсів в телекомунікаційних мережах.....	48
1.5. Постановка науково-прикладної задачі.....	53
1.6. Висновки до першого розділу.....	55

Розділ 2. Розробка потокової моделі та дворівневого методу багатошляхової багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі	57
2.1. Нелінійна модель багатошляхової багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі	58
2.2. Дослідження запропонованої моделі багатошляхової багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі	63
2.3. Дворівневий метод багатошляхової маршрутизації багатоадресних потоків в телекомунікаційній мережі	69
2.4. Аналіз запропонованого дворівневого методу багатошляхової багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі	75
2.5. Висновки до другого розділу	80
Розділ 3. Математична модель маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування каналного ресурсу в телекомунікаційній мережі	83
3.1. Умови забезпечення спільного явного резервування каналного ресурсу при маршрутизації багатоадресних потоків	84
3.2. Вибір критерію оптимальності рішень щодо маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування в телекомунікаційній мережі	87
3.3. Аналіз рішень задачі маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування	90
3.4. Висновки до третього розділу	100
Розділ 4. Модель балансування навантаження при багатошляховій маршрутизації в телекомунікаційних мережах з неоднорідною архітектурою	103
4.1. Опис базової ТЕ-моделі балансування навантаження при розв'язанні задач одноадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі	104

4.2. Приклади неефективного балансування навантаження в телекомунікаційній мережі, організованого на основі TE-моделі	107
4.3. Аналіз напрямків удосконалення базової TE-моделі балансування навантаження в мережі	112
4.4. Порівняльний аналіз рішень задачі балансування навантаження в телекомунікаційній мережі з неоднорідною архітектурою	118
4.5. Рекомендації щодо практичного використання отриманих у роботі результатів в сучасних та перспективних телекомунікаційних технологіях транспортних мереж.....	136
4.6. Висновки до четвертого розділу.....	139
Висновки по роботі	142
Список використаних джерел	146
Додаток А. Акт впровадження.....	157

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ

ГП	Глобальна інформаційна інфраструктура
ББМ	багатошляхова багатоадресна маршрутизація
КЗ	канал зв'язку
ОБМ	одношляхова багатоадресна маршрутизація
ПЗ	пропускна здатність
ТКС	телекомунікаційна система
ТКМ	телекомунікаційна мережа
DiffServ (Differentiated Services)	диференційовані послуги
EIGRP (Enhanced Interior Gateway Routing Protocol)	вдосконалений протокол маршрутизації внутрішнього шлюзу
FF (Fixed Filter)	фіксований фільтр
IGRP (Interior Gateway Routing Protocol)	протокол маршрутизації внутрішнього шлюзу
IntServ (Integrated Services)	інтегровані послуги
IS-IS (Intermediate System – to – Intermediate System)	протокол маршрутизації «проміжна система» - «проміжна система»
IP (Internet Protocol)	протокол мережного рівня Internet
ITU (International Telecommunication Union)	Міжнародний союз телекомунікацій
MILP (Mixed integer linear programming)	змішане цілочисельне лінійне програмування
MINLP (Mixed Integer Nonlinear Programming).	змішане цілочисельне нелінійне програмування

MPLS (MultiProtocol Label Switching)	технологія багатопроTOCOLЬНОЇ комутації за мітками
NGN (Next Generation Network)	мережа наступного покоління
OSI (Open Systems Interconnection Basic Reference Model)	еталонна модель взаємодії відкритих систем
OSPF (Open Shortest Path First)	протокол маршрутизації за найкоротшим шляхом
PNNI (Private Network – to – Network Interface)	протокол маршрутизації «приватний міжмережний інтерфейс»
QoS (Quality of Service)	якість обслуговування
RIP (Routing Information Protocol)	інформаційний протокол маршрутизації
RSVP (Resource Reservation Protocol)	протокол резервування ресурсів
SE (Shared Explicit)	фільтр спільного явного резервування
TE (Traffic Engineering)	інжиніринг трафіка

ВСТУП

Актуальність теми. Сучасні телекомунікаційні мережі (ТКМ) мають досить широкі можливості з точки зору підтримки мультисервісу та забезпечення якості обслуговування (Quality of Service, QoS), які, як правило, засновані на оптимальному використанні доступного мережного ресурсу: пропускної здатності каналів зв'язку та маршрутів у цілому. За розв'язання цих задач в ТКМ відповідають протоколи маршрутизації, розподілу та резервування мережних ресурсів, що є складовими архітектурних моделей диференційованих (Differentiated Services, DiffServ) та інтегрованих послуг (Integrated Services, IntServ) [1-5].

Як показав проведений аналіз [5-13], сучасні технологічні рішення в цій області мають суттєві недоліки: існуючі протоколи маршрутизації забезпечують реалізацію багатошляхової маршрутизації з автоматичним балансуванням навантаження лише за маршрутами з однаковою метрикою; лише в деяких протоколах, наприклад, IGRP/EIGRP, підтримується маршрутизація за множиною шляхів, які мають різну метрику, але для використання таких маршрутів необхідне адміністративне втручання, що знижує оперативність реакції мережі на можливе перевантаження чи відмови обладнання; при формуванні маршрутних метрик враховуються номінальні, а не реальні значення основних функціональних параметрів мережних елементів, наприклад, пропускної здатності інтерфейсів, їх завантаженості, затримок пакетів та інших; в технологіях IP/MPLS протоколи резервування ресурсів (сигналізації) працюють не узгоджено з протоколами маршрутизації, тому, наприклад, протокол RSVP не завжди може виконати резервування необхідного каналного ресурсу, так як протокол маршрутизації обирає (розраховує) шлях, який не обов'язково містить цей ресурс.

Ефективність протокольних рішень щодо маршрутизації та резервування ресурсів багато в чому визначається змістом математичних моделей та методів, які покладені в їх основу. Проблематикою, яка присвячена вдосконаленню та розробці нових математичних моделей та методів маршрутизації та резервування ресурсів, займаються багато закордонних та вітчизняних вчених. До їх числа, перш за все, варто віднести Gallager R.G., Lee G. M., Vutukury S., Seok Y., Wang Y., Wang Z., Вишневський В.М., Романов О.І., Романюк В.А., Лемешко О.В., Євсєєва О.Ю. та інші.

Виходячи з аналізу існуючого стану зазначеної проблеми, до основних вимог, що висувуються до перспективних рішень в цій галузі, перш за все відносять: забезпечення збалансованого завантаження (використання) доступного мережного ресурсу, заснованого на реалізації багатошляхової маршрутизації та орієнтованого на покращення рівня QoS; детальне врахування особливостей структурної та функціональної побудови ТКМ при формуванні маршрутних метрик; підвищення масштабованості рішень щодо резервування мережного ресурсу, направлено на мінімізацію використання пропускної здатності каналів зв'язку мережі; орієнтація на потокові підходи та методи, в рамках яких основна увага приділяється не окремим пакетам, а їх потокам; підвищення рівня погодженості рішень щодо маршрутизації та резервування мережного ресурсу при забезпеченні гарантованої якості обслуговування.

Тому актуальною науково-прикладною задачею є оптимізація процесів балансування навантаження в телекомунікаційних мережах при розв'язанні задач маршрутизації та резервування ресурсів шляхом розробки та вдосконалення відповідних математичних моделей та методів з метою підвищення якості обслуговування.

Зв'язок роботи з науковими програмами, планами, темами.
Дисертаційні дослідження проводились у відповідності із наступними

програмами та нормативними документами: Закон України «Про Основні засади розвитку інформаційного суспільства в Україні на 2007-2015 роки» від 09.01.2007 р., №537-V, Закон України «Про телекомунікації» від 18.11.2003 р., №1280-IV, Державна науково-технічна програма «Створення перспективних телекомунікаційних систем і технологій», планами наукової, науково-технічної діяльності Національного технічного університету «Харківський політехнічний інститут».

Мета дисертаційної роботи полягає у підвищенні якості обслуговування в телекомунікаційних мережах на основі удосконалення процесів балансування навантаження в ТКМ.

У дисертаційній роботі розв'язані такі окремі задачі дослідження:

- аналіз протокольних рішень щодо маршрутизації та резервування мережних ресурсів в ТКМ;
- огляд відомих теоретичних підходів, моделей та методів маршрутизації та резервування мережних ресурсів в ТКМ;
- аналіз вимог, що висуваються до новітніх рішень в області маршрутизації та резервування мережних ресурсів в ТКМ;
- розробка потокової моделі та методу багатошляхової багатоадресної маршрутизації в ТКМ;
- розробка математичної моделі маршрутизації багатоадресних потоків в напрямку підтримки спільного явного резервування каналного ресурсу;
- удосконалення моделі балансування навантаження при багатошляховій маршрутизації в телекомунікаційних мережах з неоднорідною архітектурою;
- дослідження ефективності запропонованих у дисертації рішень щодо маршрутизації та резервування мережних ресурсів в ТКМ;
- розробка рекомендацій щодо практичного використання отриманих в роботі результатів в сучасних і перспективних ТКМ.

Об'єкт дослідження: процеси маршрутизації та резервування мережних ресурсів з балансуванням навантаження в ТКМ.

Предмет дослідження: моделі та метод маршрутизації та резервування мережних ресурсів з балансуванням навантаження в ТКМ.

Методи дослідження. В ході розробки та вдосконалення математичних моделей маршрутизації та резервування мережних ресурсів було використано елементи теорії графів, теорії множин і методи математичного (лінійного, нелінійного та змішаного) програмування. При розробці дворівневого методу багатошляхової багатоадресної маршрутизації використано елементи теорії оптимальних ієрархічних багаторівневих систем. Для оцінки ефективності отриманих рішень використано пакет MatLab та методи лабораторного експерименту.

Наукові положення, розроблені особисто дисертантом, та їх новизна.

1. Отримала подальший розвиток потокова модель багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі. Новизна моделі полягає в тому, що для реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації кожен з багатоадресних потоків керовано розбивався на множину підпотоків, для кожного з яких розраховувався свій окремий багатоадресний шлях. Це дозволило зменшити завантаженість мережі в цілому на підставі узгодження рішень щодо розрахунку багатоадресних шляхів та балансування між ними навантаження.

2. Вперше запропоновано метод багатошляхової багатоадресної маршрутизації. Новизна методу полягає у введенні дворівневої ієрархії розрахунків: на нижньому рівні визначались маршрутні змінні, які відповідали за формування багатоадресних шляхів для кожного з підпотоків, на які розбивався вихідний потік пакетів; а на верхньому рівні розраховувались потокові змінні, які визначали оптимальний порядок балансування навантаження за розрахованими на нижньому рівні

багатоадресними маршрутами. Застосування методу дозволяє знизити обчислювальну складність реалізації багатошляхової багатоадресної маршрутизації на підставі переходу від розв'язання нелінійної оптимізаційної задачі до послідовності менш складних та розмірних задач лінійної оптимізації.

3. Отримала подальший розвиток математична модель маршрутизації багатоадресних потоків в напрямку підтримки спільного явного резервування каналного ресурсу. Новизна моделі полягає, по-перше, в забезпеченні погодженого розв'язання задач багатоадресної маршрутизації та резервування каналного ресурсу, а по-друге, в модифікації системи умов щодо запобігання перевантаження каналів зв'язку при здійсненні спільного явного резервування, при якому каналний ресурс виділявся одночасно декільком багатоадресним потокам, перелік яких задавався в явному вигляді. Це дозволило знизити об'єми використаної пропускної здатності каналів зв'язку при організації спільного явного резервування мережних ресурсів.

4. Удосконалено модель балансування навантаження при багатошляховій маршрутизації в телекомунікаційних мережах з неоднорідною архітектурою. Новизна модель полягає в модифікації критерію оптимальності маршрутних рішень, який орієнтований на забезпечення як мінімальної завантаженості мережі в цілому, так і окремих каналів зв'язку. Це дозволило покращити якість обслуговування за показником середньої затримки пакетів в телекомунікаційній мережі, яка мала структурну або функціональну неоднорідність архітектури, що проявлялось в тім, що структура мережі могла бути представленою роздільним графом та (або) містила розріз, який мав значно меншу пропускну здатність, порівняно з іншими розрізами.

Обґрунтованість і достовірність наукових положень, висновків і рекомендацій, які захищаються. Обґрунтованість та достовірність

отриманих у дисертаційній роботі нових наукових результатів забезпечувалась коректним використанням можливостей добре апробованих математичних підходів, заснованих на теорії графів, теорії множин, методах математичного програмування, а також належним аналітичним і числовим обґрунтуванням прийнятих наближень і яким фізичним трактуванням отриманих результатів дослідження.

Використання результатів роботи на практиці. Розроблені математичні моделі та метод можуть бути покладені в основу алгоритмічного та програмного забезпечення маршрутизаторів ТКМ у вигляді перспективних протоколів маршрутизації та резервування мережних ресурсів. Практична значимість отриманих результатів дисертації також підтверджується їх застосуванням у навчальному процесі кафедри систем інформації Національного технічного університету «Харківський політехнічний інститут».

Повнота викладення матеріалів дисертації в публікаціях та особистий внесок в них автора. Всі наукові результати, запропоновані в дисертаційній роботі, здобувач отримав самостійно. Крім того, в роботі [14] дисертантом розроблена та досліджена імітаційна модель мережі IP/MPLS із застосуванням середовища Network Simulator з порівнянням характеристик продуктивності мережі з традиційним розподілом навантаження в IP/MPLS мережах; в статті [15] здобувач проаналізувала рівень забезпечення якості обслуговування в MPLS-мережах з використанням технологій балансування та прогнозування трафіка в рамках пакету OPNET; в статті [16] проведено порівняльний аналіз використання різних критеріїв оптимальності процесу балансування навантаження в ТКМ з неоднорідною архітектурою та їх вплив на значення міжкінцевої затримки пакетів; в роботі [17] запропоновано комплексний критерій оптимальності процесу балансування навантаження в ТКМ з неоднорідною архітектурою, представлених роздільним графом; в статті

[18] автор розробила та дослідила модель маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування каналного ресурсу; в роботі [19] дисертантом запропоновано метод збалансованого спільного явного резервування каналного ресурсу при реалізації багатоадресної маршрутизації; в статті [20] здобувач запропонувала та дослідила нелінійну модель багатошляхової багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі; в роботі [21] дисертант розробила дворівневий метод багатошляхової маршрутизації багатоадресних потоків в телекомунікаційній мережі.

Апробація. Основні результати дисертації доповідалися та були схвалені на четвертій Міжнародній конференції «Сучасні напрями розвитку інформаційно-комунікаційних технологій та засобів управління» (Полтава-Баку-Белгород-Кіровоград-Харків, 2013); Міжнародній науковій конференції MicroCAD (НТУ "ХПИ", 2014-2015); 14th International Conference The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (Polyana-Svalyava, Ukraine 2017); II Міжнародній науково-практичній конференції «Інформаційна безпека та комп'ютерні технології» (Центральноукраїнський національний технічний університет, м. Кропивницький, 2017); науково-технічній конференції «Інформатика, математика, автоматика» (Суми: Сумський державний університет, 2017); IX Міжнародній науково-технічній конференції студентів та аспірантів «Перспективи розвитку інформаційно-телекомунікаційних технологій та систем» ПРІТС 2017 (Київ, НТУУ «КПІ» ім. Ігоря Сікорського, 2017); конференції «Перспективи розвитку телекомунікаційних та інформаційно-вимірювальних технологій» 21-го Міжнародного молодіжного форуму «Радіоелектроніка у XXI столітті», ММФ2017 (Харків, ХНУРЕ, 2017); 2017 IEEE First Ukraine Conference on Electrical and Computer Engineering, UKRCON (Kyiv, Ukraine, 2017) [22-32].

Публікації. Основні положення та результати дисертаційної роботи опубліковано у 19 наукових працях: 1 стаття у закордонному фаховому журналі [19], 7 статей у фахових науково-технічних журналах та збірках наукових праць [14-18, 20, 21]. Апробація результатів дисертації проходила в ході 11 доповідей на міжнародних науково-технічних конференціях [22-32], з них дві апробації на конференціях, які проходили під егідою IEEE та індексуються в міжнародних наукометричних базах Scopus та IEEE Xplore Digital Library [27-32].

Структура та обсяг дисертації. Дисертація складається зі вступу, чотирьох розділів та одного додатку. Загальний обсяг роботи становить 160 сторінок, у тому числі 150 сторінок основного тексту, 35 рисунків та 19 таблиць. Список використаних джерел містить 105 найменувань, викладених на 11 сторінках.

РОЗДІЛ 1

АНАЛІЗ ТЕОРЕТИЧНИХ ТА ПРОТОКОЛЬНИХ РІШЕНЬ ЩОДО БАЛАНСУВАННЯ НАВАНТАЖЕННЯ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ

Сучасні телекомунікаційні системи та мережі відіграють дуже важливу роль в побудові та розвитку інформаційного суспільства. Саме на телекомунікації покладаються ключові функції щодо забезпечення інформаційного обміну між терміналами користувачів, серверами послуг, хмарними архітектурами та ін. Варто зазначити, що, відповідно до рекомендацій Міжнародного союзу телекомунікацій Y.100, Y.110, Y.130 [4, 33-35], телекомунікаційні мережі є основою для функціонування глобальної інформаційної інфраструктури (ГІІ), найбільш доцільними сферами використання якої є

- електронний уряд;
- дистанційне навчання;
- телемедицина;
- електронна торгівля;
- міські інформаційні служби, що об'єднують підсистеми «розумного» міста (будівлі);
- інтелектуальні системи транспортування та зв'язку;
- системи позиціонування;
- електронні бібліотеки та музеї.

До основних цілей створення ГІІ варто, перш за все, віднести таке [4, 33-35]:

- забезпечення надання широкого різноманіття інфокомунікаційних послуг, перелік яких постійно оновлюється;
- охоплення для передачі, обробки та збереження всіх форм інформації (аудіо, текст, дані, зображення, відео тощо);

- забезпечення програмно-апаратної та протокольної сумісності та взаємодії різних за побудовою телекомунікаційних мереж: термінальних, серверних та комутаційних пристроїв;
- мінімізація вартості використання необхідних ресурсів для підтримки належного функціонування ГП та максимізація її продуктивності щодо швидкості обробки транзакцій, швидкості регенерації зображень тощо;
- забезпечення високого рівня інформаційної безпеки (security), заснованої на захисті ресурсів (апаратних, програмних, інформаційних) від випадкових або навмисних дій;
- підтримка мобільності (mobility) та забезпечення заданих значень показників рівня якості (quality), надійності (reliability) та масштабованості (scalability) рішень, оцінюваних через імовірність того, що продукт або система виконуватимуть свої функції належним чином протягом певного періоду часу.

1.1. Характеристика задач забезпечення якості обслуговування в телекомунікаційних мережах

1.1.1. Класифікація показників якості обслуговування в телекомунікаційних мережах

Таким чином, основною задачею сучасних ТКМ з точки зору підтримки функціональних можливостей ГП є надання множини інфокомунікаційних послуг із заданим рівнем якості обслуговування. Як показав проведений аналіз [3, 5, 35-40], до основних показників QoS (рис. 1.1) варто віднести показники продуктивності: мінімальна, максимальна і середня швидкість передачі пакетів; часові показники: середня затримка і джиттер пакетів; показники надійності доставки

пакетів: ймовірність втрати пакета, кількість втрачених пакетів, ймовірність доставки пакета не за адресою і ін.. Ці показники інколи об'єднують в групу показників мережної продуктивності – Network performance (NP).

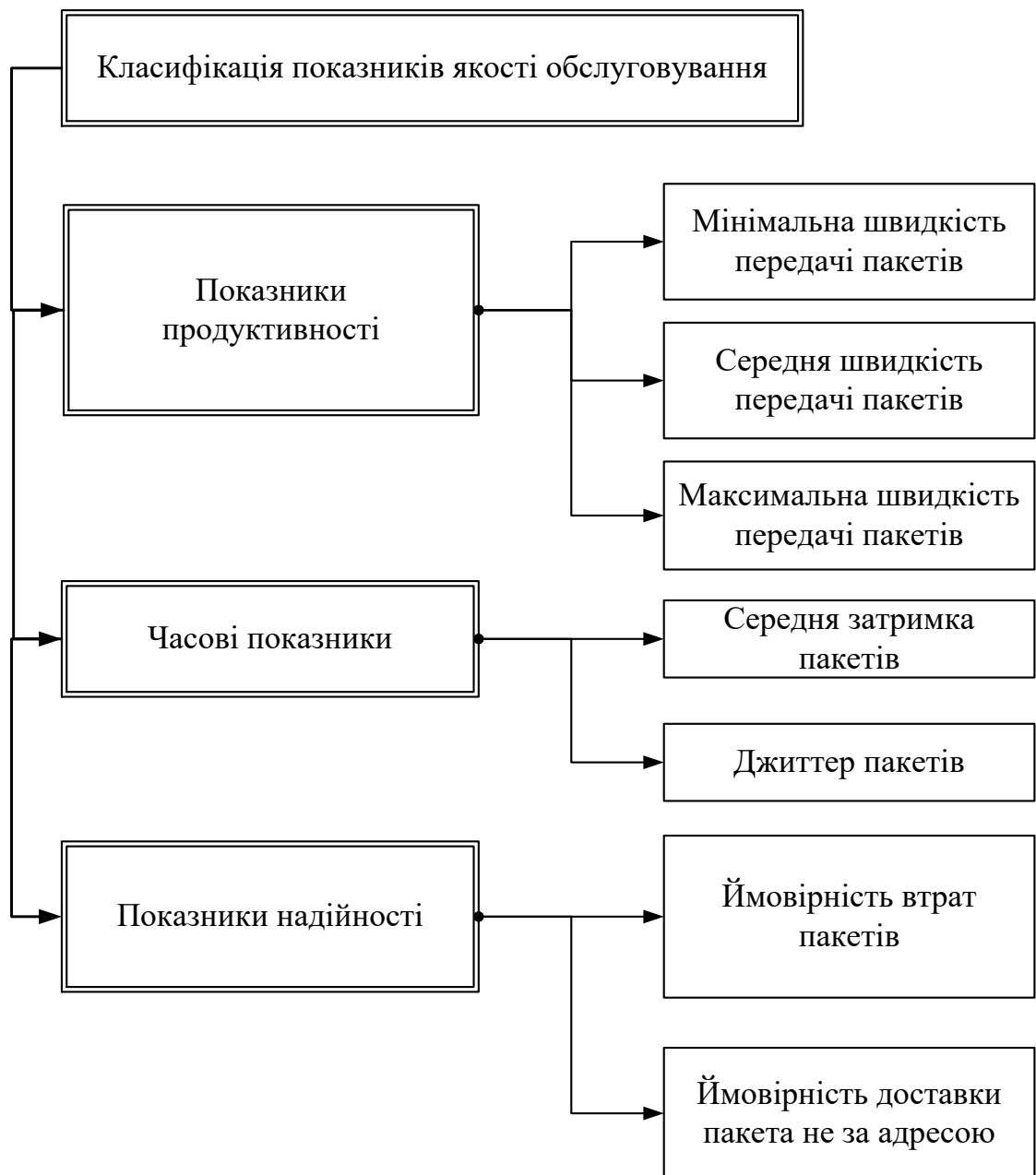


Рис. 1.1. Класифікація показників якості обслуговування

Показники мережної продуктивності безпосередньо впливають на інші, більш загальні QoS-показники – показники, що відчуються або сприймаються користувачем (Quality of experience, QoE). Оцінка QoE є суб'єктивною та представляє собою кількісно виражену ступінь задоволеності кінцевого користувача якістю отриманої їм інфокомунікаційної послуги. Ця інтегральна оцінка якості, як правило, виражається в деяких умовних балах. Так, відповідно до рекомендацій ITU-T G.107, G 1030, G 1070, визначено кілька типів таких оцінок, серед яких в якості основних слід виділити:

- рейтинг якості R (Quality Rating), $0 \leq R \leq 100$;
- середню експертну оцінку MOS (Mean Opinion Score), $1 \leq MOS \leq 5$.

Крім NP-показників, на числові значення показників QoE також впливають параметри мереж доступу, характеристики терміналів, тип використаного аудіо/відео кодеку та ін.

В загальному випадку класифікувати послуги, що підтримуються мультисервісною ТКМ, доцільно за такими основними характеристиками [35, 38, 39] (табл. 1.1):

- послуги, чутливі до величини виділеної пропускної здатності каналу зв'язку, шляху або мережі в цілому (наприклад, відеопослуги);
- послуги, чутливі до затримок і джиттеру пакетів (наприклад, телефонія);
- послуги, чутливі до втрат пакетів (наприклад, передача даних).

Числові значення тих чи інших показників якості обслуговування, як правило, вказуються у спеціальному документі – угоді про рівень обслуговування (Service-level agreement, SLA). Ця угода може укладатись між оператором і користувачем, між двома операторами та ін. Крім QoS-вимог в подібній угоді можуть вказуватись також розмір платні за обслуговування, методи вимірювання параметрів мережі та вказаних QoS-

показників; штрафні санкції за незабезпечення необхідного рівня QoS та ін. SLA може носити статичний або динамічний характер.

Проте слід зазначити, що більшість сучасних, переважно мультимедійних послуг є чутливими одночасно до множини QoS-показників (табл. 1.1). Це накладає свій відбиток як на зміст SLA, так і на перелік технологічних засобів, які використовуються для забезпечення якості обслуговування в сучасних мультисервісних телекомунікаційних мережах.

Таблиця 1.1

Якісна характеристика вимог інфокомунікаційних послуг до значень показників якості обслуговування

Тип послуги	Надійність	Середня затримка	Джиттер	Швидкість передачі
Електронна пошта	високі	низькі	низькі	низькі
Передача файлів	високі	низькі	низькі	середні
Web доступ	високі	середні	низькі	середні
Аудіо за вимогою	низькі	низькі	високі	середні
Відео за вимогою	низькі	низькі	високі	високі
Телефонія	низькі	високі	високі	низькі
Відеоконференція	низькі	високі	високі	високі

1.1.2. Огляд архітектури забезпечення якості обслуговування в телекомунікаційних мережах

Забезпечення якості обслуговування в сучасних мультисервісних ТКМ є надскладною системною проблемою, що вимагає мобілізації наявних технологічних засобів, які доступні на всіх рівнях еталонної моделі взаємодії відкритих систем (EMBVC, OSI). Як правило, для вирішення цієї проблеми в IP/MPLS-мережах використовуються наступні архітектурні моделі [3, 5, 35-42]:

- архітектура інтегрованих послуг (Integrated Services, IntServ), яка орієнтована на забезпечення гарантованої якості обслуговування, перш за все, на підставі резервування мережних ресурсів;
- архітектура диференційованих послуг (Differentiated Service, DiffServ), яка базується на пріоритетній обробці пакетів, що генеруються різними мережними додатками, та відповідному розподілі мережних ресурсів;
- архітектура MPLS DiffServ Aware Traffic Engineering, заснована на інтеграції DiffServ і концепції Traffic Engineering для MPLS-мереж [3, 7] на принципах збалансованого використання мережного ресурсу;
- модель обслуговування «за можливістю» (Best Effort Service), в рамках якої мережею не надається жодних гарантій щодо рівня якості обслуговування.

Таким чином, забезпечення заданого рівня якості обслуговування нерозривно пов'язане з оптимізацією процесів управління мережними ресурсами, перш за все, щодо їх формування та розподілу. Основні мережні ресурси можна класифікувати [35, 38, 39] на апаратні, програмні та інформаційні. До апаратних мережних ресурсів можна віднести каналні (наприклад, пропускні здатності каналів зв'язку), буферні (черги, що створені на маршрутизаторах мережі) та обчислювальні (процесорна

продуктивність маршрутизаторів). Мережні протоколи та механізми управління трафіком, що є складовими програмного забезпечення сучасних комутаторів та маршрутизаторів, відносяться до програмного ресурсу ТКМ. Мережний трафік, потоки пакетів, зміст баз даних щодо стану мережі – основа інформаційного ресурсу ТКМ.

Для управління мережними ресурсами з метою забезпечення наскрізної якості обслуговування «з кінця в кінець» (end-to-end) в ТКМ можуть залучатись такі технологічні засоби (рис. 1.2) [2-5, 35, 36]:

1. Методи та засоби класифікації та маркування (призначення пріоритетів) пакетів, засновані на політиках IP Precedence (IPP) та Differentiated Services Code Point (DSCP);

2. Механізми формування та планування черг, за допомогою яких розв'язуються задачі щодо розподілу каналного та буферного ресурсу в ТКМ;

3. Механізми боротьби з перевантаженням, представлені засобами активного управління чергами (Active Queue Management, AQM);

4. Засоби профілювання трафіку, що реалізують функції вирівнювання та обмеження інтенсивності вхідних та (або) вихідних потоків пакетів щодо окремих мережних вузлів або сегментів мережі;

5. Протоколи маршрутизації, які відповідають за розрахунок та підтримку маршрутів передачі пакетів в мережі;

6. Протоколи QoS-сигналізації та резервування мережних ресурсів для надання гарантованого рівня якості обслуговування.

7. Централізовані функції політики, управління та обліку QoS, які засновані на адмініструванні мереж та налаштуванні мережного обладнання переважно вручну.

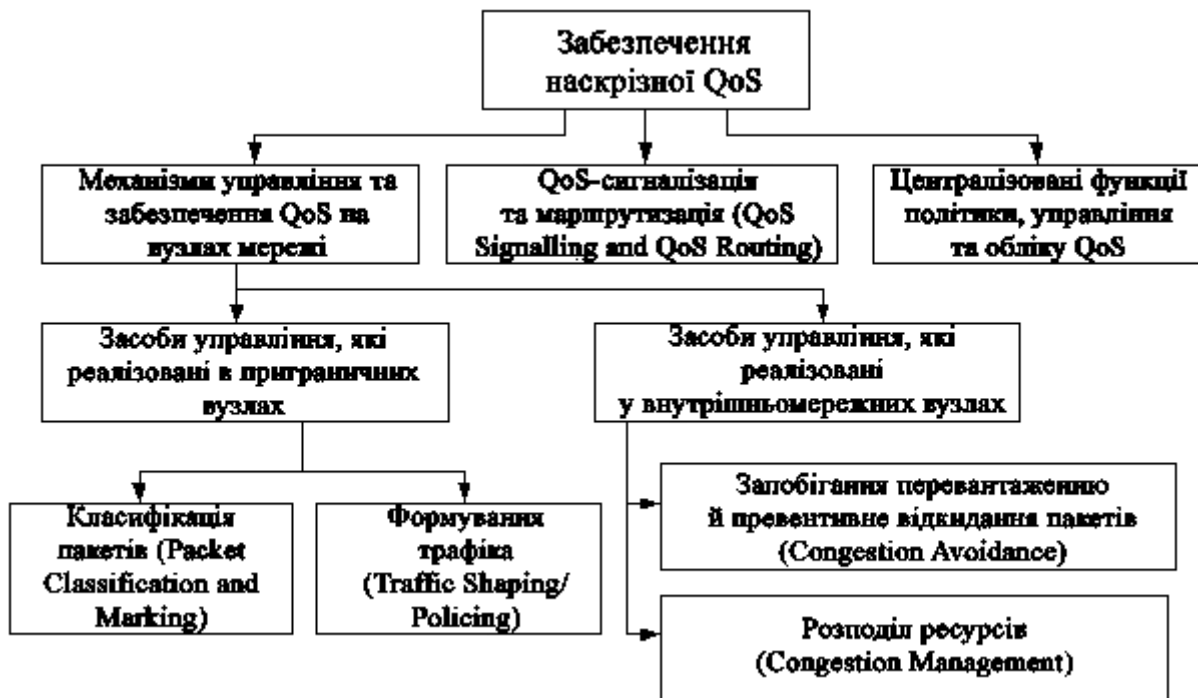


Рис. 1.2. Базова архітектура забезпечення якості обслуговування в телекомунікаційній мережі [35]

1.1.3. Характеристика механізмів обслуговування черг на маршрутизаторах телекомунікаційних мереж

Класифікація IP-пакетів, як правило, відбувається на основі аналізу змісту полів заголовку. Відповідно до IP-адрес відправника та одержувача пакету, його довжини, MAC-адреси, номеру порту та ін. кожному пакету в байті типу обслуговування (Type of Service, ToS) встановлюється пріоритет обслуговування, який в подальшому впливає на рівень обслуговування на маршрутизаторах ТКМ [5, 35]. У відповідності до методу IPP підтримується вісім пріоритетів, а при використанні політик DSCP – шістдесят чотири. В MPLS мережах для кодування пріоритету пакетів також використовується поле з трьох біт.

Для формування та планування черг на маршрутизаторах ТКМ використовується множина механізмів, до яких перш за все варто віднести такі [5, 35, 39]:

- «першим прийшов — першим обслужений» (First In – First Out, FIFO);
- пріоритетне обслуговування (Priority Queuing, PQ);
- справедливе обслуговування (Fair Queuing, FQ);
- обслуговування на основі класу (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) і його модифікації;
- кругове обслуговування з дефіцитом (Deficit Round-Robin, DRR) і його модифікації.

Саме за допомогою цих механізмів здійснюється розподіл каналного та буферного ресурсу на маршрутизаторах ТКМ. Лише механізм FIFO та сімейство механізмів FQ/WFQ автоматично розв'язують покладені на них задачі щодо організації та обслуговування черг. Інші засоби вимагають додаткових ручних налаштувань, що значно знижує швидкість реакції процесів управління та можливі перевантаження.

Механізм FIFO організує одну чергу на 40 пакетів і, як правило, застосовується «за замовчуванням» на високошвидкісних інтерфейсах (зі швидкістю понад 2 Мбіт/с), так як в цьому випадку ймовірність перевантаження інтерфейсу мінімальна. Тому потреби в організації системи черг для диференціації обслуговування немає. До переваг цього механізму відносять простоту функціонування та мінімальний час на

обслуговування черг. Але у випадку перевантаження інтерфейсу цей механізм не забезпечує диференціацію пакетів, тому всі пакети отримують однакову затримку та рівень втрат, що є недоліком цього рішення.

На відміну від FIFO, механізм Priority Queuing організовує чотири пріоритетні черги (High, medium, normal і low) та передбачає першочергове обслуговування пакетів, які перебувають в черзі з більш високим пріоритетом. У механізмі PQ функціональні можливості щодо диференціації трафіку трохи вище, ніж в FIFO, але нижче ніж в механізмі Custom Queuing, де підтримується 17 черг. Механізм CQ забезпечує розподіл пропускної здатності інтерфейсу між чергами пакетів шляхом адміністративно заданого лічильника байтів, який на початку обходу черги має значення 1500 байт (за замовчуванням) і зменшується на розмір пакета, що пройшов через цю чергу.

Механізм Weighted Fair Queuing (зважене рівномірне обслуговування черг на основі обчислення порядкового номера пакета) та його чисельні модифікації функціонують «за замовчуванням» на низькошвидкісних інтерфейсах. Це стало можливим за наявності його наступних переваг:

- автоматичний режим роботи з мінімальними адміністративними налаштуваннями;
- організація досить великої кількості черг (256 з можливістю збільшення до 4096), що підвищує можливості інтерфейсу щодо диференціації обслуговування;
- врахування при обслуговуванні довжини пакету та його пріоритету.

В механізмі Flow-based WFQ при розподілі пропускної здатності інтерфейсу між пакетами додатково враховуються кількість потоків та їх інтенсивність (швидкість передачі пакетів). Для використання на багатопроцесорних або багатоядерних маршрутизаторах запропоновано

механізм розподіленого зваженого справедливого обслуговування черг Distributed WFQ.

У механізмі зваженого справедливого обслуговування черг на основі класів (Class-Based Distributed WFQ, CBWFQ) є можливість організувати 64 класові черги, кожна з яких може працювати на основі механізму WFQ. Це значно розширює можливості щодо диференціації обслуговування. Для кожної з черг адміністративно можна задати необхідну пропускну здатність як частини від пропускну здатності інтерфейсу. Порядок наповнення черг, як і в механізмах PQ та CQ, також залишається адміністративним, тобто здійснюється вручну. У механізмі LLQ (Low Latency Queuing) здійснюється обслуговування черг з низькою затримкою. Він представляє собою рішення CBWFQ з однієї додатковою пріоритетною чергою. Ця черга заповнюється пакетами чутливого до затримок трафіку – голосового трафіку (VoIP) і трафіку відеоконференцій.

1.1.4. Огляд механізмів активного управління чергами на маршрутизаторах телекомунікаційних мереж

До механізмів боротьби з перевантаженням на рівні інтерфейсів маршрутизаторів варто віднести, перш за все, такі рішення щодо активного управління чергами [5, 35, 39]:

- механізм раннього випадкового відкидання пакетів (Random Early Detection, RED);
- механізм зваженого раннього випадкового відкидання пакетів (Weighted RED, WRED);
- механізм зваженого раннього випадкового відкидання пакетів на основі потоку (Flow WRED);
- механізм вибіркового відкидання пакетів (Selective Packet Discard, SPD);

- механізм явного повідомлення про перевантаження (Explicit Congestion Notification, ECN).

Механізми сімейства RED/WRED засновані на тому, щоб попередити перевантаження черги шляхом вибіркового відкидання пакетів з кінця черги. Щоб не викликати виникнення ефекту глобальної синхронізації, пакети повинні відкидатись випадковим чином. Тоді не всі, а лише декілька джерел TCP-потоків знизять інтенсивність відправлення пакетів. На жаль, обґрунтованість рішень щодо превентивного відкидання пакетів залежить від адміністративного налаштування, що задається у вигляді експонентного вагового коефіцієнта (exponential weighting constant). Саме його значення при розрахунку середньої довжини черги впливає на чутливість процедури до коливань трафіку.

На відміну від RED-рішень, AQM-механізм ECN дозволяє у явному вигляді повідомити вузол-джерело про перевантаження інтерфейсу. Це він робить не шляхом відкидання пакетів, знижуючи рівень якості обслуговування, а за рахунок відправки відповідних повідомлень у TCP-підтвердженнях на вузол-джерело. Які пакети створюють перевантаження, все одно визначають RED-процедури.

1.1.5. Аналіз засобів профілювання трафіку в телекомунікаційних мережах

З метою запобігання перевантаження ТКМ, яке значно знижує рівень якості обслуговування, засоби управління трафіком, що реалізуються на транзитних маршрутизаторах мережі (управління чергами та маршрутизація), доповнюються засобами профілювання трафіку, які реалізують функції вирівнювання та обмеження інтенсивності вхідних потоків пакетів, що надходять до мережі [2-5, 35, 36, 39]. Профілювання засноване на забезпеченні дієвого контролю трафіка на предмет

відповідності його характеристик параметрам, які зазначені в угоді SLA і називаються профілем трафіка (поток).

Фактично засоби профілювання задіюють певний вимірювач характеристик потоків, результати роботи якого використовує в подальшому фільтр/формуваць для вирівнювання (Traffic Shaping, TS) та (або) обмеження (Traffic Policing, TP) поток. Як правило, засоби профілювання трафіку функціонують відповідно до досить простих алгоритмів, наприклад, «кошика маркерів» або «драного відра».

Зазвичай засоби вирівнювання трафіку, що представлені рішеннями GTS, Class-Based Shaping, DTS, FRTS, підтримують функції буферизації пакетів. Це дозволяє пакети, які надійшли з порушенням SLA, не відкидати, а попередньо ставити в чергу, щоб коли інтенсивність поток знизиться, вони з черги передавались в мережу. Так як буфер черги має обмежену довжину, він дозволяє згладжувати лише невеликі пульсації трафіку. Подібний буфер функціонує під управлінням стандартних механізмів організації та обслуговування черг, наприклад, FIFO, WFQ CBWFQ, LLQ, PQ або CQ.

Засоби обмеження трафіку, до яких відносяться Committed Access Rate (CAR) та Class-Based (CB) Policing, при порушенні умов SLA підтримують три основні функції – передача, маркування або відкидання пакетів. Буферизація пакетів в цьому випадку не здійснюється. Маркування пакетів, яке відображається у зниженні пріоритету обслуговування (IPP або DSCP), проводиться у випадку, коли в SLA вказується як погоджений розмір сплеску трафіку, так і розширений, що вимагає використання двокошикового алгоритму, описаного в RFC 2697 «A Single-rate Three Color Marker» або RFC 2698 «A Dual-rate Three-Color Marker». Пакет відкидається, коли маркерів не вистачає ні в першій, ні в другій корзині окремо.

Евристичні алгоритми «кошика маркерів» або «драного відра», які покладені в основу засобів профілювання трафіку, не дозволяють диференційовано та погоджено з іншими засобами управління трафіком організувати ефективне використання мережного ресурсу. Це обумовлено тим, що параметри потоків враховуються досить обмежено, а відкидання пакетів прив'язане лише до умов контракту SLA та практично не враховує реальне завантаження мережі.

Як висновок, варто зазначити, що з точки зору забезпечення наскрізної QoS ключову роль відіграють саме протоколи маршрутизації та резервування ресурсів. Якщо протоколи маршрутизації не забезпечать розрахунок ефективного шляху, вздовж якого буде необхідний об'єм мережного, перш за все, каналного ресурсу, то інші засоби управління трафіком не зможуть його диференційовано розподілити або зарезервувати під потреби користувачів.

1.2. Класифікація протоколів та методів маршрутизації в телекомунікаційних мережах

Варто зазначити, що на практиці в сучасних транспортних телекомунікаційних мережах використовується досить обмежена множина маршрутних протоколів, які відрізняються областю використання, виробником, рівнем стандартизації, маршрутними метриками та використаним алгоритмом маршрутизації [5, 6, 8-13, 41, 43, 44]. Всі вони націлені на задоволення наступних основних класичних для протоколів маршрутизації вимог:

1. Здатність протоколу обирати оптимальний, тобто «найкращий» маршрут в межах обраної метрики;
2. Простота використання та налаштувань, а також низькі непродуктивні витрати, пов'язані, наприклад, зі створенням невеликого

об'єму службового трафіку та обчислювальним навантаженням на процесор маршрутизатора;

3. Висока надійність і стабільність маршрутних рішень навіть в умовах відмови апаратури, високого навантаження, некоректної програмної реалізації та ін.;

4. Швидка адаптація маршрутних рішень до зміни стану мережі – її топології та пропускної здатності (алгоритми повинні дозволяти проводити швидке оповіщення всіх маршрутизаторів).

До протоколів внутрішнього шлюзу (Interior Gateway Protocols, IGP) або внутрішньодоменної маршрутизації, які функціонують в межах однієї автономної системи (Autonomous System, AS) – мережного домену, відносять такі рішення [5, 6, 8-13, 41, 43, 44]:

- RIP (Routing Internet 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).

Протоколами зовнішнього шлюзу (Exterior Gateway Protocol, EGP) або протоколами міждоменної маршрутизації є такі:

- BGP (Border Gateway Protocol);
- EGP (Exterior Gateway Protocol).

Протокол PNNI розроблювався для АТМ-мереж, протокол IS-IS – для мереж DECnet. Інші перераховані маршрутні протоколи орієнтовані на використання в IP-мережах. До використання в IP-мережах також адаптовані інтегровані версії протоколів PNNI та IS-IS: Integrated PNNI (I-PNNI) та Integrated IS-IS (I-IS-IS) [38].

Протоколи IGRP та EIGRP – є прикладами корпоративних стандартів, що відносяться до пропрієтарних рішень та представлені

компанією Cisco. Протоколи RIP, OSPF та BGP розроблені IETF (Internet Engineering Task Force), тобто відносяться до міжнародних стандартів. Протокол IS-IS має найвищий рівень стандартизації – це частина стеку протоколів, запропонованих Міжнародною організацією зі стандартизації (International Organization for Standardization, ISO). Протокол PNNI запропонований АТМ-Форумом (ATM-Forum), міжнародною організацією, що сприяла прискоренню впровадження технологій АТМ та налічувала більше 1000 учасників: виробників і операторів зв'язку на основі стандартів АТМ.

Незалежно від рівня стандартизації існуюче обладнання різних фірм-виробників, як правило, підтримує одночасно декілька протоколів маршрутизації (табл. 1.2), а остаточний вибір, обґрунтований з точки зору стану мережі та QoS-вимог, здійснюється адміністратором мережі.

Таблиця 1.2

**Підтримка виробниками мережного обладнання протоколів
маршрутизації**

Виробник	Протокол
3Com	RIP, OSPF, BGP4, Integrated IS-IS, EGP
ACC	RIP, OSPF, BGP4
Bay Networks	RIP, OSPF, BGP4, EGP, IS-IS
Cisco	IGRP, EIGRP, Integrated IS-IS, OSPF, RIP, BGP4, EGP
Compatible	RIP, OSPF, BGP4
Digital Integrated	IS-IS, OSPF, RIP, BGP4, EGP

Таблиця 1.2 (продовження)

IBM	RIP, OSPF, BGP4
OpenRoute	OSPF, BGP4, RIP
TimePlex	OSPF, RIP

Крім зазначених технологічних особливостей, методи маршрутизації класифікуються, як показано на рис. 1.3.

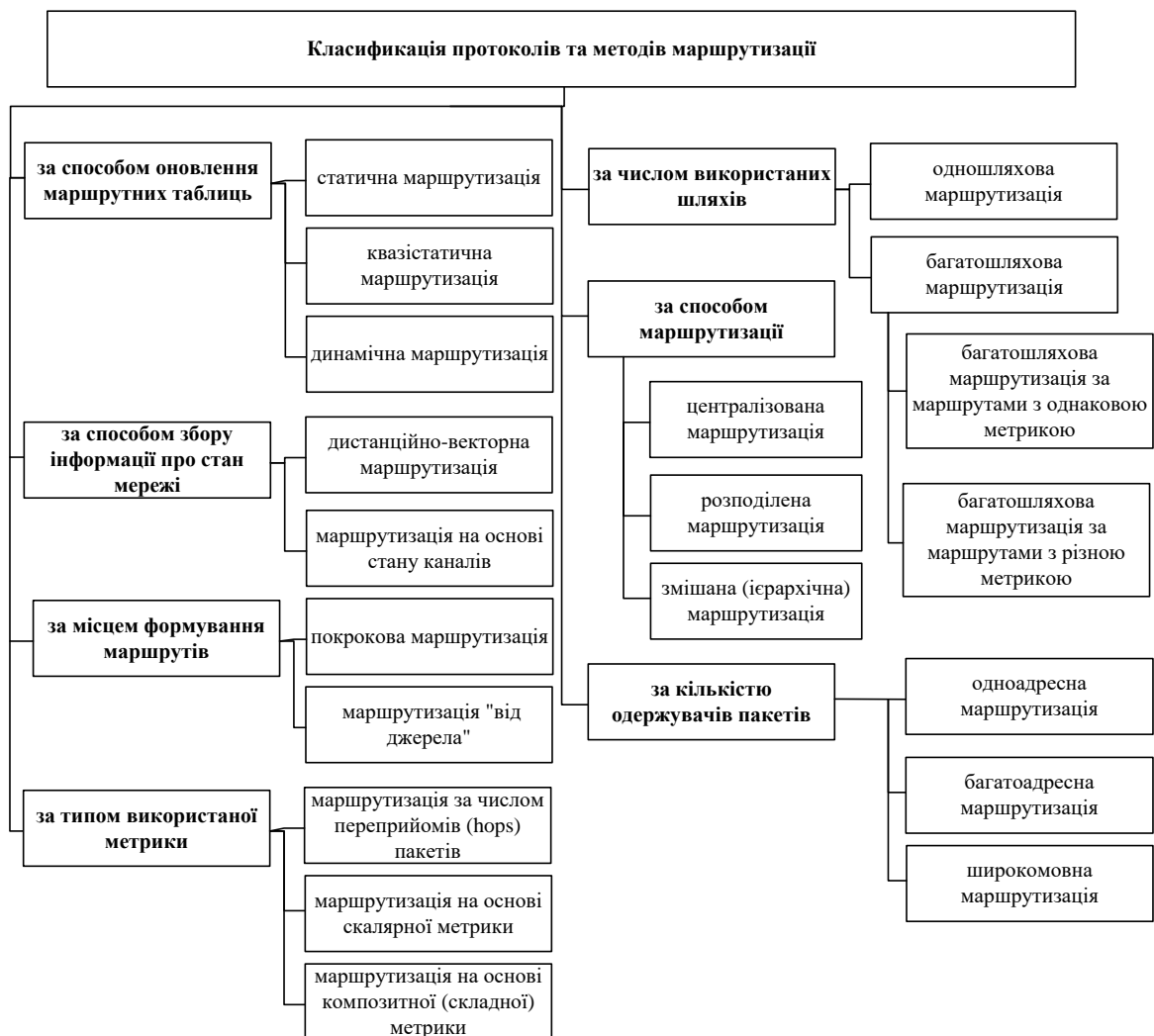


Рис. 1.3. Класифікація протоколів та методів маршрутизації в ТКМ

За способом оновлення маршрутних таблиць розрізняють статичну, квазістатичну і динамічну маршрутизацію. При статичній маршрутизації шукані шляхи встановлюються вручну або задаються на етапі проектування, що знижує оперативність реакції засобів маршрутизації на можливі зміни стану мережі, але призводить до мінімізації створюваного службового навантаження. При динамічній маршрутизації процес розрахунку та підтримки маршрутів покладається на відповідні мережні протоколи – протоколи маршрутизації, які можуть адаптуватись в реальному часі (десятки секунд) як до зміни топології мережі (як, наприклад, протокол RIP), так і додатково до зміни функціональних характеристик ТКС (протоколи IGRP/EIGRP, OSPF, IS-IS, PNNI та ін.). При квазістатичній маршрутизації маршрутні таблиці оновлюються, але не в реальному часі.

За способом збору інформації про стан мережі розрізняють дистанційно-векторну маршрутизацію та маршрутизацію на основі стану каналів (зв'язків). При дистанційно-векторній маршрутизації, відповідно до якої працюють, наприклад, протоколи RIP, IGRP та BGP, інформація про стан мережі збирається шляхом періодичного обміну повними копіями маршрутних таблиць між сусідніми маршрутизаторами. Протоколи OSPF, IS-IS та PNNI, що відносяться до класу протоколів стану каналів, забезпечують збір інформації про стан мережі маршрутизаторами «за вимогою» та за принципом «кожен з кожним». Це призводить до формування більш адекватної карти мережі на всіх маршрутизаторах ТКМ та зниження ймовірності створення петель при передачі пакетів.

Як правило, в дистанційно-векторних протоколах маршрутизації для розрахунку шуканого оптимального шляху використовується алгоритм Беллмана-Форда, а в протоколах стану каналів – алгоритм Дійкстри. У протоколі EIGRP, що відноситься до протоколів змішаного класу, використовується алгоритм DUAL.

За місцем формування маршрутів виділяють покрокову маршрутизацію (hop-by-hop) та маршрутизацію «від джерела» (on source). Покрокова маршрутизація використовуються в IP-мережах при реалізації дейтаграмного режиму комутації пактів. Для покрокової маршрутизації характерно те, що кожен маршрутизатор мережі наділений функціями зміни маршруту передачі пактів. При маршрутизації «від джерела», яка характерна для MPLS-мереж, функції формування шляхів характерні лише для приграничних маршрутизаторів. Всі інші маршрутизатори лише комутують пакети відповідно до розрахованих на приграничних маршрутизаторах шляхів.

За типом використаної метрики маршрути можуть розраховуватись на основі мінімізації за числом переприйомів (hops) пактів (як, наприклад, у протоколі RIP); на підставі використання скалярної метрики (наприклад в OSPF); маршрутизація на основі композитної (складної) метрики (як, наприклад, в IGRP/EIGRP). Як правило, скалярні метрики напряму пов'язані з окремими показниками якості обслуговування – середньою затримкою пактів, пропускнуою здатністю інтерфейсу, рівнем втрат пактів та ін. Недоліком таких рішень є те, що в сучасних протоколах маршрутизації переважно враховуються номінальні, а не реальні (з врахуванням завантаженості інтерфейсу пакетами) характеристики інтерфейсів маршрутизатора.

За числом використаних шляхів розрізняють одно- та багатошляхову маршрутизацію. При одношляховій маршрутизації всі пакети від відправника до одержувача передаються одним маршрутом, а при багатошляховій – використовується декілька шляхів. Багатошляхова маршрутизація підтримується у більшості мережних протоколів (наприклад, у RIP та OSPF), хоча і організується більш складно, ніж одношляхова. Проте при багатошляховій маршрутизації забезпечується

більш ефективно з точки зору збалансованості використання доступних мережних ресурсів, що сприяє підвищенню якості обслуговування в ТКМ.

В свою чергу багатошляхова маршрутизація розділяється на маршрутизацію за маршрутами з однаковою або різною метрикою. З перелічених вище протоколів лише протоколи IGRP та EIGRP підтримують балансування навантаження за шляхами з різною метрикою, але це потребує додаткового адміністративного втручання.

За способом маршрутизації можна виділити централізовану, розподілену та змішану маршрутизацію. При централізованій маршрутизації за організацію розрахунку маршрутів відповідає один пристрій (маршрутизатор, маршрутний сервер, контролер SDN). Недоліками централізованої маршрутизації є низька надійність, масштабованість маршрутних рішень та підвищенні вимоги до обчислювальної потужності серверу маршрутів. Висока якість рішень – основна перевага централізованої маршрутизації. При розподіленій маршрутизації якість рішень дещо знижується, але підвищується їх масштабованість та надійність. Для реалізації переваг зазначених класів маршрутизації варто реалізувати змішану маршрутизацію, яка, як правило, набуває вигляду ієрархічної. Принципи ієрархічної маршрутизації вдало реалізуються в протоколах OSPF та IS-IS.

За кількістю одержувачів пакетів вирізняють одноадресну, багатоадресну та ширококомовну маршрутизацію. При ширококомовній маршрутизації пакети від одного маршрутизатора передаються всім іншим, що потребує відповідної організації цього процесу без надлишкового використання мережного ресурсу.

1.3. Огляд технологічних рішень відносно резервування ресурсів в телекомунікаційних мережах

Матеріальною основою архітектурної моделі IntServ, що використовується в IP-мережах для надання гарантованої QoS, є протокол резервування мережних ресурсів RSVP (Resource ReSerVation Protocol). Резервування мережних ресурсів він здійснює відповідно до змісту запитів користувачів, їх QoS-вимог, які відображаються в специфікації потоку. Фактично для резервування необхідного об'єму ресурсів протокол RSVP емулює віртуальне з'єднання, виступаючи як протокол сигналізації [3, 5, 11, 35, 39, 45].

Важливою особливістю роботи протоколу RSVP є те, що він не є протоколом маршрутизації, тобто сам не встановлює маршрут проходження пакетів. Він ґрунтується на шляху, який йому пропонує протокол маршрутизації, що використовується в цьому домені мережі. Але RSVP за допомогою запиту PATH перевіряє доступність наданого шляху. І лише після успішної перевірки за допомогою запиту RESV здійснює резервування мережного ресурсу «з кінця» маршруту. В ході резервування ресурсів мережі використовуються вище описані механізми формування та обслуговування черг.

У MPLS-мережах, які початково вже орієнтовані на встановлення віртуального з'єднання, як альтернатива протоколу RSVP може використовуватися як сигнальний протокол поширення міток (Label Distribution Protocol, LDP) [1, 5, 7]. За мітками встановлюється шлях (Label Switch Path, LSP) на основі спеціальних таблиць комутації, що формуються на кожному маршрутизаторі з комутацією міток LSR (Label Switching Router). Для реалізації вимог перспективних концепцій Constraint-based Routing і Traffic Engineering запропоновано декілька модифікацій сигнальних протоколів. Так у протоколі CR-LDP (Constraint-Based LDP)

визначені механізми створення та підтримки трактів LSP з явно заданим маршрутом.

На жаль, протокол CR-LDP не підтримує динамічного розрахунку маршрутів, які явно задаються, тому відомості щодо резервування мережних ресурсів повинні включатися у службову інформацію протоколів OSPF або IS-IS в повідомлення про стан каналів. В ході резервування доступна пропускна здатність інтерфейсу змінюється відповідно до змісту запиту, і її оновлене значення розсилається іншим маршрутизаторам за допомогою модифікацій протоколів OSPF й IS-IS, наприклад, протоколу CSPF (Constrained SPF). В IETF паралельно також проводиться модифікація протоколу RSVP, який отримав відповідне розширення — RSVP-TE, так як орієнтований на врахування вимог концепції TE. В табл. 1.3 наведено результати порівняння протоколів CR-LDP і RSVP-TE [35, 39].

Важливо зазначити, що існуючим протоколам резервування ресурсів властиві певні недоліки. Основним з них є низька масштабованість рішень щодо резервування ресурсів під вимоги кожного з потоків, що мають на це права [35, 39]. Тому на практиці протокол RSVP підтримує не тільки індивідуальне (distinct), але й спільне (shared) резервування ресурсів для множини потоків. При цьому в ході спільного резервування може підтримуватись вибір відправників: явний (explicit) або довільний (wildcard). У випадку спільного явного резервування (Shared Explicit, SE) кожному відправникові ставиться у відповідність певна специфікація фільтра з переліком потоків, для яких здійснюється спільне резервування.

Якщо мережні додатки можуть передавати пакети одночасно, то необхідно організувати індивідуальне резервування (distinct reservations) з використанням фіксованого фільтру (Fixed Filter, FF).

Таблиця 1.3

Порівняння протоколів CR-LDP і RSVP-TE

Тип протоколу	CR-LDP	RSVP-TE
Підтримка багатоадресного трафіка	Підтримується	Підтримується
Явна маршрутизація	Зі строгими та нестрогими ділянками маршруту	Зі строгими та нестрогими ділянками маршруту
Ремаршрутизація LSP	Підтримується	Так, шляхом запису маршруту
Захист LSP	Підтримується	Підтримується
Стан LSP	Фіксований	Нефіксований
Регенерація стану LSP	Непотрібна	Потрібна, періодична, по ділянках
Резервування спільно використовуваних ресурсів	Не підтримується	Підтримується
Обмін параметрами трафіка	Підтримується	Підтримується
Управління трафіком	У прямому напрямку	У зворотному напрямку

Спільне резервування (shared reservations) варто застосовувати, коли ймовірність того, що кілька джерел даних будуть одночасно передавати інформацію, мала.

Це характерно, наприклад, при наданні послуг VoIP чи при селекторних відеоконференціях. В цьому випадку використовується фільтр спільного явного резервування SE.

Ще одним важливим недоліком існуючих протоколів резервування ресурсів є те, що якщо протокол маршрутизації розрахує і представить шлях, вздовж якого не вистачить необхідного мережного ресурсу, то буде збій, помилка резервування та виникне потреба в повторному розрахунку маршруту. Це призведе до втрат часу, неекономного використання доступного мережного ресурсу та, як результат, зниженню рівня якості обслуговування запитів користувачів. Тому актуальним є напрямок досліджень, направлений на інтеграцію функціональних можливостей протоколів маршрутизації та резервування ресурсів ТКМ.

1.4. Огляд відомих рішень щодо балансування навантаження при розв'язанні задач маршрутизації та резервування ресурсів в телекомунікаційних мережах

Таким чином, як показав проведений аналіз в підрозділах 1.2-1.3 аналіз сучасних технологічних засобів маршрутизації та резервування мережних ресурсів мають такі суттєві недоліки:

- існуючі протоколи маршрутизації забезпечують реалізацію багатошляхової маршрутизації з автоматичним балансуванням навантаження лише за маршрутами з однаковою метрикою;
- лише в деяких протоколах, наприклад, IGRP/EIGRP, підтримується маршрутизація за множиною шляхів, які мають різну метрику, але для використання таких маршрутів необхідне адміністративне

втручання, що знижує оперативність реакції мережі на можливе перевантаження чи відмови обладнання;

- при формуванні маршрутних метрик враховуються номінальні, а не реальні значення основних функціональних параметрів мережних елементів, наприклад, пропускної здатності інтерфейсів, їх завантаженості, затримок пакетів та інших;

- в технологіях IP/MPLS, які розглядаються як основні при побудові транспортних телекомунікаційних мереж [1, 5, 7], протоколи резервування ресурсів (сигналізації) працюють не узгоджено з протоколами маршрутизації, тому, наприклад, протокол RSVP не завжди може виконати резервування необхідного каналного ресурсу, так як протокол маршрутизації обирає (розраховує) шлях, який не обов'язково містить цей ресурс.

Відповідно до вимог концепції Traffic Engineering (TE), при забезпеченні якості обслуговування ресурси телекомунікаційної мережі повинні використовуватися збалансовано [5, 7, 46], не приводячи до перевантаження окремих мережних елементів (маршрутизаторів і каналів зв'язку) при недовантаженні інших. Концепція TE активно впроваджується в сучасні ТКМ на різних функціональних рівнях архітектури забезпечення QoS (рис. 1.2): управління чергами, маршрутизації, резервування ресурсів, профілювання трафіку і ін. Це підтверджується розробкою і поступовим впровадженням таких мережних рішень, як TE-Queueing [47], OSPF-TE, ISIS-TE, RSVP-TE, CR-LDP [48-53].

Принципи маршрутизації в MPLS-мережах значно відрізняються від протоколів маршрутизації, що використовуються в мережах IP [5, 7, 46]. Так при IP-маршрутизації основою маршрутних таблиць є IP-адреси мереж, а на маршрутизаторах реалізується покрокова (hop-by-hop) маршрутизація, так як в IP-мережі використовується дейтаграмний режим комутації пакетів. В MPLS-технології при пакетній комутації

підтримується режим віртуальних з'єднують. Це накладає свій відбиток і на процеси маршрутизації, тому використовується метод маршрутизації «від джерела». Для просування пакетів використовуються не IP-адреси, а мітки, які, в свою чергу, є основою таблиць комутації, які виконують функції таблиць маршрутизації. Для поширення міток мережею, як вже зазначалось, використовуються спеціальні сигнальні протоколи.

При маршрутизації в MPLS-мережах може використовуватись послідовна, явна маршрутизація, яку ще називають маршрутизацією з попередньо обчисленими шляхами. При послідовній маршрутизації, яка багато в чому нагадує IP-маршрутизацію, кожен комутатор MPLS незалежно вибирає наступний транзитний вузол для пакетів заданого класу еквівалентної передачі (FEC). При цьому може використовуватись інформація про топологію мережі, яка розповсюджується протоколами внутрішнього шлюзу (IGP), такими як, наприклад, OSPF або IS-IS.

При явній маршрутизації, як правило, множина каналів та комутаторів, через які проходять LSP, визначається попередньо. Якщо при цьому шлях враховує додаткові умови та (або) обмеження щодо балансування навантаження або якості обслуговування, то подібна маршрутизація відноситься до класу маршрутизації на основі умов (Constraint-Based Routing). Як раз прикладом подібного рішення і є TE-маршрутизація, яка заснована на методах і механізмах забезпечення збалансованості завантаження всіх ресурсів ТКМ на підставі раціонального вибору шляхів проходження пакетів мережею.

Основною причиною виникнення концепції Traffic Engineering є те, що при традиційній IP-маршрутизації для обрання оптимального шляху використовуються відповідні каналні метрики. Тому оптимальний шлях має найменшу сумарну метрику. Якщо в мережі є декілька маршрутів з однаковою метрикою, то реалізується пропорційна маршрутизація, при якій потік пакетів ділиться між цими маршрутами порівно. При цьому

оптимальні маршрути можуть швидко перевантажитись, а маршрути з меншою метрикою будуть недозавантаженими або не використовуватись зовсім. Тому основним завданням Traffic Engineering є визначення множини маршрутів, використання яких мінімізувало б коефіцієнт використання (верхній поріг завантаженості), наприклад, каналів зв'язку, що сприятиме покращенню рівня балансування навантаження в ТКМ та основних показників якості обслуговування [46, 54].

Варто зазначити, що ефективність протокольних рішень щодо маршрутизації та резервування мережних ресурсів багато в чому визначається змістом та типом математичних моделей та методів, які покладені в їх основу. Проблематикою, яка присвячена вдосконаленню та розробці нових математичних моделей та методів маршрутизації та резервування ресурсів, займаються багато закордонних та вітчизняних вчених [55-78].

Переважає більшість існуючих протоколів маршрутизації, наприклад, RIP, IGRP, OSPF, IS-IS та PNNI, засновані на графових моделях та комбінаторних алгоритмах пошуку найкоротшого шляху, запропонованими в 50-х та 60-х роках минулого століття. Дійкстрою, Беллманом та Фордом [8, 9, 44]. До переваг цих рішень відносять невисоку обчислювальну складність кінцевих рішень. Проте основний недолік цих алгоритмів полягає в обмеженому врахуванні характеристик потоку та параметрів мережі, що не дозволяє на теоретичному рівні організувати багатошляхову маршрутизацію, тому більшість протоколів підтримують балансування навантаження лише за шляхами з однаковою метрикою. Для деякого виправлення ситуації в роботах [55-60] запропоновано множини модифікацій цих алгоритмів. До таких комбінаторних рішень, перш за все, варто віднести алгоритми пошуку множини оптимальних шляхів в мережі між заданою парою вузлів – ESMР (Equal Cost Multipath), MPATH

(Multipath Routing Algorithm), MDVA (Multipath distance vector algorithm) і MPDA (Multipath Partial Dissemination Algorithm) [55, 56].

Більш широкі можливості щодо врахування характеристик мережного трафіку забезпечують потокові моделі та методи маршрутизації, які запропоновані в роботах [61-78]. Так у роботах [62, 40] потокові моделі засновані на положеннях теорії масового обслуговування та націлені на мінімізацію середньої затримки пакетів в ТКМ. До їх недоліків варто віднести нелінійний характер сформульованих оптимізаційних задач щодо розрахунку маршрутів та балансування навантаження в мережі.

В роботах [62-64] потокові динамічні моделі маршрутизації представлені лінійними диференціальними [62] або різницеvими [63, 64] рівняннями стану ТКМ. З їх допомогою можна розв'язувати не тільки задачі маршрутизації, але й завдання щодо розподілу каналного та буферного ресурсу. В роботі [65] ці моделі адаптовані також під розв'язання задач ієрархічної потокової маршрутизації та управління доступом. До недоліків цих моделей варто віднести досить високу обчислювальну складність отримання кінцевих рішень, так як необхідно знаходити не тільки поточний порядок маршрутизації, але й подібні рішення для всіх наступних часових інтервалів, кількість яких задається періодом прогнозування стану мережі. Подібні особливості притаманні і рішенням, заснованим на використанні моделей маршрутизації, представлених нелійними інтегральними рівняннями стану ТКМ [66].

Заслужують особливої уваги потокові моделі, які представлені в тензорному вигляді [67-69]. За їх допомогою вдається забезпечити такий порядок балансування навантаження, при якому б виконувались QoS-вимоги за декількома показниками якості обслуговування: швидкості, середній затримці, ймовірності втрат пакетів. Однак така функціональність

негативно відображається на обчислювальній складності кінцевих рішень, так як сама модель носить нелінійний характер.

В умовах, коли до алгоритмічних рішень, з однієї сторони, висуваються вимоги щодо невисокої обчислювальної складності, а з іншої – необхідно враховувати і структуру мережі, і характеристики потоків, то досить ефективним до моделювання процесів маршрутизації та балансування навантаження є підхід, заснований на використанні потокових моделей, представлених лінійними алгебраїчними рівняннями стану ТКМ [70-75]. Більшість з цих моделей еволюціонували від забезпечення найпростіших одно/багатошляхових рішень до рішень, що відповідають вимогам концепції Traffic Engineering як при використанні в MPLS, так і SDN-мережах.

1.5. Постановка науково-прикладної задачі

Виходячи з аналізу існуючого стану зазначеної проблеми, проведеного в попередніх підрозділах дисертаційної роботи, до основних вимог, що висуваються до перспективних рішень в цій галузі, перш за все відносять:

- забезпечення збалансованого завантаження (використання) доступного мережного ресурсу, заснованого на реалізації багатошляхової маршрутизації та орієнтованого на покращення рівня QoS;
- більш детальне врахування особливостей структурної та функціональної побудови ТКМ при формуванні маршрутних метрик;
- підвищення масштабованості рішень щодо резервування мережного ресурсу, направлено на мінімізацію використання пропускнуої здатності каналів зв'язку мережі та оптимізації функціонування ТКМ в цілому;

- орієнтація на потокові підходи та методи, в рамках яких основна увага приділяється не окремим пакетам, а їх потокам;
- підвищення рівня погодженості рішень щодо маршрутизації та резервування мережного ресурсу при забезпеченні гарантованої якості обслуговування.

Тому актуальною науково-прикладною задачею є оптимізація процесів балансування навантаження в телекомунікаційних мережах при розв'язанні задач маршрутизації та резервування ресурсів шляхом розробки та вдосконалення відповідних математичних моделей та методів з метою підвищення якості обслуговування.

Вихідна наукова задача може бути декомпозиційована на ряд окремих задач дослідження:

- розробка потокової моделі та методу багатошляхової багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційних мережах;
- розробка математичної моделі маршрутизації багатоадресних потоків в напрямку підтримки спільного явного резервування каналного ресурсу в телекомунікаційних мережах;
- удосконалення моделі балансування навантаження при багатошляховій маршрутизації в телекомунікаційних мережах з неоднорідною архітектурою;
- дослідження ефективності запропонованих у дисертації рішень щодо маршрутизації та резервування мережних ресурсів в телекомунікаційних мережах;
- розробка рекомендацій щодо практичного використання отриманих в роботі результатів в сучасних і перспективних телекомунікаційних мережах.

Розв'язанню зазначених задач будуть присвячені наступні розділи цієї дисертаційної роботи.

1.6. Висновки до першого розділу

1. Проведений у розділі аналіз основ побудови та функціонування сучасних мультисервісних телекомунікаційних мереж дозволив зазначити, що при забезпеченні заданого рівня якості обслуговування особлива увага приділяється підвищенню ефективності процесів балансування навантаження при розв'язанні задач маршрутизації та резервування мережних (канальних та буферних) ресурсів. Саме розв'язок цих задач напряду визначає числові значення ключових міжкінцевих показників якості обслуговування – середньої затримки, джитеру, ймовірності втрат пакетів та продуктивності мережі в цілому.

2. Встановлено, що до основних недоліків існуючих технологічних та протокольних рішень щодо маршрутизації та резервування ресурсів варто віднести, по-перше, досить обмежені можливості щодо автоматичного балансування навантаження, особливо за шляхами з різними метриками; по-друге, низький рівень врахування особливостей структурної побудови телекомунікаційних мереж; по-третє, відсутність погодженості в розв'язанні зазначених мережних задач, що призводить до зниження ефективності використанні мережного ресурсу та рівня QoS.

3. Зазначено, що найбільш дієвим напрямком підвищення ефективності протокольних рішень щодо балансування навантаження є вдосконалення математичних моделей маршрутизації та резервування мережного ресурсу. При цьому, як показав проведений у роботі аналіз, перспективні моделі та методи повинні носити потоковий характер, в рамках яких основна увага приділяється не окремим пакетам, а їх потокам, більш повно враховувати особливості структури телекомунікаційних мереж, а також бути націленими на оптимізацію та погоджене розв'язання задач щодо маршрутизації та резервування мережних ресурсів з метою підвищення рівня якості обслуговування.

4. Сформульовано до розв'язання у даній дисертаційній роботі актуальну науково-прикладну задачу щодо оптимізації процесів балансування навантаження в телекомунікаційних мережах при розв'язанні задач маршрутизації та резервування ресурсів шляхом розробки та вдосконалення відповідних математичних моделей та методів з метою підвищення рівня якості обслуговування. Здійснено декомпозицію наукової задачі на окремі задачі дослідження, розв'язання яких визначило зміст отриманих в подальшому нових наукових результатів.

РОЗДІЛ 2

РОЗРОБКА ПОТОКОВОЇ МОДЕЛІ ТА ДВОРІВНЕВОГО МЕТОДУ БАГАТОШЛЯХОВОЇ БАГАТОАДРЕСНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНІЙ МЕРЕЖІ

Багатоадресна маршрутизація є невід'ємним інструментом при наданні множини інфокомунікаційних послуг, серед яких IPTV, дистанційне навчання, розсилка пошти, on-line радіо, відео за запитом, відеоконференцзв'язок, а також при розсиланні різноманітної службової інформації про стан телекомунікаційної мережі [13, 43]. У свою чергу, забезпечення високого рівня якості обслуговування в ТКС за швидкісними, часовими показниками, а також показниками надійності багато в чому залежить від ефективності балансування навантаження в каналах зв'язку і мережі в цілому. Тому важливо, щоб сучасні та перспективні протокольні рішення в області багатоадресної маршрутизації, по-перше, підтримували багатошляхову стратегію передачі пакетів, по-друге, враховували поточковий характер мережного трафіка, по-третє, оптимально використовували каналні ресурси ТКМ.

У роботах [13, 43, 59, 60, 72, 74, 75] запропоновано ряд підходів, в яких з різним ступенем повноти зроблена спроба задовольнити перелічені вимоги без істотного ускладнення алгоритмічного і програмного забезпечення маршрутизаторів ТКМ. На особливу увагу заслуговує підхід, викладений у статті [74] і розвинений в [75], в якому завдання багатоадресної маршрутизації описане лінійною потоковою моделлю, а розрахунок маршрутних змінних здійснений в ході рішення оптимізаційної задачі булевого програмування. Однак дане рішення більше орієнтоване на реалізацію одношляхової багатоадресної маршрутизації (ОБМ) для кожного потоку окремо, що знижує його адаптивність, особливо в умовах наявності потоків високої інтенсивності та обмеженості каналного

ресурсу ТКМ. У зв'язку з цим, в даному розділі з метою забезпечення оптимального балансування навантаження в телекомунікаційній мережі пропонується розв'язання задачі, пов'язаної з удосконаленням потокової моделі багатоадресної маршрутизації в напрямку реалізації багатошляхової стратегії передачі пакетів.

2.1. Нелінійна модель багатошляхової багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі

Нехай структура телекомунікаційної мережі представляється орієнтованим зваженим графом $G = (V, E)$. Тоді $V = \{v_1, \dots, v_i, \dots, v_m\}$ – множина вершин, яка моделює маршрутизатори ТКМ; $(i, j) \in E$ – множина дуг графа, що описує канали зв'язку мережі [74, 75]. Для кожної дуги вводиться її вага $\varphi_{(i,j)}$, яка характеризує пропускну здатність каналу зв'язку, що моделюється цією дугою. Тоді число каналів в мережі визначається як $|E| = n$.

Введемо ряд наступних позначень:

K – множина багатоадресних потоків пакетів, що циркулюють в мережі;

$|K| = \bar{K}$ – загальна кількість потоків в мережі;

r_k – середня пакетна швидкість (інтенсивність) k -го потоку на вході до мережі, яка вимірюється в пакетах за секунду (1/с);

s_k – маршрутизатор-джерело пакетів k -го потоку ($k \in K$);

$$d_k^* = \{d_k^1, d_k^2, \dots, d_k^{m_k}\} \quad (2.1)$$

– множина маршрутизаторів-одержувачів пакетів для k -го багатоадресного потоку;

m_k – загальне число таких маршрутизаторів-одержувачів пакетів для k -го багатоадресного потоку.

Наприклад, на рис. 2.1 наведено граф, який моделює ТКМ з 6 маршрутизаторами та 7 каналами зв'язку. Перша вершина графа моделює маршрутизатор-джерело пакетів k -го багатоадресного потоку, а третя, п'ята та шоста вершини моделюють маршрутизатори-отримувачі – $d_k^* = \{d_k^1, d_k^2, d_k^3\}$.

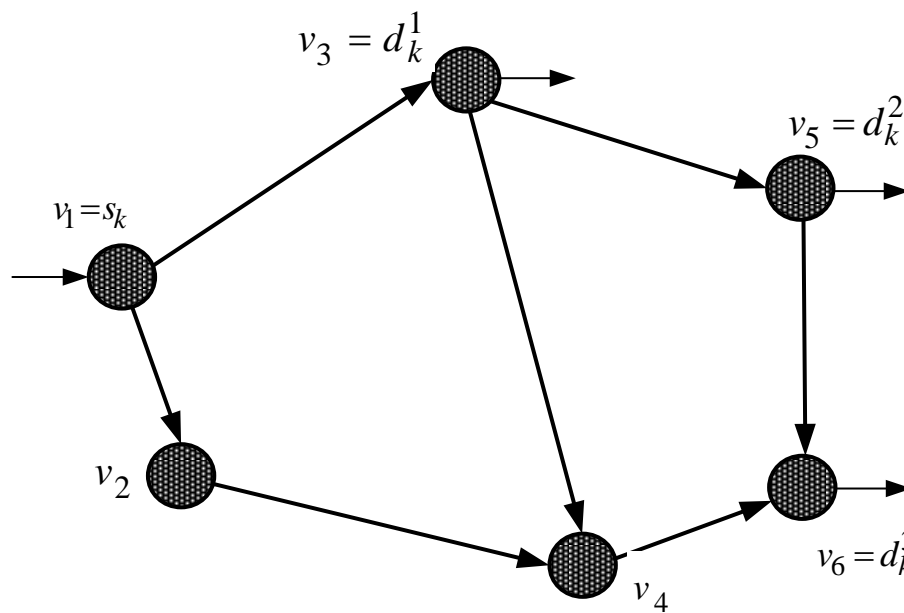


Рис. 2.1. Структура ТКМ, яка представлена орієнтованим графом

З метою реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації пропонується кожен багатоадресний потік на вході в мережу, тобто на прикордонному маршрутизаторі s_k , буде керовано розділено на ряд підпотоків загальною кількістю w_k . Тоді кожен p -й підпотік k -го потоку буде мати середню інтенсивність $(1/c)$

$$z_k^p = y_k^p \cdot r_k, \quad (2.2)$$

де y_k^p ($p = \overline{1, w_k}, k = \overline{1, K}$) – множина керуючих потокових змінних, кожна з яких характеризує долю k -го потоку, яка створює p -й підпотік пакетів.

Тоді на потокові керуючі змінні y_k^p відповідно до їх фізичного змісту накладаються наступні умови (обмеження):

$$0 \leq y_k^p \leq 1, \quad (2.3)$$

$$\sum_{p=1}^{w_p} y_k^p = 1, \quad (2.4)$$

Виконання умови (2.4) гарантує, що сумарна інтенсивність підпотоків k -го потоку буде відповідати значенню r_k , тобто $\sum_{p=1}^{w_p} z_k^p = r_k$.

Фактично потокові змінні визначають порядок балансування навантаження за множиною багатоадресних шляхів загальною кількістю w_k . Для визначення ж багатоадресного маршруту для кожного p -го підпотіку k -го потоку необхідно розрахувати множину булевих змінних виду

$$x_{(i,j)}^{p,k} \in \{0;1\}. \quad (2.5)$$

При цьому маршрутна змінна $x_{(i,j)}^{p,k}$ дорівнює одиниці, якщо p -й підпотік k -го потоку протікає каналом $(i, j) \in E$, і нулю – в іншому випадку.

При забезпеченні доставки пакетів p -го підпотoku k -го багатоадресного потоку для всіх маршрутизаторів-одержувачів вводяться умови виду [74, 75]

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{p,k} = 1 \quad \text{при } v_j \in d_k^*. \quad (2.6)$$

Для маршрутизатора-джерела k -го потоку також необхідно ввести умову

$$\sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{p,k} \geq 1 \quad \text{при } v_i = s_k, \quad (2.7)$$

виконання якої дозволяє джерелу відправляти пакети p -го підпотoku k -го потоку одночасно на декілька сусідніх маршрутизаторів, але не менше, ніж на один.

З метою забезпечення зв'язності багатоадресних маршрутів, що підлягають розрахунку, для кожного g -го інтерфейсу транзитного маршрутизатора $v_j \in V$ вводяться такі умови [74, 75]:

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{p,k} \geq x_{(j,g)}^{p,k} \quad \text{при } v_j \notin s_k. \quad (2.8)$$

Транзитним маршрутизатором для k -го потоку може виступати довільний маршрутизатор, крім маршрутизатора-джерела, тобто s_k .

Для виключення можливості створення петель при передачі пакетів p -го підпотoku k -го потоку на маршрутні змінні накладаються умови

$$\sum_{(i,j) \in E_{\pi}^q} x_{(i,j)}^{p,k} < |E_{\pi}^q|, \quad (2.9)$$

де E_{π}^q – множина дуг графа, що створюють q -й контур (π);

$|E_{\pi}^q|$ – кількість дуг в q -му контурі графа.

Кількість умов (2.9) відповідає числу можливих контурів на графі G у відповідності до орієнтації його дуг [74, 75].

З метою запобігання перевантаженню каналів зв'язку ТКМ в модель вводяться умови наступного вигляду:

$$\sum_{k \in K} \sum_{p=1}^{w_k} x_{(i,j)}^{p,k} \cdot r_k \cdot y_k^p \leq \alpha \cdot \varphi_{(i,j)}. \quad (2.10)$$

В лівій частині нерівностей (2.10) представлена білінійна форма від введених керуючих змінних – потокових (y_k^p) і маршрутних ($x_{(i,j)}^{p,k}$), а в правій частині введена ще одна змінна α за умови

$$0 \leq \alpha \leq 1, \quad (2.11)$$

яка характеризує верхній поріг використання пропускної здатності каналів зв'язку мережі в цілому [70-72].

Для забезпечення оптимального балансування навантаження при багатошляховій маршрутизації багатоадресних потоків саме мінімум значення цієї змінної виступає як критерій оптимальності [70-73], тобто

$$\alpha \rightarrow \min. \quad (2.12)$$

Таким чином, в рамках представленої моделі (2.1)-(2.12) задача багатошляхової багатоадресної маршрутизації в ТКМ була зведена до задачі змішаного нелінійного цілочисельного програмування (Mixed Integer Nonlinear Programming, MINLP). Це обґрунтовано тим, що критерій (2.12) і обмеження (2.3)-(2.9), (2.11) є лінійними, маршрутні змінні $x_{(i,j)}^{p,k}$ є булевими (2.5), потокові змінні y_k^p і змінна балансування α дійсні, а умови-обмеження (2.10) носять нелінійний (білінійний) характер.

Для розв'язання задач змішаного нелінійного цілочисельного програмування вченими запропоновано ряд ефективних методів [79, 81], до яких, перш за все, відносять методи «гілок і меж» (Branch-and-bound), округлення (Rounding-off), послідовної лінеаризації, імітації віджигу (Simulated annealing), а також їх різноманітні комбінації. В ході досліджень ця задача була розв'язана за допомогою програми fminconset пакету MatLab [82-84].

2.2. Дослідження запропонованої моделі багатошляхової багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі

Проведено дослідження запропонованої моделі багатошляхової багатоадресної маршрутизації (2.1)-(2.12) з точки зору впливу числа й характеристик потоків (\bar{K}) і підпотоків (w_k) на ефективність балансування навантаження, яка оцінювалась за значеннями критерію (2.12). Було розглянуто ряд мережних структур, які відрізнялись кількістю маршрутизаторів та каналів зв'язку. Методику проведених досліджень продемонструємо на наступному числовому прикладі.

Розглянемо структуру ТКМ, наведену на рис. 2.2. У розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності. Нехай в мережі передавалися пакети двох багатоадресних потоків з інтенсивностями r_1 та r_2 відповідно. При

цьому для першого потоку джерелом виступав маршрутизатор v_1 , а одержувачами – $d_1^* = \{v_4, v_5\}$; для другого потоку джерелом був маршрутизатор v_3 , а отримувачами – $d_2^* = \{v_2, v_4, v_5\}$.

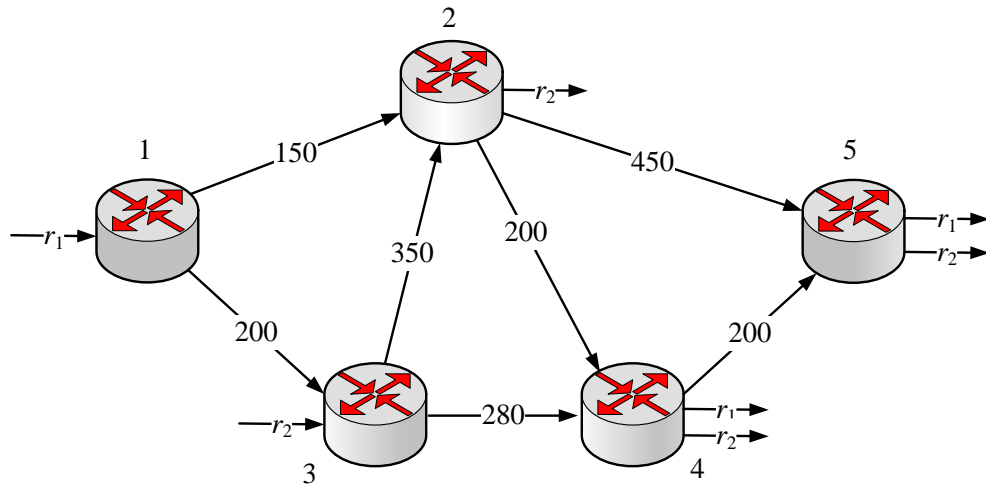


Рис. 2.2. Приклад аналізованої структури ТКМ

Розглядалась множина варіантів вихідних даних, в рамках яких порівнювалася ефективність балансування навантаження за критерієм (2.12) при одношляховій [74, 75] і багатшляховій багатоадресній маршрутизації (ББМ) (табл. 2.1). Вихідні дані відрізнялися значеннями інтенсивностей вхідних потоків r_1 та r_2 , що знаходило відображення на одержуваних результатах розрахунків, представлених числом формуємих підпотоків для кожного потоку та значеннями критерію (2.12). Виграш ББМ за значеннями критерію (2.12) в порівнянні з ОБМ також представлений в табл. 2.1 у вигляді параметра ε , який був виражений в процентах (%).

Як показали результати порівняльного аналізу (табл. 2.1), застосування запропонованої моделі (2.1)-(2.12) дозволяє покращити балансування в мережі за критерієм (2.12) в порівнянні з одношляховою багатоадресною маршрутизацією [74, 75] в середньому від 17% до 25%.

Таблиця 2.1

Результати порівняльного аналізу рішень щодо балансування навантаження при ОБМ і ББМ

Номер варіанта	r_1	r_2	α		ε (%)
			ОБМ	ББМ	
1	50	50	0,25	0,2083	16,7
2	100	50	0,5	0,3125	37,5
3	50	100	0,3571	0,3125	12,5
4	100	100	0,5	0,4167	16,7
5	150	100	0,75	0,5208	30,6
6	100	150	0,6667	0,5208	21,9
7	150	150	0,75	0,625	16,7
8	180	150	0,9	0,6875	23,6
9	150	180			
10	180	180	0,9	0,75	16,7
11	200	180	1	0,7917	20,8
12	180	200			
13	200	200	1	0,8333	16,7

Встановлено, що на ефективність балансування впливала множина факторів, наприклад, число потоків, завантаженість і структура мережі. Залежно від завантаженості мережі покращення рівня балансування навантаження, як правило, сприяє зниженню середньої затримки пакетів від 10-12% до 22-27%.

Для наочності в табл. 2.2 і на рис. 2.3 показані рішення при одношляховій багатоадресній маршрутизації для варіанту вихідних даних №12. На рис. 2.3 дерево маршрутів для першого потоку показано

суцільною лінією, для другого потоку – пунктирною, а в розривах каналів зв'язку вказана інтенсивність переданих потоків.

Таблиця 2.2

Порядок балансування навантаження по каналах мережі при одношляховій багатоадресній маршрутизації для варіанту вихідних даних №12

Канал зв'язку	Перший потік	Другий потік
	$r_1=180$ 1/с	$r_2=200$ 1/с
(1, 2)	0	0
(1, 3)	180	0
(2, 4)	0	200
(2, 5)	0	200
(3, 2)	0	200
(3, 4)	180	0
(4, 5)	180	0

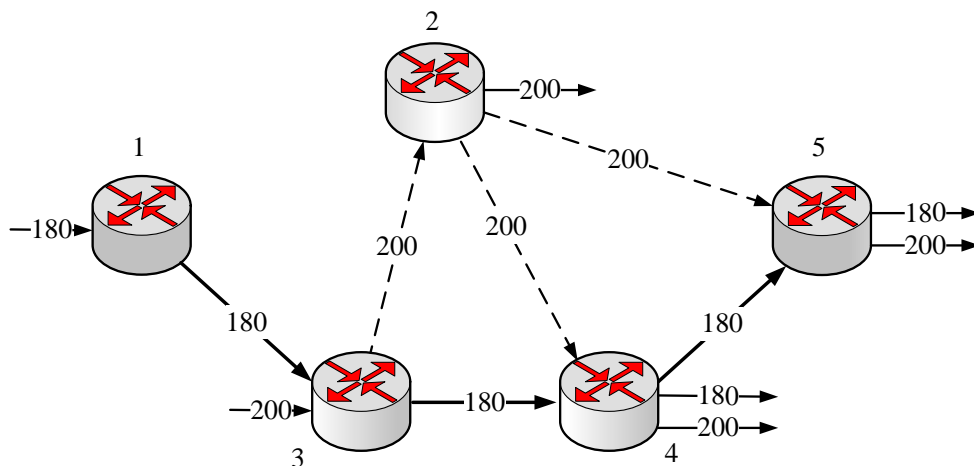


Рис. 2.3. Порядок одношляхової маршрутизації двох багатоадресних потоків

В даному випадку при одношляховій маршрутизації для забезпечення мінімальної завантаженості мережі багатоадресні шляхи за каналами зв'язку не перетиналися.

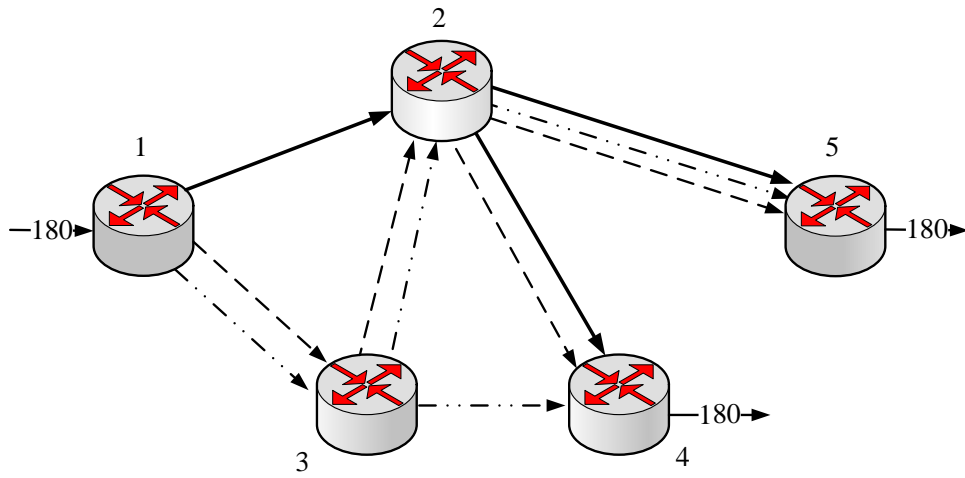
У табл. 2.3 показані рішення для багатошляхової багатоадресної маршрутизації також для варіанту вихідних даних №12 (табл. 2.1).

Таблиця 2.3

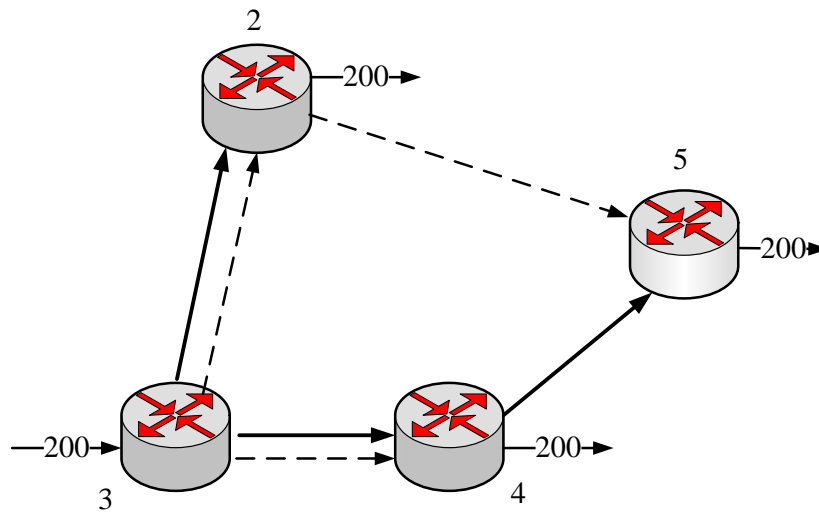
Порядок балансування навантаження за каналами мережі при багатошляховій багатоадресній маршрутизації для варіанту вихідних даних №12

Канал зв'язку	Підпотоки першого потоку			Підпотоки другого потоку	
	z_1^1	z_1^2	z_1^3	z_2^1	z_2^2
(1, 2)	118,75	0		0	0
(1, 3)	0	39,58	21,67	0	0
(2, 4)	118,75	39,58		0	0
(2, 5)	118,75	39,58	21,67	0	176,25
(3, 2)	0	39,58	21,67	23,75	176,25
(3, 4)	0	0	21,67	23,75	176,25
(4, 5)	0	0		23,75	0

Таким чином, для отримання оптимальних значень верхнього порогу завантаженості каналів мережі в рамках запропонованої моделі (2.1)-(2.12) перший потік розбивався на три підпотоки, в другий потік – на два підпотоки. При багатошляховій багатоадресній маршрутизації розраховані багатоадресні шляхи для кожного з підпотоків можуть і повинні перетинатися для забезпечення збалансованого завантаження мережі. На рис. 2.4 наведені багатоадресні маршрути для підпотоків першого (рис. 2.4 а) та другого (рис. 2.4 б) потоків відповідно.



а) дерева маршрутів для підпотоків першого потоку



б) дерева маршрутів для підпотоків другого потоку

Рис. 2.4. Порядок багатошляхової маршрутизації підпотоків першого і другого багатоадресних потоків

При цьому напрямок протікання першого підпотoku показано суцільною, другого підпотoku – переривчастою, а третього підпотoku – штрихпунктирною лініями. Інтенсивності підпотоків вказано в табл. 2.3 і для наочності на рис. 2.4 не наведено. Таким чином, використання запропонованої нелінійної математичної моделі багатошляхової багатоадресної маршрутизації дозволяє забезпечити краще балансування навантаження в ТКМ. При збільшенні числа маршрутизаторів до 10-15 при тій же їх зв'язності, а також кількості багатоадресних потоків в ТКМ виграш за показником (2.12) складав вже 23-36%. При цьому кількість потоків впливала на показник (2.12) лише через зростання навантаженості ТКМ. Найбільш ефективно використовувати запропоновану модель (2.1)-(2.12) при навантаженості ТКМ до 75-80%. При більшій навантаженості мережі (85-95%) ресурс для балансування навантаження практично відсутній, тому виграш помітно зменшується, до 12-18%.

Також слід зазначити, що у випадку маршрутизації великої кількості низькошвидкісних (з низькою інтенсивністю) багатоадресних потоків ефективність одношляхової маршрутизації майже не відрізнялась (на 2-7%) від багатошляхової маршрутизації за показником (2.12).

2.3. Дворівневий метод багатошляхової маршрутизації багатоадресних потоків в телекомунікаційній мережі

Відмінною особливістю запропонованої моделі є, по-перше, білінійний вид обмежень, пов'язаних із запобіганням перевантаження каналів зв'язку мережі (2.10), а по-друге, різнотипність керуючих змінних, частина з яких є булевими (2.5), а частина – дійсними (2.3) та (2.11). Тому при використанні математичної моделі (2.1)-(2.12) задача багатошляхової багатоадресної маршрутизації в ТКМ зводиться до досить трудомісткої задачі класу MINLP. У випадку використання високопродуктивного

комутаційного обладнання, наприклад, високошвидкісних маршрутизаторів, використання моделі (2.1)-(2.12) не викликатиме особливих труднощів. Проте при використанні маршрутизаторів з невисокою обчислювальною потужністю актуальною представляється задача щодо зниження обчислювальної складності отримання шуканих рішень без суттєвих втрат загального рівня ефективності щодо балансування навантаження в ТКМ.

Варто зазначити, що підвищення продуктивності сучасного телекомунікаційного обладнання досить часто ґрунтується на розпаралелюванні обчислень на підставі використання багатопроцесорних та (або) багатоядерних архітектур [85]. Це вимагає відповідного доопрацювання математичних моделей та методів розрахунку, які повинні бути максимально адаптовані під подібну архітектуру обчислень. Тому з метою зниження обчислювальної складності отримання шуканого рішення, ґрунтуючись на моделі (2.1)- (2.12), у роботі пропонується ввести функціональну дворівневу ієрархію розрахунків, засновану на декомпозиційному поданні даної моделі та скоординованому розрахунку множини керуючих змінних – маршрутних $x_{(i,j)}^{p,k}$, потокових y_k^p та балансування α .

З цією метою варто використати широкий функціонал теорії ієрархічних багаторівневих систем управління [86, 87], представлену принципом прогнозування взаємодій, який має суттєві переваги у застосуванні до розв'язання поставленої задачі багатошляхової багатоадресної маршрутизації перед іншими принципами. В межах принципу прогнозування взаємодій пропонується метод, що реалізує дворівневу функціональну схему розрахунків. Структура дворівневого методу багатошляхової багатоадресної маршрутизації в ТКМ наведена на рис. 2.5.

На нижньому ієрархічному рівні відбувається розрахунок шуканих багатоадресних маршрутів спочатку (на нульовій ітерації) для довільно заданих початкових значень змінних y_k^p , але які відповідають умовам (2.3) та (2.4), під час мінімізації цільової функції (2.12) лише за змінними $x_{(i,j)}^{p,k}$ у відповідності до обмежень (2.5)-(2.11).

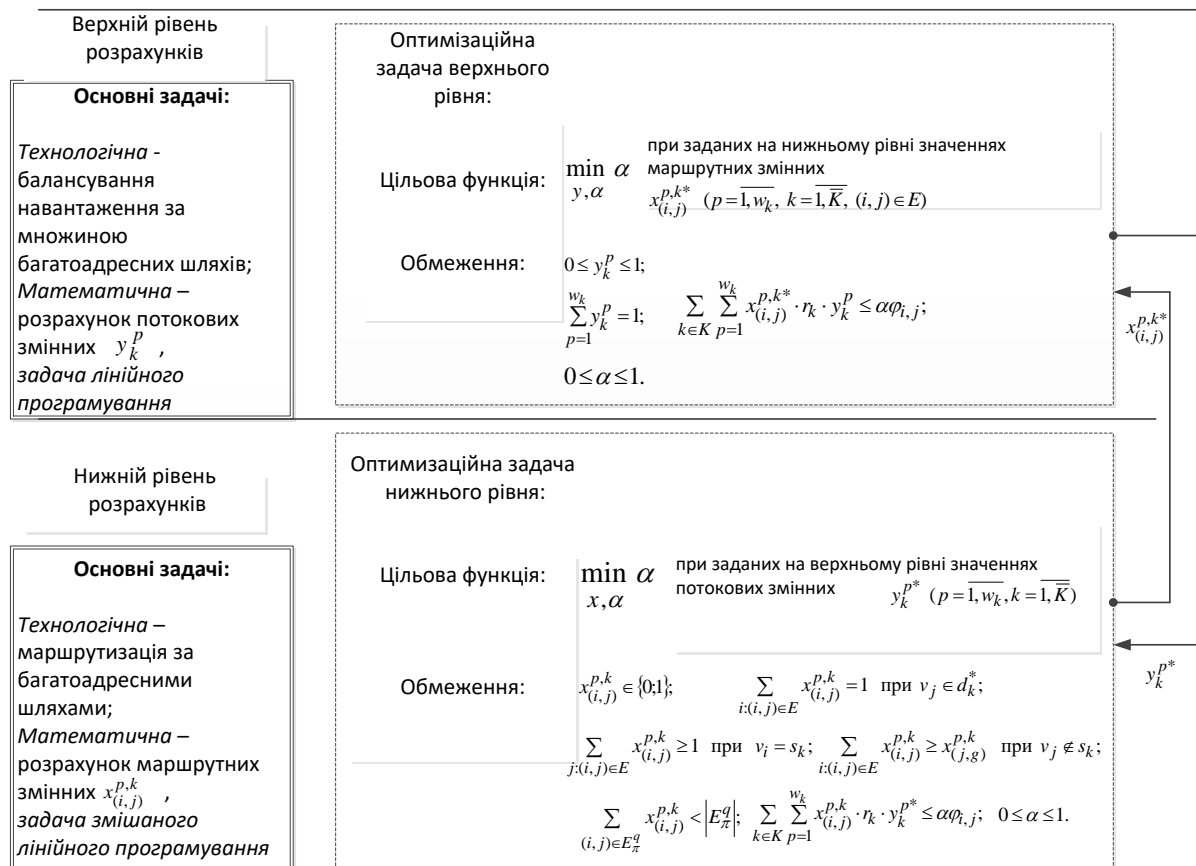


Рис. 2.5. Структурна схема дворівневого методу багатошляхової багатоадресної маршрутизації в ТКМ

Тоді оптимізаційна задача нижнього рівня, яка пов'язана з розрахунком булевих маршрутних змінних за фіксованими заданими на верхньому рівні поточковими змінними, вже відноситься до класу задач булевого програмування, так як критерій оптимальності (2.12) і всі

обмеження (2.5)-(2.11) лінійні. Це стосується й умов (2.10), які також стають лінійними, бо на нижньому рівні змінними, що підлягають розрахунку, є лише маршрутні змінні, а потокові змінні зафіксовані на верхньому рівні і тому виступають константами. Результати розрахунку, представлені маршрутними змінними $x_{(i,j)}^{p,k}$, передаються на верхній рівень для визначення порядку формування підпотоків та балансування навантаження за множиною розрахованих на нижньому рівні багатоадресних маршрутів.

На *верхньому рівні* (рис. 2.5) при фіксованих значеннях змінних $x_{(i,j)}^{p,k}$, які розраховані на нижньому ієрархічному рівні, для кожного з багатоадресних потоків здійснюється формування підпотоків шляхом визначення (прогнозування) значень змінних y_k^p на підставі мінімізації функції (2.12) тільки за цими змінними у відповідності до обмежень (2.3), (2.4), (2.10), (2.11). Оптимізаційна задача, що розв'язується на верхньому рівні, відноситься до класу задач лінійного програмування: умови (2.10) стають також лінійними, бо на верхньому рівні маршрутні змінні $x_{(i,j)}^{p,k}$ є фіксованими, так як розраховуються на нижньому рівні. Результати розрахунків знову спускаються на нижній рівень для наступної координації та уточнення маршрутних змінних $x_{(i,j)}^{p,k}$.

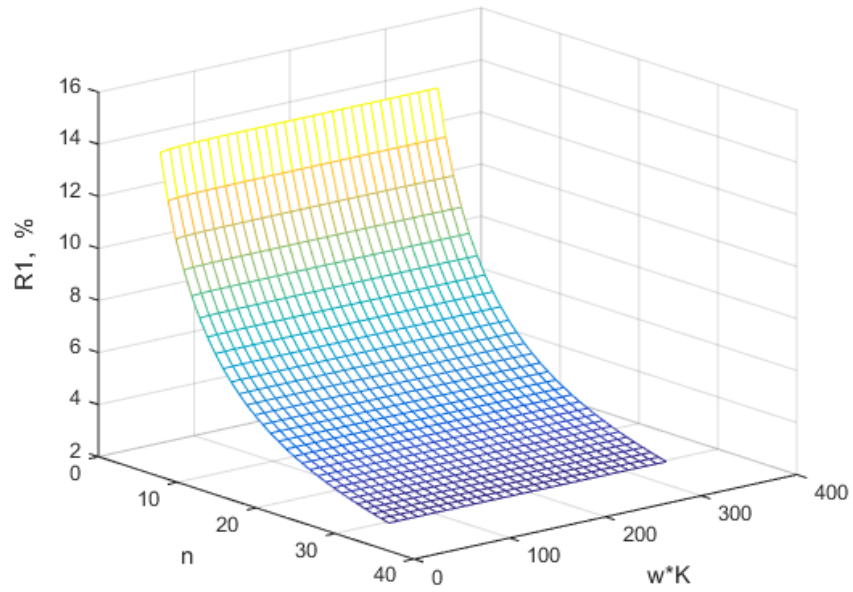
Таким чином, процес розв'язання сформульованої задачі багатошляхової маршрутизації багатоадресних потоків набуває ітераційного характеру. При цьому критерієм закінчення розрахунків є досягнення оптимума (2.12), що проявляється в близькості значень цільової функції (2.12), розрахованої на сусідніх ітераціях, але на різних ієрархічних рівнях.

До переваг запропонованого методу слід віднести те, що вдалось знизити обчислювальну складність проведених розрахунків шляхом

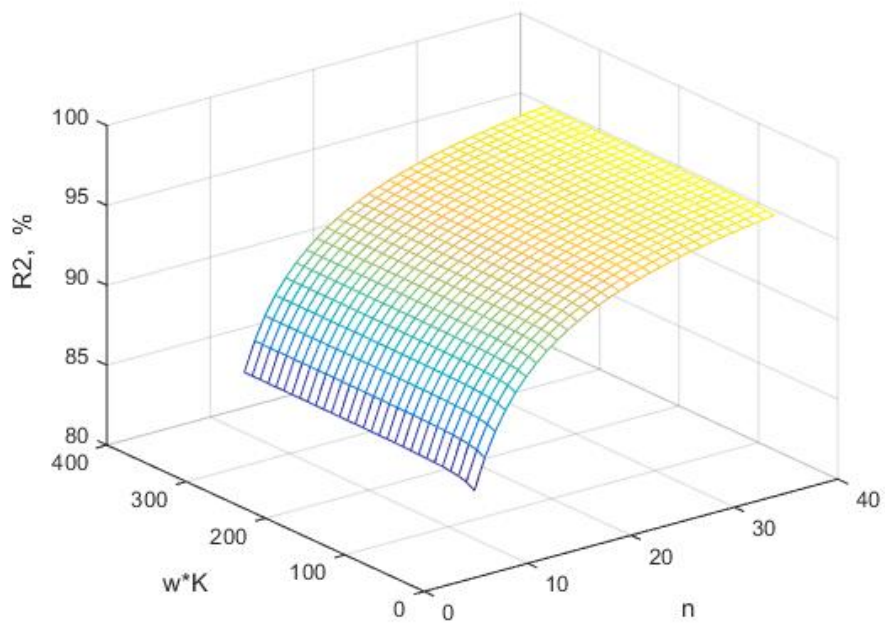
переходу від розв'язання досить складної задачі класу MINLP і розмірності $w\bar{K}(n+1)+1$ до ітераційного розв'язання оптимізаційних задач булевого (на нижньому рівні) та лінійного (на верхньому рівні) програмування розмірності $w\bar{K}n+1$ та $w\bar{K}+1$ відповідно, де w – середнє число підпотоків, на які розбивається кожен з багатоадресних потоків.

На рис. 2.6 показано, на скільки процентів розмірності задач нижнього (рис. 2.6 а) та верхнього (рис. 2.6 б) рівнів запропонованого методу нижче порівняно з розміром оптимізаційної задачі, сформульованої в підрозділі 2.1. Відносна різниця в розмірах задач представлена параметрами R1 та R2, на які впливали, з одного боку, кількість потоків та підпотоків, представлена добутком $w\bar{K}$, а з другого боку – число каналів зв'язку в ТКМ. Як видно із залежностей, представлених на рис. 2.6, відносна різниця в розмірах задач більше залежала від кількості каналів зв'язку в мережі, аніж від кількості потоків та підпотоків. При чому, розмірність задач нижнього рівня методу була на 2-14%, а верхнього – на 85-95% нижча ніж розмірність оптимізаційної задачі, сформульованої в підрозділі 2.1.

Проте в кінцевому підсумку обчислювальна складність і час розв'язання задачі багатошляхової багатоадресної маршрутизації також залежить від числа ітерацій, за які метод отримає оптимальні значення керуючих змінних. У зв'язку з цим проведемо дослідження запропонованого методу з точки зору аналізу збіжності отримуваних рішень задачі багатошляхової багатоадресної маршрутизації до оптимальних рішень. Під оптимальним розумілося рішення, що отримується в ході централізованого (спільного) розрахунку змінних $x_{(i,j)}^{p,k}$, y_k^p та α під час розв'язання оптимізаційної задачі класу MINLP шляхом мінімізації функції (2.12) при обмеженнях (2.3)- (2.11).



a)



б)

Рис. 2.6. Відносна різниця в розмірності задач нижнього (а) та верхнього (б) рівнів запропонованого методу порівняно з розміром оптимізаційної задачі, сформульованої в підрозділі 2.1

2.4. Аналіз запропонованого дворівневого методу багатошляхової багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі

У ході дослідження до уваги були прийняті різні мережні структури та параметри потоків (їх кількість та інтенсивність). Приклад роботи методу продемонструємо на наступному числовому прикладі. Нехай на рис. 2.7 представлена структура досліджуваної телекомунікаційної мережі, що складається з п'яти маршрутизаторів і семи каналів зв'язку, в розривах яких вказані їх пропускні здатності (1/с). Розглянемо розв'язок задачі багатошляхової маршрутизації двох багатоадресних потоків з інтенсивностями $r_1=180$ 1/с та $r_2=200$ 1/с. Для першого потоку джерелом виступав перший маршрутизатор, а одержувачами – четвертий і п'ятий маршрутизатори. Для другого потоку третій маршрутизатор виступав як джерело, а другий, четвертий і п'ятий маршрутизатори були одержувачами пакетів. Для багатошляхової маршрутизації першого потоку формувалося, наприклад, три підпотоки ($w_1 = 3$), а для другого потоку – два підпотоки ($w_2 = 2$).

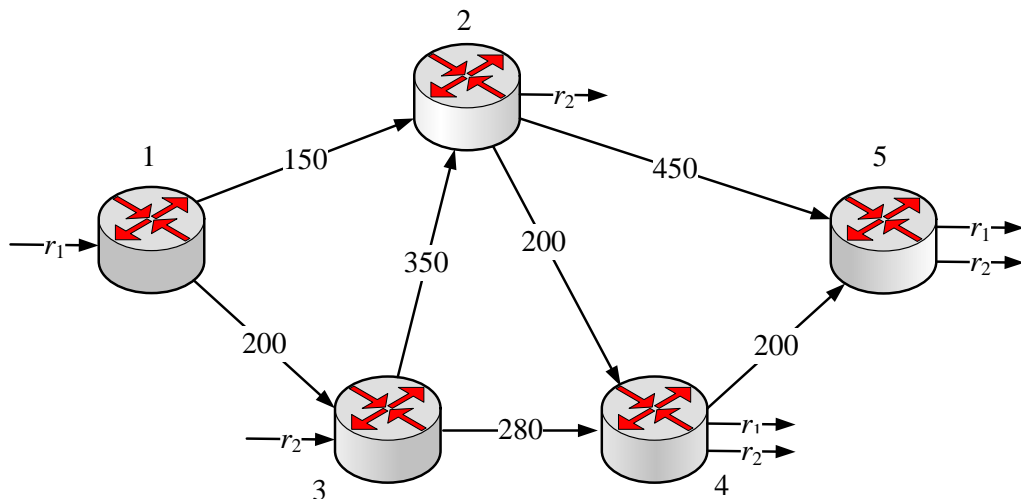


Рис. 2.7. Приклад вихідної структури досліджуваної мережі

У першому варіанті вихідних даних передбачалося, що спочатку з верхнього рівня на нижній (рис. 2.5) надходили наступні значення потокових змінних:

$$y_1^1 = 1; y_1^2 = 0; y_1^3 = 0 \text{ та } y_2^1 = 1; y_2^2 = 0, \quad (2.13)$$

що відповідало тому, що верхнім рівнем пропонувалося для кожного з потоків реально задіяти лише по одному підпотoku, тобто спочатку реалізувати одношляхову маршрутизацію. Нижній рівень визначив відповідний порядок маршрутизації (табл. 2.4), що відповідає нульовій ітерації. При цьому оптимальне значення цільової функції (2.12) дорівнювало $\alpha = 1$, що відповідало повному завантаженню одного з каналів зв'язку мережі, в даному випадку каналу (2, 4). Відповідно до отриманих на нижньому рівні маршрутам верхній рівень проводить їх координацію (перша ітерація) (табл. 2.4) шляхом розрахунку нових значень потокових змінних:

$$y_1^1 = 0,7386; y_1^2 = 0,2613; y_1^3 = 0 \text{ та } y_2^1 = 0,5; y_2^2 = 0,5,$$

які визначили вже двошляхову маршрутизацію кожного з багатоадресних потоків. На підставі нових значень потокових змінних нижній рівень для кожного з підпотоків розраховував відповідний багатоадресний маршрут (табл. 2.4). Це призвело до покращення отриманого на нульовій ітерації значення цільової функції (2.12), яке стало $\alpha = 0,8319$.

Порядок скоординованого розв'язання задачі багатошляхової маршрутизації двох багатоадресних потоків для першого варіанту початкових значень потокових змінних (2.13)

Канал зв'язку	Підпотоки першого потоку			Підпотоки другого потоку	
	z_1^1	z_1^2	z_1^3	z_2^1	z_2^2
Початкові значення (нульова ітерація): $y_1^1 = 1; y_1^2 = 0; y_1^3 = 0$ та $y_2^1 = 1; y_2^2 = 0$					
(1, 2)	0	0	0	0	0
(1, 3)	180	0	0	0	0
(2, 4)	0	0	0	200	0
(2, 5)	0	0	0	200	0
(3, 2)	0	0	0	200	0
(3, 4)	180	0	0	0	0
(4, 5)	180	0	0	0	0
Перша ітерація координації: $y_1^1 = 0,7386; y_1^2 = 0,2613; y_1^3 = 0$ та $y_2^1 = 0,5; y_2^2 = 0,5$					
(1, 2)	0	47,0305	0	0	0
(1, 3)	132,9696	0	0	0	0
(2, 4)	0	47,0305	0	100	0
(2, 5)	0	47,0305	0	100	100
(3, 2)	0	0	0	100	100
(3, 4)	132,9696	0	0	0	100
(4, 5)	132,9696	0	0	0	0
Друга ітерація координації: $y_1^1 = 0,3287; y_1^2 = 0,2959; y_1^3 = 0,3754$ та $y_2^1 = 0,4538; y_2^2 = 0,5462$					
(1, 2)	0	0	67,5755	0	0
(1, 3)	59,1656	53,2589	0	0	0
(2, 4)	0	0	67,5755	90,7579	0
(2, 5)	0	53,2589	0	90,7579	109,2421
(3, 2)	0	53,2589	0	90,7579	109,2421
(3, 4)	59,1656	53,2589	0	0	109,2421
(4, 5)	59,1656	0	67,5755	0	0

В ході проведення другої координуючої ітерації, ґрунтуючись на новому порядку багатоадресної маршрутизації підпотоків, отриманих з нижнього рівня, на верхньому рівні розраховуються нові значення потокових змінних (табл. 2.4):

$$y_1^1 = 0,3287; y_1^2 = 0,2959; y_1^3 = 0,3754 \text{ та } y_2^1 = 0,4538; y_2^2 = 0,5462,$$

що визначають необхідність реалізації для першого багатоадресного потоку тришляхової, а для другого потоку – двошляхової маршрутизації. При цьому на нижньому рівні для кожного з потоків розраховується вказана кількість шляхів (табл. 2.4), а верхній рівень завантаженості каналів зв'язку (2.12) поліпшується до значення $\alpha = 0,7917$. На наступних ітераціях дане значення покращене не було, що і визначило закінчення роботи аналізованого методу.

Таким чином, при початкових значеннях (2.13) потокових змінних, що визначають реалізацію одношляхової маршрутизації двох багатоадресних потоків, метод забезпечив отримання оптимального порядку багатошляхової маршрутизації за дві ітерації координуючої процедури (табл. 2.4).

Варто окремо відзначити, що в разі, коли початкові значення потокових змінних вибрати, одразу виходячи з необхідності реалізації багатошляхової маршрутизації, наприклад:

$$y_1^1 = 1/3; y_1^2 = 1/3; y_1^3 = 1/3 \text{ та } y_2^1 = 0,5; y_2^2 = 0,5, \quad (2.14)$$

то число ітерацій координуючої процедури методу можна скоротити до однієї (табл. 2.5).

Таблиця 2.5

Порядок скоординованого розв'язання задачі багатошляхової маршрутизації двох багатоадресних потоків для другого варіанту початкових значень потокових змінних (2.14)

Канал зв'язку	Підпотоки першого потоку			Підпотоки другого потоку	
	z_1^1	z_1^2	z_1^3	z_2^1	z_2^2
Початкові значення (нульова ітерація): $y_1^1 = 1/3; y_1^2 = 1/3; y_1^3 = 1/3$ та $y_2^1 = 0,5; y_2^2 = 0,5$					
(1, 2)	0	0	60	0	0
(1, 3)	60	60	0	0	0
(2, 4)	0	0	60	0	100
(2, 5)	60	0	0	100	100
(3, 2)	60	0	0	100	100
(3, 4)	60	60	0	100	0
(4, 5)	0	60	60	0	0
Перша ітерація координації: $y_1^1 = 0,3287; y_1^2 = 0,2959; y_1^3 = 0,3754$ та $y_2^1 = 0,4538; y_2^2 = 0,5462$					
(1, 2)	0	0	67,5755	0	0
(1, 3)	59,1656	53,2589	0	0	0
(2, 4)	0	0	67,5755	90,7579	0
(2, 5)	0	53,2589	0	90,7579	109,2421
(3, 2)	0	53,2589	0	90,7579	109,2421
(3, 4)	59,1656	53,2589	0	0	109,2421
(4, 5)	59,1656	0	67,5755	0	0

Потокові змінні (2.14) визначають приклад реалізації пропорційної маршрутизації, коли потік ділиться на частки пропорційно кількості використаних шляхів. При цьому після нульової ітерації значення критерію оптимальності становило $\alpha = 0,8$, а після першої – $\alpha = 0,7917$. Кінцевий результат розв'язання поставленої задачі багатошляхової маршрутизації багатоадресних потоків, отриманий за допомогою запропонованого дворівневого методу, повністю відповідає результату, розрахованому при використанні математичної моделі (2.1)-(2.12) в ході централізованого розв'язання задачі класу MINLP.

При збільшенні розміру мережі (кількості маршрутизаторів та каналів зв'язку) та числа потоків запропонований метод забезпечував отримання оптимальних рішень за показником (2.12) в середньому за 1-3 координуючі ітерації. При цьому збільшення кількості ітерацій більше залежало не від кількості потоків, а від завантаженості мережі.

До переваг запропонованого методу багатошляхової багатоадресної маршрутизації також варто віднести те, що завдяки використаному принципу прогнозування взаємодій, розрахунки відповідно до таймеру перерозрахунку маршрутних таблиць можна завершити на довільній ітерації. При цьому буде гарантуватись виконання умов запобігання перевантаження каналів зв'язку мережі (2.10). Це є відмінною рисою запропонованого рішення, так як, наприклад, використання принципу цільової координації дозволяє забезпечити виконання подібних умов лише по завершенню процедури координації отримуваних рішень [86, 87].

2.5. Висновки до другого розділу

1. У розділі з метою забезпечення оптимального балансування навантаження в телекомунікаційній мережі вдосконалено потокову модель багатоадресної маршрутизації в напрямку реалізації багатошляхової

стратегії передачі пакетів. Новизною моделі є те, що для реалізації багатошляхової маршрутизації пропонується вихідний багатоадресний потік розбивати на множину підпотоків, для кожного з яких будується оптимальне дерево – багатоадресний маршрут. В рамках запропонованої моделі протокольна задача багатошляхової багатоадресної маршрутизації представлена у вигляді оптимізаційної задачі змішаного цілочисельного нелінійного програмування.

2. Застосування запропонованої моделі багатошляхової багатоадресної маршрутизації дозволило покращити верхній поріг завантаженості каналів зв'язку мережі в середньому від 17 до 25% в порівнянні з одношляховими рішеннями, що в залежності від завантаженості мережі сприяло зниженню середньої затримки пакетів від 10-12% до 22-27%.

3. Застосування запропонованої моделі маршрутизації забезпечувало найбільшу ефективність при зростанні розмірності мережі, числа потоків і підпотоків в області середніх і високих навантажень. Наприклад, при збільшенні числа маршрутизаторів до 10-15 при тій же їх зв'язності, а також кількості багатоадресних потоків в ТКМ виграш за показником (2.12) складав вже 23-36%. При цьому кількість потоків впливала на показник (2.12) лише через зростання завантаженості ТКМ. Найбільш ефективно використовувати запропоновану модель (2.1)-(2.12) при завантаженості ТКМ до 75-80%. При більшій завантаженості мережі (85-95%) ресурс для балансування навантаження практично відсутній, тому виграш помітно зменшувався, до 12-18%.

4. У розділі розроблено дворівневий метод багатошляхової багатоадресної маршрутизації потоків в телекомунікаційній мережі (рис. 2.5). Метод заснований на потоковій моделі маршрутизації (2.1)-(2.12), в якій для реалізації багатошляхової маршрутизації кожен багатоадресний потік розбивався на кілька підпотоків. У свою чергу для

маршрутизації кожного з підпотоків розраховувався свій багатоадресний шлях. В рамках запропонованого методу з метою збереження лінійності моделі маршрутизації введена дворівнева ієрархія розрахунків, заснована на принципі прогнозування взаємодій, так як виконання білінійних умов запобігання перевантаження каналів зв'язку (2.10) винесено на верхній рівень обчислень. На верхньому рівні розраховувалися потокові змінні, а на нижньому - маршрутні. Це дозволило істотно зменшити трудомісткість отриманих рішень, так як значно знизилася розмірність вихідної задачі і збережена лінійність використовуваних залежностей (умов запобігання перевантаження каналів зв'язку та мережі в цілому). При чому, розмірність задач нижнього рівня методу була на 2-14%, а верхнього – на 85-95% нижча ніж розмірність оптимізаційної задачі щодо централізованих розрахунків, сформульованої в підрозділі 2.1.

5. Представлені в розділі розрахункові приклади підтвердили адекватність та ефективність запропонованого дворівневого методу багатошляхової багатоадресної маршрутизації потоків в телекомунікаційній мережі. Показано, що якщо спочатку на верхньому рівні за допомогою поточкових змінних задати багатошляховий характер рішення, то за 2-4 ітерації координаційної процедури запропонованого методу гарантовано буде отримано оптимальне рішення, що відповідало рівню централізованих розрахунків, одержуваних в результаті розв'язання задачі класу MINLP. Розроблений метод може бути використаний в телекомунікаційних мережах при реалізації як централізованої, так і ієрархічної маршрутизації «від джерела».

РОЗДІЛ 3

МАТЕМАТИЧНА МОДЕЛЬ МАРШРУТИЗАЦІЇ БАГАТОАДРЕСНИХ ПОТОКІВ З ПІДТРИМКОЮ СПІЛЬНОГО ЯВНОГО РЕЗЕРВУВАННЯ КАНАЛЬНОГО РЕСУРСУ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНІЙ МЕРЕЖІ

Як зазначалося в першому розділі, зростання рівня якості обслуговування в сучасних телекомунікаційних мережах багато в чому пов'язане з підвищенням рівня узгодженості рішень окремих задач з управління трафіком. До числа подібних задач варто віднести маршрутизацію та резервування мережних ресурсів. Саме ці процеси є основою для повноцінної реалізації функціоналу мережних архітектур диференційованих (DiffServ) та інтегрованих сервісів (IntServ).

В IP-мережах за розв'язання даних завдань відповідають різні технологічні засоби: для розрахунку маршрутів використовуються відповідні протоколи маршрутизації, наприклад, RIP, OSPF, IGRP / EIGRP [9, 10, 44], а для резервування каналного та буферного ресурсу застосовується протокол RSVP [5, 11]. При цьому протокол RSVP функціонує після закінчення роботи маршрутних протоколів, що негативно відбивається на оперативності управління трафіком і рівні QoS, тому що протокол маршрутизації може розрахувати маршрут, уздовж якого заданого обсягу мережного ресурсу може і не виявитися. Це призведе до помилок в резервуванні, ініціалізації повторного розв'язання задач маршрутизації та спроби повторного резервування мережного ресурсу, що негативно позначиться на таких важливих часових QoS-показниках, як середня затримка і джиттер пакетів.

Досягти максимального рівня узгодженості в розв'язанні задач маршрутизації та резервування можна лише володіючи єдиною математичною моделлю, яка описує дані процеси в їх взаємозв'язку. При

цьому до основних вимог, що пред'являються до подібного роду моделей, варто віднести врахування наступних факторів:

- потоковий характер сучасного мультимедійного трафіка;
- використана стратегія маршрутизації (одно або багатоадресна, одно або багатопляхова);
- застосовуваного стилю резервування та фільтру в протоколі RSVP;
- забезпечення збалансованого використання мережного ресурсу.

В ході узгодженого розв'язання задач маршрутизації та резервування важливо забезпечити збалансоване використання мережного ресурсу, що є ключовою вимогою концепції Traffic Engineering і важливим чинником покращення якості обслуговування. У зв'язку з цим в даному розділі пропонується математична модель маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування каналного ресурсу в телекомунікаційній мережі, яка відповідає перерахованим вище вимогам.

3.1. Умови забезпечення спільного явного резервування каналного ресурсу при маршрутизації багатоадресних потоків

Для забезпечення погодженого розв'язання задач багатоадресної маршрутизації та резервування каналного ресурсу в телекомунікаційній мережі візьмемо за основу модель багатоадресної маршрутизації, запропоновану в другому розділі та представлену виразами (2.1)-(2.9) для розрахунку поточкових (2.3) та маршрутних (2.5) змінних. До них, перш за все, варто віднести умови зв'язності багатоадресних шляхів (2.6)-(2.8) та запобігання утворення петель при передачі пакетів (2.9).

З метою врахування в пропонованій математичній моделі особливостей спільного явного резервування каналного ресурсу в ТКМ будуть переглянуті умови запобігання перевантаження каналів зв'язку (2.10). Для цього введемо додатково ряд позначень:

K_s^{SE} – s -та SE-група, що об'єднує множину багатоадресних потоків, які, як правило, мають різні маршрутизатори-джерела та для яких здійснюється спільне явне резервування каналного ресурсу в ТКМ, $K_s^{SE} \in K$;

$\gamma_{(i,j)}^s$ – частка пропускної здатності каналу зв'язку, що моделюється дугою $(i, j) \in E$, яка підлягає резервуванню для багатоадресних потоків, що належать s -й SE-групі, тобто $k \in K_s^{SE}$.

На змінні $\gamma_{(i,j)}^s$ відповідно до їх фізичного змісту варто накласти наступні умови-обмеження:

$$\sum_{s=1}^S \gamma_{(i,j)}^s \leq 1. \quad (3.1)$$

Виконання умов (3.1) гарантує те, що пропускну здатність каналу $(i, j) \in E$ буде коректно розподілено між потоками різних SE-груп, тобто канал не буде перевантажено за своєю пропускною здатністю. Тобто вираз (3.1) відповідає за те, щоб в ході резервування використовувався лише доступний каналний ресурс.

Крім того, треба врахувати те, що при спільному явному резервуванні, як правило, каналний ресурс виділяється в об'ємі, щоб задовольнити вимоги найбільш швидкісного багатоадресного потоку, що входить до SE-групи. В зв'язку з цим в структуру математичної моделі, що пропонується, вводяться умови запобігання перевантаження зарезервованої під багатоадресні потоки SE-групи пропускної здатності каналів зв'язку ТКМ. В залежності від стратегії маршрутизації, що реалізується, подібні умови будуть суттєво відрізнятися. Так, наприклад, при використанні в ТКМ багатошляхової багатоадресної маршрутизації

умови запобігання перевантаження зарезервованої під багатоадресні потоки SE-групи пропускної здатності каналів зв'язку будуть мати наступний вид:

$$r_k \sum_{p=1}^{w_p} x_{(i,j)}^{p,k} \cdot y_k^p \leq \gamma_{(i,j)}^s \cdot \varphi_{(i,j)}^{SE}, \quad k \in K_s^{SE}, \quad (3.2)$$

де $\varphi_{(i,j)}^{SE}$ – пропускна здатність каналу зв'язку, що моделюється дугою $(i, j) \in E$, яка виділена для всіх потоків, для яких здійснюється спільне явне резервування, тобто використовується SE-фільтр.

Умови (3.2), як і умови (2.10), є білінійними, так як в лівій частині нерівності є сума добутків двох різнотипних керуючих змінних: потокової (y_k^p) та маршрутної ($x_{(i,j)}^{p,k}$).

При реалізації одношляхової багатоадресної маршрутизації в ТКМ умови запобігання перевантаження зарезервованої під багатоадресні потоки SE-групи пропускної каналів зв'язку вже будуть мати лінійний вид:

$$r_k \cdot x_{(i,j)}^k \leq \gamma_{(i,j)}^s \cdot \varphi_{(i,j)}^{SE}, \quad k \in K_s^{SE}, \quad (3.3)$$

де

$$x_{(i,j)}^k \in \{0;1\} \quad (3.4)$$

– маршрутна змінна, яка використовується при одношляховій маршрутизації [74, 75] та приймає значення одиниці, якщо k -й потік протікає каналом $(i, j) \in E$, або дорівнює нулю – в протилежному випадку.

Фізичний зміст умов (3.2) та (3.3) полягає в тому, що інтенсивність довільного k -го багатоадресного потоку, що належить s -й SE-групі та

протікає в каналі зв'язку $(i, j) \in E$, не буде перевищувати величину пропускної здатності, зарезервованої для потоків s -ї SE-групи. Фактично при використанні спільного явного резервування каналний ресурс резервується фактично під максимальні вимоги одного з потоків, що входять в SE-групу [5, 11]. Величина цих вимог щодо пропускної здатності фактично і визначає нижній поріг добутку $\gamma_{(i,j)}^s \cdot \varphi_{(i,j)}^{SE}$.

Крім того, варто зазначити, що використання умов (3.2) та (3.3) дозволяє встановити однозначний взаємозв'язок між потоковими та маршрутними змінними, а також змінними резервування. Це є основним фактором для забезпечення погодженого розв'язання задач одно- або багатошляхової багатоадресної маршрутизації та спільного явного резервування каналного ресурсу в ТКМ.

Як зазначалось в першому розділі, однією з ключових вимог, яка висувалась до процесів маршрутизації з підтримкою спільного явного резервування в ТКМ, є забезпечення оптимального використання доступного мережного ресурсу. При цьому отримуваний характер оптимальних рішень багато в чому залежить від змісту сформульованої оптимізаційної задачі та вибору форми критерію оптимальності.

3.2. Вибір критерію оптимальності рішень щодо маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування в телекомунікаційній мережі

При формулюванні критерію оптимальності рішень щодо маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування важливо, по-перше, забезпечити врахування особливостей технологічної реалізації цих процесів, а по-друге, мати ефективні методи розв'язання сформульованої оптимізаційної задачі. Тому в роботі запропоновано декілька видів критеріїв оптимальності, щоб в ході

дослідження визначитись з найбільш ефективним з точки зору практики варіантом.

Для визначення оптимального порядку маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування може бути використано критерій оптимальності, що дістає мінімум наступної лінійної цільової функції

$$J_1 = \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} f_{(i,j)}^k x_{(i,j)}^k + \sum_{s=1}^S g_{(i,j)}^s \gamma_{(i,j)}^s, \quad (3.5)$$

в якій $f_{(i,j)}^k$ – маршрутна метрика каналу зв'язку $(i, j) \in E$ при його використанні пакетами k -го потоку;

$g_{(i,j)}^s$ – умовна вартість (метрика) забезпечення спільного явного резервування пропускної здатності каналу зв'язку $(i, j) \in E$ для багатоадресних потоків s -ї SE-групи.

У загальному випадку метрика $g_{(i,j)}^s$ чисельно може залежати як від числа і пріоритетів багатоадресних потоків, що утворюють s -у SE-групу, так і від структурно-функціональних параметрів каналу зв'язку $(i, j) \in E$. Перший доданок у виразі (3.5) характеризує сумарну метрику розв'язання задач маршрутизації, а другий – сумарну умовну вартість розв'язання задачі спільного явного резервування.

В ході опису другого пропонованого критерію введемо додаткову змінну β , яка характеризує верхній поріг величини зарезервованої пропускної здатності каналів зв'язку в мережі в цілому, тобто мають місце наступні умови

$$\sum_{s=1}^S \gamma_{(i,j)}^s \leq \beta, \quad (i, j) \in E, \quad (3.6)$$

$$0 \leq \beta \leq 1, \quad (3.7)$$

які фактично замінюють умови (3.1).

Використання другого критерію засноване на розрахунку маршрутних змінних $x_{(i,j)}^k$ та змінних резервування $\gamma_{(i,j)}^s$ в ході мінімізації введеного верхнього порогу величини зарезервованої пропускної здатності каналів зв'язку в мережі в цілому

$$J_2 = \beta, \quad (3.8)$$

що має сприяти збалансованому використанню каналного ресурсу мережі при його резервуванні.

Як третій критерій виступав мінімум комплексної цільової функції виду

$$J_3 = \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} f_{(i,j)}^k x_{(i,j)}^k + \sum_{s=1}^S g_{(i,j)}^s \gamma_{(i,j)}^s + w\beta, \quad (3.9)$$

де w – ваговий коефіцієнт, що визначає важливість третього доданка (β) в функції (3.9).

Використання цільової функції (3.9) сприяє не тільки забезпеченню збалансованого резервування каналного ресурсу мережі в цілому, але і мінімізації використання даного ресурсу потоками кожної s -ї SE-групи.

Наведені критерії оптимальності також дозволяють забезпечити розрахунок маршрутних змінних та змінних резервування пов'язано одне з одним, чим забезпечується погоджене розв'язання і технологічних задач щодо багатоадресної маршрутизації та спільного явного резервування каналного ресурсу.

Таким чином, задача багатоадресної маршрутизації з підтримкою спільного явного резервування каналного ресурсу була сформульована в оптимізаційній формі, при цьому як критерій може виступати мінімум однієї з цільових функцій (3.5), (3.8) або (3.9) при обмеженнях на маршрутні (2.5)-(2.9) та потокові (2.3), (2.4) змінні, а також на змінні резервування (3.1)-(3.3), (3.6) та балансування (3.6), (3.7). Новизною моделі є введення системи умов запобігання перевантаження каналів зв'язку (3.1)-(3.4), (3.6) та (3.7) для здійснення збалансованого використання ресурсів мережі при організації спільного явного резервування пропускної здатності каналів зв'язку. В залежності від реалізованої стратегії (одно- або багатошляхової) багатоадресної маршрутизації сформульована оптимізаційна задача може відноситись:

- до класу задач змішаного цілочисельного лінійного програмування при реалізації одношляхової багатоадресної маршрутизації, тобто при введенні умов (3.3) та (3.4), тому що маршрутні змінні $x_{(i,j)}^k$ мають булевий характер, а змінні резервування $\gamma_{(i,j)}^s$ є дійсними числами; критерій оптимальності та обмеження є лінійними;

- до класу задач змішаного цілочисельного нелінійного програмування при реалізації багатошляхової багатоадресної маршрутизації, тобто при введенні білінійних умов (3.2).

3.3. Аналіз рішень задачі маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування

Проводився аналіз ефективності пропонованого рішення задач маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування (2.1)-(2.9), (3.1)-(3.9) на множині мережних структур, які відрізнялись числом маршрутизаторів, каналів зв'язку та їх пропускними здатностями. Ефективність використання запропонованої моделі,

орієнтованої на узгоджене розв'язання задач багатоадресної маршрутизації та спільного явного резервування каналного ресурсу, порівнювалася з рішеннями, в рамках яких ці завдання вирішувалися окремо.

Як приклад на рис. 3.1 показано вихідну структуру мережі, де в розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності. Нехай необхідно розрахувати шляхи та реалізувати спільне явне резервування для двох багатоадресних потоків:

- для першого потоку, який мав інтенсивність $r_1=300$ 1/с, джерелом виступав маршрутизатор v_1 , а одержувачами $d_1^* = \{v_4, v_5\}$;

- для другого потоку, який мав інтенсивність $r_2=200$ 1/с, джерелом виступав маршрутизатор v_3 , а одержувачами $d_2^* = \{v_2, v_4, v_5\}$.

Нехай для наочності в межах розглянутого прикладу реалізувалась одношляхова багатоадресна маршрутизація.

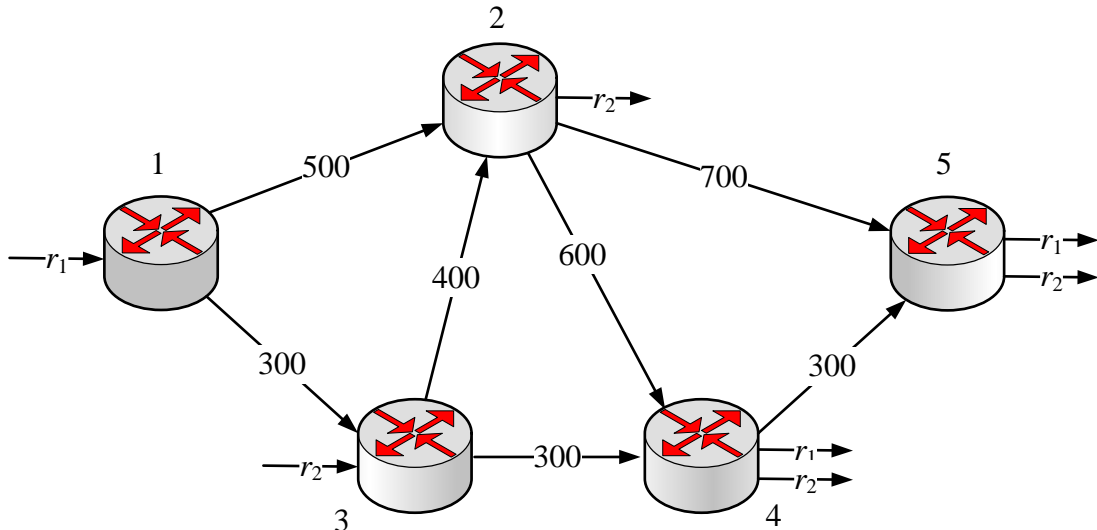


Рис. 3.1. Приклад першої вихідної структури телекомунікаційної мережі, що досліджувалась

Ефективність використання пропускної здатності каналів зв'язку мережі оцінювалася за допомогою наступного показника

$$P = \left[1 - \frac{\sum_{(i,j) \in E} \varphi(i,j) \sum_{s=1}^S \gamma^s(i,j)}{\sum_{(i,j) \in E} \varphi(i,j)} \right] 100\%, \quad (3.10)$$

який чисельно характеризував відсоток каналного ресурсу, який залишився незадіяним після проведеного спільного явного резервування.

У разі, якщо за розв'язання поставленої задачі для кожного з потоків відповідав кожен з прикордонних маршрутизаторів, то одним з варіантів рішення може виступати множина з двох багатоадресних маршрутів, показаних на рис. 3.2.

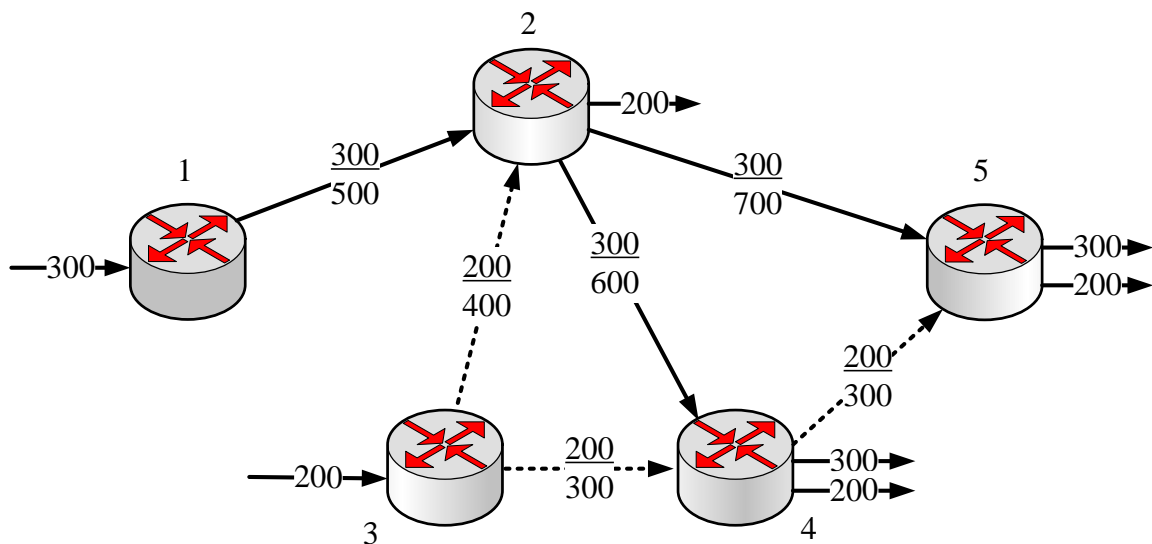


Рис. 3.2. Приклад рішення, коли задачі багатоадресної маршрутизації та SE-резервування розв'язувались окремо

На цьому рисунку суцільною лінією показано багатоадресний маршрут для першого потоку, а переривчастою – для другого потоку. У розривах використовуваних каналів зв'язку вказані: в чисельнику – інтенсивність потоку, що збігається з величиною зарезервованої пропускної здатності, в знаменнику – пропускна здатність каналу зв'язку.

Недолік подібного рішення полягає в тому, що резервуванню підлягав каналний ресурс для кожного потоку окремо, що призвело до надмірного використання пропускної здатності каналів зв'язку мережі. Це відповідало значенням показника (3.10) в 52%.

На рис. 3.3 показано варіант вирішення поставленого завдання з використанням моделі (2.1)-(2.9), (3.1)-(3.5), коли маршрутні метрики та умовні вартості резервування дорівнювали одиниці. Це призвело до розрахунку дерева маршрутів, що містять мінімальну кількість каналів – чотири. У розривах використовуваних каналів зв'язку вказані (зверху вниз): інтенсивність першого потоку, інтенсивність другого потоку, пропускна здатність каналу зв'язку. Обсяг зарезервованого ресурсу в кожному з каналів відповідав максимальній з інтенсивностей потоків, що протікає в ньому.

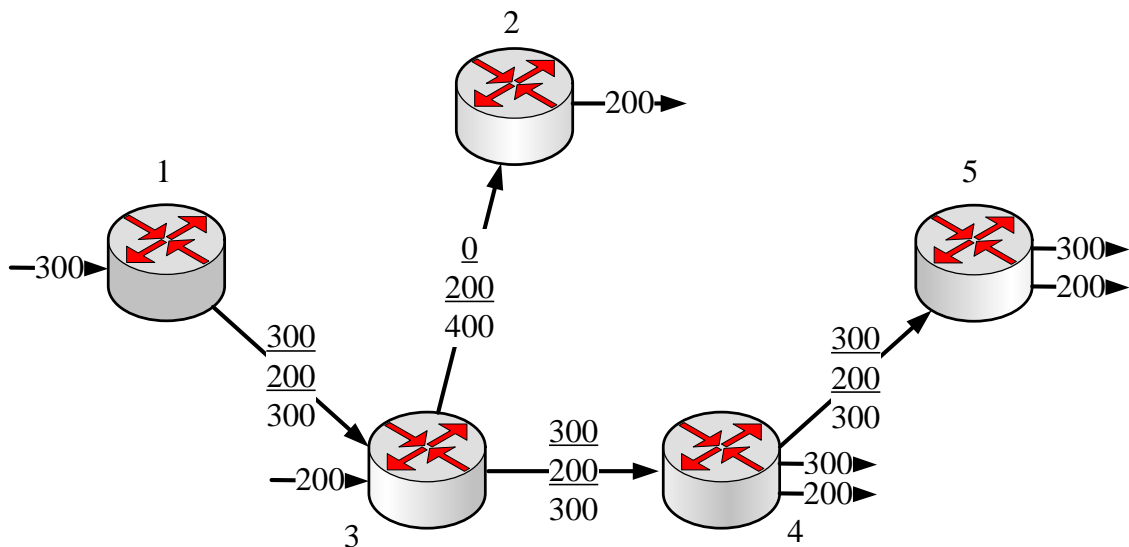


Рис. 4.3. Приклад узгодженого розв'язання задач маршрутизації та

$$\text{SE-резервування при } f_{(i,j)}^k = g_{(i,j)}^s = 1$$

Отримане рішення дозволило підвищити показник (3.10) до 65%, однак в цьому випадку три канали мережі: (1, 3), (3, 4), (4, 5) будуть практично перевантаженими. Якщо ж прийняти, що умовні вартості

резервування пропускної здатності каналів зв'язку мережі пов'язані з пропускною здатністю цих же каналів співвідношенням $g_{(i,j)}^s = 10^7 / \varphi_{(i,j)}$, то буде отримане рішення, яке показано на рис. 3.4.

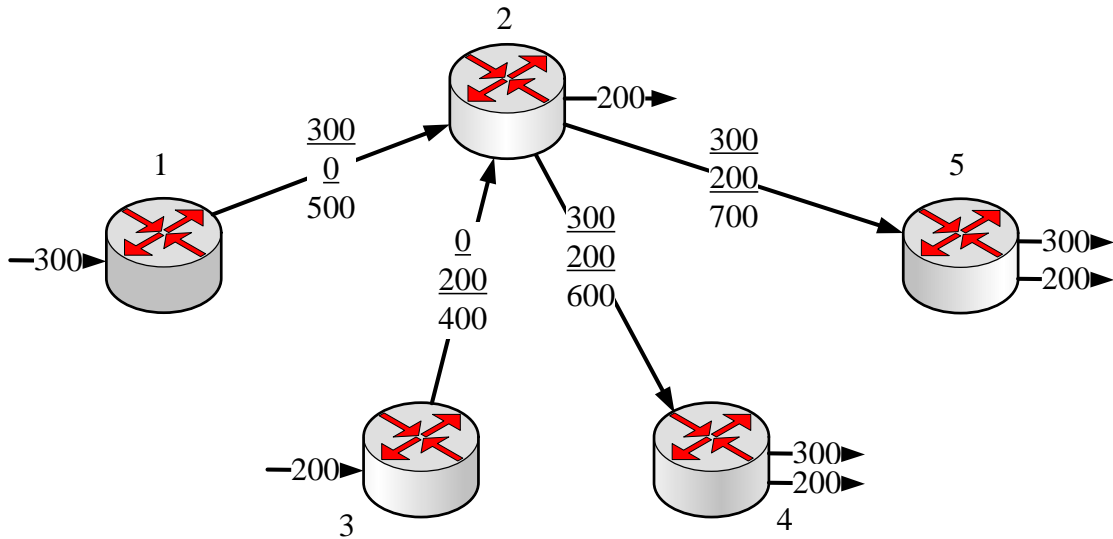


Рис. 3.4. Приклад узгодженого розв'язання задач маршрутизації та SE-резервування при $g_{(i,j)}^s = 10^7 / \varphi_{(i,j)}$

В цьому випадку показник (3.10) також буде дорівнювати 65%, однак мережа буде завантажена більш збалансовано, ніж в разі, показаному на рис. 3.3. Подібна ситуація спостерігалася і для інших вихідних даних. При цьому при переході до багатошляхової багатоадресної маршрутизації з ростом розміру мережі та числа переданих потоків вигреш підвищувався в середньому до 24-30%. Це пояснювалось тим, що використання багатошляхової багатоадресної маршрутизації дозволило покращити верхній рівень завантаженості каналів у порівнянні з одношляховою багатоадресною маршрутизацією в середньому від 17% до 25% (табл. 2.1), що прямо пов'язане з об'ємом зарезервованого каналного ресурсу.

Таким чином, використання запропонованої моделі дозволяє більш ефективно (в середньому від 24% до 30%) використовувати доступний каналний ресурс за рахунок забезпечення узгодженості рішень задач багатоадресної маршрутизації та організації спільного явного резервування.

Крім того, проведено аналіз рішень задач багатоадресної маршрутизації та спільного явного резервування ресурсів мережі з використанням запропонованої моделі (2.1)-(2.9), (3.1)-(3.9) для різних мережних структур, характеристик потоків і використовуваних критеріїв оптимальності (3.5), (3.8) і (3.9). При цьому ефективність одержуваних рішень оцінювалася за продуктивністю мережі за допомогою показника (3.10), а ступінь збалансованості використання каналного ресурсу в ході його резервування оцінювалася за показником (3.7).

Методику розрахунку та порівняння показників (3.7) і (3.10) при використанні запропонованої моделі (2.1)-(2.9), (3.1)-(3.9) продемонструємо на наступному розрахунковому прикладі. Нехай на рис. 3.5 показано вихідну структуру мережі, де в розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності (в пакетах за секунду, 1/с).

Необхідно розрахувати шляхи та реалізувати спільне явне резервування для двох багатоадресних потоків: для першого потоку, що має інтенсивність r_1 , джерелом виступав маршрутизатор v_1 , а одержувачами $d_1^* = \{v_4, v_5\}$; для другого потоку, що мав інтенсивність r_2 , джерелом виступав маршрутизатор v_3 , а одержувачами пакетів $d_2^* = \{v_2, v_4, v_5\}$. Таким чином, дані потоки в рамках розглянутого прикладу належали одній спільній SE-групі.

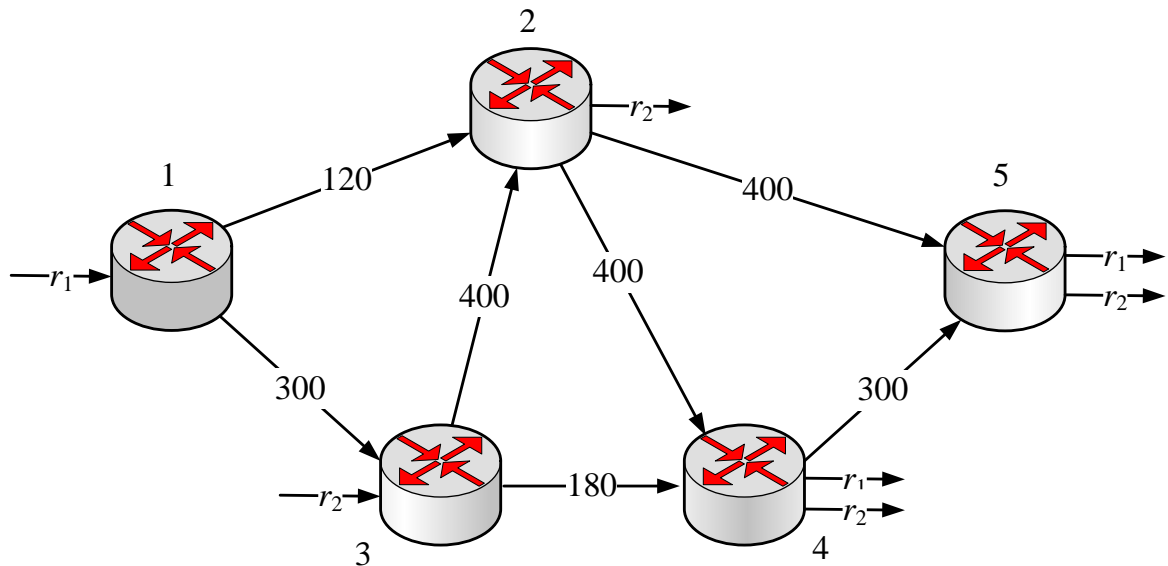


Рис. 3.5. Приклад другої вихідної структури мережі, що підлягала дослідженню

Результати розрахунку показників (3.7) і (3.10) при зміні (збільшенні) інтенсивностей двох розглянутих потоків представлені для семи обраних варіантів вихідних даних у табл. 3.1.

Для п'ятого варіанту вихідних даних, тобто при $r_1=100$ 1/с та $r_2=150$ 1/с, порядок багатоадресної маршрутизації та резервування ресурсів показано на рис. 3.6-3.8.

При цьому на рис. 3.6 наведені результати, отримані при використанні критерію оптимальності (3.5), на рис. 3.7 – для критерію (3.8), а на рис. 3.8 – для критерію (3.9). На рис. 3.6-3.8 в розривах каналів зв'язку вказані (зверху вниз) такі дані: інтенсивність першого потоку, інтенсивність другого потоку, обсяг пропускної здатності каналу, що резервуються. Відповідно до SE-фільтра обсяг зарезервованого ресурсу в кожному з каналів відповідав максимальній з інтенсивностей потоків, що протікали в ньому. На кожному з рисунків суцільною лінією показано багатоадресний маршрут для першого потоку, а переривчастою – для другого потоку.

Таблиця 3.1

**Результати розрахунку показників (3.7) і (3.10) при зміні
інтенсивностей двох розглянутих потоків для семи обраних варіантів
вихідних даних**

№	Інтенсивності потоків (1/с)		При використанні критерію (3.5)		При використанні критерію (3.8)		При використанні критерію (3.9)	
	r_1	r_2	β	$P, \%$	β	$P, \%$	β	$P, \%$
1	r_1	r_2	β	$P, \%$	β	$P, \%$	β	$P, \%$
2	50	100	0,3333	80,95	0,25	77,62	0,25	83,33
3	50	150	0,3750	71,43	0,375	68,45	0,375	76,19
4	100	100	0,5556	80,95	0,3333	78,1	0,3333	80,95
5	100	150	0,5556	69,05	0,3750	69,05	0,3750	73,81
6	150	150	0,8333	71,43	0,5	71,43	0,5	71,43
7	200	200	0,6667	61,90	0,6667	61,90	0,6667	61,90

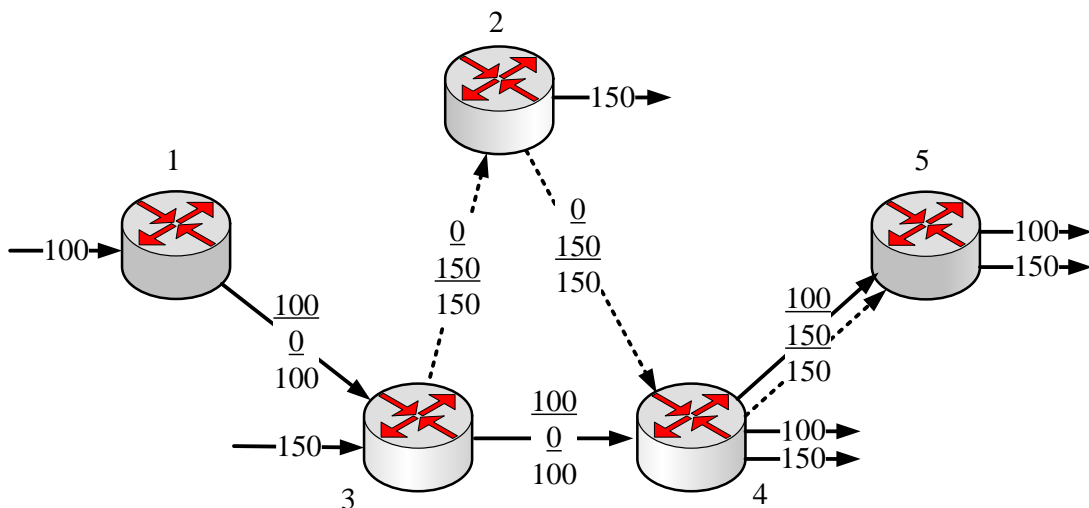


Рис. 3.6. Порядок багатоадресної маршрутизації та SE-резервування ресурсів при використанні критерію оптимальності (3.5)

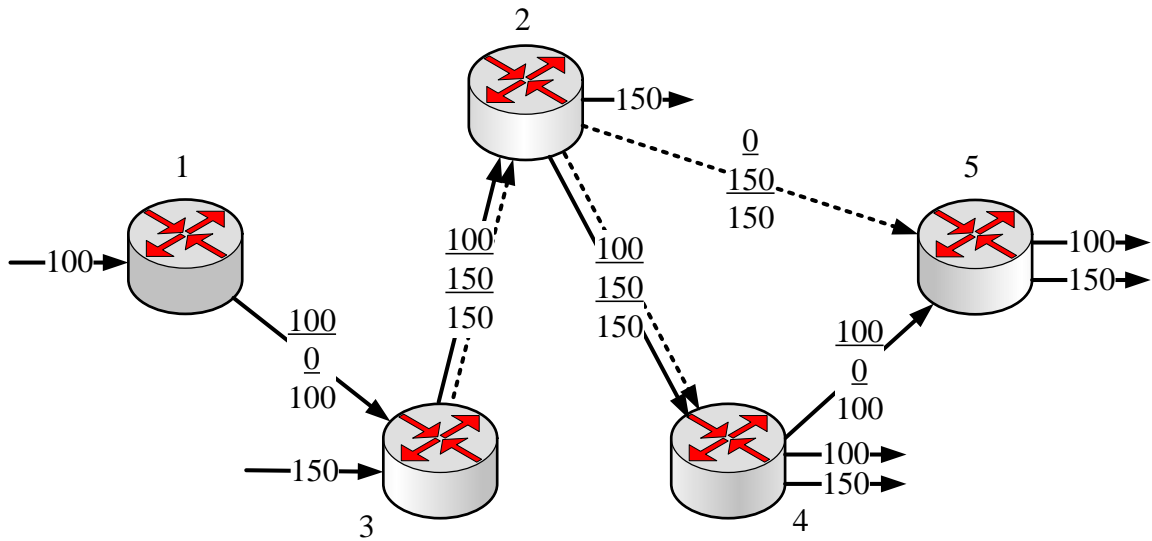


Рис. 3.7. Порядок багатоадресної маршрутизації та SE-резервування ресурсів при використанні критерію оптимальності (3.8)

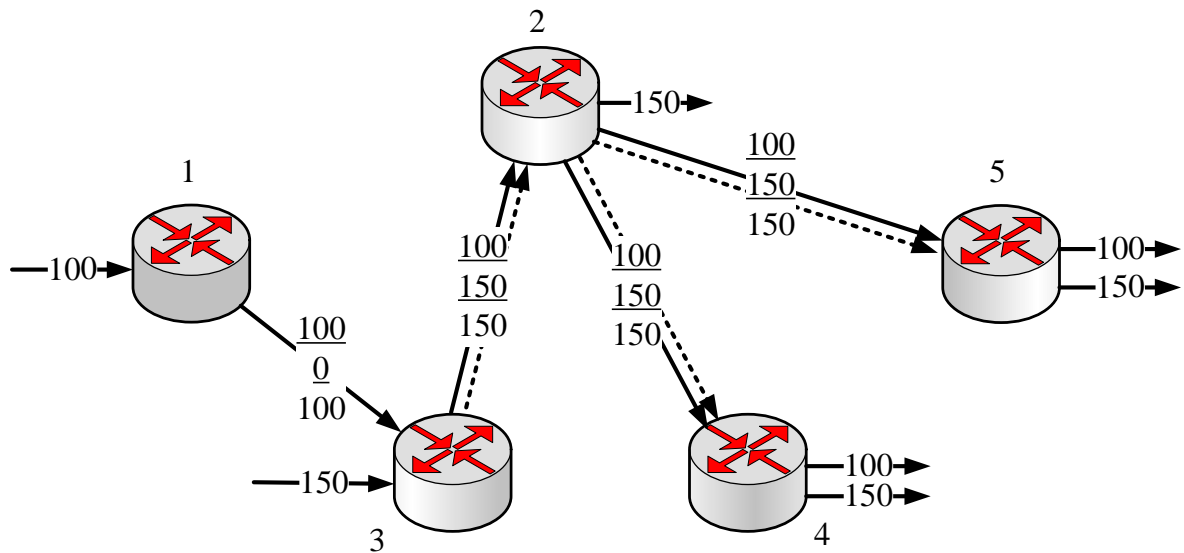


Рис. 3.8. Порядок багатоадресної маршрутизації та SE-резервування ресурсів при використанні критерію оптимальності (3.9)

В критеріях (3.5) і (3.9) метрика $g_{(i,j)}^s = 10^2 / \varphi_{(i,j)}$, щоб забезпечити використання в ході резервування і подальшої маршрутизації найбільш продуктивних каналів.

За результатами розрахунків, частина з яких представлені в табл. 3.1 і на рис 3.6-3.8, і подальшого їх порівняння можна зробити наступні висновки:

1) використання критерію (3.8) завжди гарантує кращі значення верхнього порогу використання пропускної здатності каналів зв'язку (3.7) в ході її резервування, проте, як правило, поступається порівнюваним рішенням за показником (3.10);

2) використання критерію (3.5), як правило, негативно позначається на рівні збалансованого використання каналного ресурсу мережі (3.7), але дещо покращує показник (3.10) в порівнянні з рішеннями, отриманими на основі критерію (3.8);

3) застосування критерію (3.9) в переважній більшості випадків призводило як до покращення показника (3.10), що характеризує обсяг зекономленого каналного ресурсу в середньому від 3,5% до 11%, так і рівня збалансованого використання пропускної здатності каналів зв'язку мережі (3.7);

4) з ростом завантаженості мережі (варіанти розрахунків 6 і 7 в табл. 3.1) результативність порівнюваних рішень за показником (3.10) практично вирівнювався, так як не було простору для балансування використання ресурсів;

5) з ростом розмірності мережі (кількості маршрутизаторів і каналів зв'язку), числа потоків і SE-груп в цілому вигреш від використання критерію (3.9) підвищувався;

б) використання пропонованої моделі розрахунків (2.1)-(2.9), (3.1)-(3.5) та критерію (3.9) забезпечило покращення одержуваних результатів як за показником (3.7), так і за показником (3.10) в середньому на 28-35% в

порівнянні з розподіленим (неузгодженим) рішенням задач багатоадресної маршрутизації і резервування каналних ресурсів, що використовується в сучасних мережних протоколах.

У зв'язку з цим, ґрунтуючись на результатах проведених досліджень, можна рекомендувати до використання критерій (3.9), використання якого є найбільш результативним з точки зору як збалансованого використання мережного ресурсу, так і з точки зору забезпечення максимальної продуктивності мережі в цілому.

3.4. Висновки до третього розділу

1. У розділі отримала подальший розвиток математична модель маршрутизації багатоадресних потоків в напрямку підтримки спільного явного резервування каналного ресурсу, яка представлена виразами (2.1)-(2.9), (3.1)-(3.9). Новизна моделі полягає, по-перше, в забезпеченні погодженого розв'язання задач багатоадресної маршрутизації та резервування каналного ресурсу, а по-друге, в модифікації системи умов щодо запобігання перевантаження каналів зв'язку при здійсненні спільного явного резервування, при якому каналний ресурс виділявся одночасно декільком багатоадресним потокам, перелік яких задавався в явному вигляді.

2. Запропоновано систему критеріїв оптимальності (3.5), (3.8) та (3.9) процесів маршрутизації та резервування каналного ресурсу в телекомунікаційній мережі. Критерії орієнтують на оптимальне (мінімальне та збалансоване) використання доступного каналного ресурсу при його резервуванні та маршрутизації багатоадресних потоків. За результатами використання запропонованих критеріїв оптимальності технологічна задача щодо маршрутизації багатоадресних потоків з

підтримкою спільного явного резервування каналного ресурсу в телекомунікаційній мережі була зведена до оптимізаційної.

3. В залежності від реалізованої стратегії (одно- або багатошляхової) багатоадресної маршрутизації сформульована оптимізаційна задача відносилась до класу задач змішаного цілочисельного лінійного програмування при реалізації одношляхової багатоадресної маршрутизації, тобто при введені умов (3.3) та (3.4), або до класу задач змішаного цілочисельного нелінійного програмування при реалізації багатошляхової багатоадресної маршрутизації, тобто при введені білінійних умов (3.2).

4. Результати проведених досліджень показали, що застосування запропонованої моделі маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування каналного ресурсу в телекомунікаційній мережі дозволило зменшити обсяг використаного каналного ресурсу від 15% до 20% при реалізації одношляхової маршрутизації, та на 24-30% – при використанні багатошляхової багатоадресної маршрутизації. Це вдалось за рахунок забезпечення узгодженості рішень задач багатоадресної маршрутизації та організації спільного явного резервування каналного ресурсу в ТКМ.

5. Ґрунтуючись на результатах проведених досліджень, рекомендовано до використання критерій (3.9), використання якого найбільш результативно з точки зору як збалансованого використання мережного ресурсу, так і з точки зору забезпечення максимальної продуктивності мережі в цілому. Зі зростанням розмірності мережі (кількості маршрутизаторів і каналів зв'язку), числа потоків і SE-груп в цілому вигравш від використання критерію (3.9) порівняно з іншими критеріями оптимальності, що аналізувались, підвищувався. В цілому використання запропонованої моделі розрахунків (2.1)-(2.9), (3.1)-(3.5) та критерію (3.9) забезпечило покращення одержуваних результатів як за показником (3.7), так і за показником (3.10) в середньому на 28-35% в

порівнянні з розподіленим (неузгодженим) розв'язанням задач багатоадресної маршрутизації та резервування каналних ресурсів, що використовується в сучасних мережних протоколах.

РОЗДІЛ 4

МОДЕЛЬ БАЛАНСУВАННЯ НАВАНТАЖЕННЯ ПРИ БАГАТОШЛЯХОВІЙ МАРШРУТИЗАЦІЇ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ З НЕОДНОРІДНОЮ АРХІТЕКТУРОЮ

З точки зору розв'язання маршрутних задач як еталонну нерідко використовують математичну модель балансування навантаження, яка описана в роботах [70-72] та орієнтована на мінімізацію верхнього порогового значення завантаженості каналів зв'язку ТКМ. Це, як відомо [63, 64, 73, 77, 78], сприяє поліпшенню QoS-показників. Цей же підхід знайшов своє використання і при викладенні матеріалу другого та третього розділів даної дисертаційної роботи.

Однак, як показано в роботі [73], підхід, заснований на мінімізації верхнього рівня завантаженості каналів зв'язку мережі, забезпечує відносно невисоку ефективність рішень задач багатошляхової маршрутизації в ТКМ, що мають неоднорідну архітектуру. При цьому архітектурна неоднорідність може бути викликана як структурними особливостями побудови мережі [73], так і функціональною асиметрією, що виявляється, наприклад, в такому розподілі пропускної здатності каналів зв'язку, що в підсумку може викликати утворення в ТКМ «вузьких місць», завантаженість яких і буде визначати максимальні значення завантаженості елементів мережі. Це негативно відбивається на оптимізації використання каналів зв'язку, що не входять до «вузького місця» мережі, але від завантаженості яких також багато в чому залежать значення міжкінцевих QoS-показників, зокрема і середня міжкінцева затримка пакетів. Тому четвертий розділ присвячений удосконаленню процесів балансування навантаження при вирішенні завдань багатошляхової маршрутизації в ТКМ з неоднорідною архітектурою.

4.1. Опис базової ТЕ-моделі балансування навантаження при розв'язанні задач одноадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі

Як показано в роботах [70, 71], що присвячені моделюванню задач Traffic Engineering, при описі задач багатошляхової маршрутизації для кожного k -го потоку відомі наступні вихідні дані:

r_k – середня пакетна швидкість (інтенсивність), яка вимірюється в пакетах за секунду (1/с);

s_k та d_k – маршрутизатор-джерело та маршрутизатор-одержувач пакетів k -го одноадресного потоку відповідно.

Тоді порядок одноадресної маршрутизації та балансування навантаження в ТКМ визначають маршрутні змінні $x_{(i,j)}^k$, кожна з яких характеризує долю (частину) k -го потоку, що протікає в каналі зв'язку між i -м та j -м маршрутизаторами. Виходячи з фізичного змісту введених маршрутних змінних, на них накладаються умови виду

$$0 \leq x_{i,j}^k \leq 1. \quad (4.1)$$

Введення обмежень (4.1) відповідає за реалізацію в ТКМ багатошляхової стратегії маршрутизації, але не забороняючи при цьому використання й одношляхових рішень, при якій змінні $x_{(i,j)}^k$ можуть приймати крайні зі своїх можливих значень – нуль або одиницю (4.1). Крім того, в ході розрахунку маршрутних змінних повинні виконуватися умови збереження потоку на маршрутизаторах ТКМ [70, 71]:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{(j,i)}^k = 1, k \in K, i = s_k, \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{(j,i)}^k = 0, k \in K, i \neq s_k, d_k, \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{(j,i)}^k = -1, k \in K, i = d_k. \end{array} \right. \quad (4.2)$$

В ході виконання умов (4.2) гарантується відсутність втрат пакетів на кожному маршрутизаторі та в мережі в цілому, а також забезпечується зв'язність розрахованих маршрутів між джерелом та отримувачем пакетів k -го потоку.

Для запобігання перевантаження каналів зв'язку ТКМ необхідно забезпечити виконання наступних умов [70, 71]:

$$\sum_{k \in K} r_k \cdot x_{(i,j)}^k \leq \alpha \cdot \varphi_{(i,j)}, \quad (i, j) \in E, \quad (4.3)$$

число яких відповідає кількості каналів зв'язку в ТКМ.

В умовах (4.3) невідомий параметр α – додатково введена керуюча змінна, на яку відповідно до її фізичного змісту накладається таке обмеження:

$$0 \leq \alpha \leq 1. \quad (4.4)$$

Якщо умови (4.3) записати у вигляді

$$\frac{\lambda_{(i,j)}}{\varphi_{(i,j)}} \leq \alpha, \quad (i, j) \in E$$

при $\lambda_{(i,j)} = \sum_{k \in K} r_k \cdot x_{(i,j)}^k$, то з урахуванням рівності

$$\rho_{(i,j)} = \frac{\lambda_{(i,j)}}{\varphi_{(i,j)}}$$

можна стверджувати, що змінна α фактично характеризує максимальне значення порога завантаженості (коефіцієнта використання) каналів зв'язку мережі.

Для підвищення якості обслуговування в ході реалізованого балансування навантаження в ТКМ цю змінну необхідно мінімізувати, визначаючи тим самим вид критерію оптимальності рішень щодо маршрутизації та балансуванню навантаження в мережі [70, 71]

$$\alpha \rightarrow \min . \quad (4.5)$$

Оптимізаційна задача (4.1)-(4.5) відноситься до класу задач лінійного програмування, тому що цільова функція (4.5), що підлягає мінімізації, лінійна, як і лінійні всі введені на маршрутні змінні $x_{(i,j)}^k$ (4.1)-(4.3) і керуючу змінну α (4.3), (4.4) обмеження. Вона може бути ефективно розв'язана за допомогою відповідних методів, наприклад, симплекс-методу, «гілок і меж», динамічного програмування та ін. При цьому розмірність даної оптимізаційної задачі відповідає числу змінних, що розраховуються, і становить $|K| \cdot |E| + 1$.

При розв'язанні сформульованої оптимізаційної задачі результуюче мінімальне значення змінної α відповідно до умов (4.3) і (4.4) кількісно відповідає коефіцієнту використання найбільш завантаженого каналу. Як показано в роботах [63, 64], крім лінійності, незаперечною перевагою даної моделі (4.1)-(4.5) також є те, що при зростанні навантаження на мережу порогове значення змінної α збільшується лінійно, сприяючи тим самим прогнозованій (без різких коливань) зміні основних показників якості

обслуговування – середньої затримки, джиттера і ймовірності втрат пакетів.

4.2. Приклади неефективного балансування навантаження в телекомунікаційній мережі, організованого на основі ТЕ-моделі

Мінімізація верхнього порогу завантаженості каналів зв'язку мережі (4.5) не завжди сприяє максимально ефективному покращенню показників якості обслуговування в ТКМ, і це показано в роботі [73]. Зокрема, це характерно для випадку, коли ТКМ має неоднорідну архітектуру, що супроводжується асиметрією в продуктивності окремих її мережних фрагментів. Як приклад, на графі, що моделює структуру телекомунікаційної мережі, можуть бути присутні розрізи з невисокою пропускною здатністю. На рис. 4.1 показана структура ТКМ, яка може бути описана роздільним графом. Вершини, що моделюють четвертий і п'ятий маршрутизатори, називаються точками зчленування, а дуга, що описує канал між цими маршрутизаторами, іменується мостом. Видалення цих вершин або дуги призведе до того, що граф, який описує структуру ТКМ (рис. 4.1), розпадеться на дві зв'язні компоненти.

Продемонструємо недоліки ТЕ-моделі (4.1)-(4.5) на конкретному числовому прикладі. Нехай необхідно передати потік пакетів інтенсивністю 400 1/с від першого маршрутизатора до восьмого. В результаті оптимального балансування навантаження в ТКМ за допомогою ТЕ-моделі (4.1)-(4.5) встановлено, що мінімальне значення верхнього порогу завантаженості каналів зв'язку становить $\alpha = 0,8$. У розривах каналів зв'язку вказано дріб: у чисельнику – інтенсивність потоку, що протікає по ньому ($1/с$), а в знаменнику – пропускна здатність того ж каналу ($1/с$). На розглянутій структурі мережі канал, що з'єднує четвертий і п'ятий маршрутизатори, є «вузьким місцем» (bottleneck) мережі при

передачі пакетів в зазначеному напрямку зв'язку. Коефіцієнт використання саме цього каналу дорівнює 0,8.

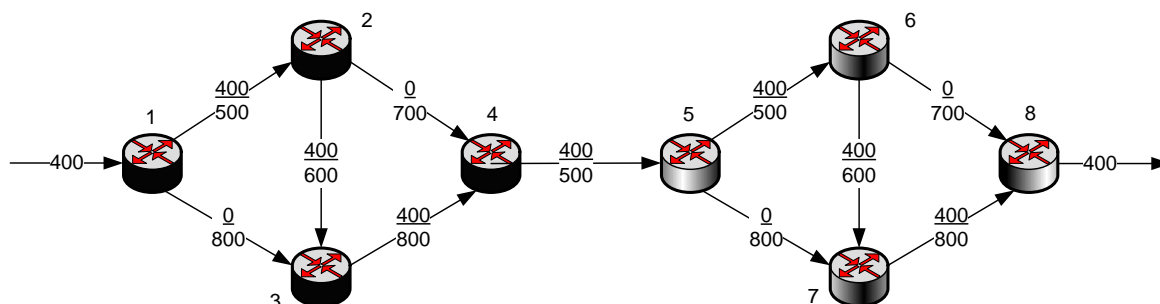


Рис. 4.1. Приклад структури ТКМ, що може бути описана роздільним графом, та обраного шляху між першим та восьмим маршрутизаторами

Важливо відзначити, що неможливість в ході балансування навантаження знизити коефіцієнт використання каналу, представленого дугою (4, 5), не сприяє покращенню коефіцієнтів використання й інших каналів. Так, на рис. 4.1 показано маршрут від першого до восьмого маршрутизатора, який проходить через маршрутизатори $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 6 \rightarrow 7 \rightarrow 8$ та є оптимальним за критерієм (4.5). Незавжно перевірити, що розрахований шлях проходить через всю множину маршрутизаторів ТКМ і містить сім каналів зв'язку, які мають далеко не найвищу пропускну здатність. Крім того, дане рішення навіть не відноситься до багатошляхової маршрутизації, тому що засноване на використанні єдиного зазначеного вище маршруту. Це є суттєвим недоліком ТЕ-моделі (4.1)-(4.5).

Однак отримане рішення задачі балансування навантаження, що представлено на рис. 4.1 і забезпечує мінімально допустиме значення порогу $\alpha = 0,8$, не є єдиним можливим. Це ж значення критерію забезпечить і розрахунок ряду інших маршрутів (табл. 4.1), наприклад, $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 6 \rightarrow 8$ або $1 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 7 \rightarrow 8$, так як визначальним при розрахунку верхнього порогу завантаженості каналів зв'язку ТКМ є

коефіцієнт використання каналу (4, 5). Незважаючи на те, що пропускні здатності цих маршрутів однакові й дорівнюють 500 1/с, але середні міжкінцеві затримки пакетів, що забезпечуються ними, істотно різняться (табл. 4.1). Для розрахунку середньої міжкінцевої затримки пакетів k -го потоку використовувався вираз [88-90]:

$$\tau^k = \sum_{p \in P} x_p^k \tau_p^k, \quad (4.6)$$

де P – множина шляхів між парою маршрутизаторів «джерело» та «одержувач»;

x_p^k – доля k -го потоку, що протікає за p -м шляхом;

$$\tau_p^k = \sum_{(i,j) \in p} \tau_{(i,j)}^k \quad (4.7)$$

– середня затримка пакетів k -го потоку вздовж p -го шляху;

$\tau_{(i,j)}^k$ – середня затримка пакетів k -го потоку в каналі, представленого дугою (i, j) .

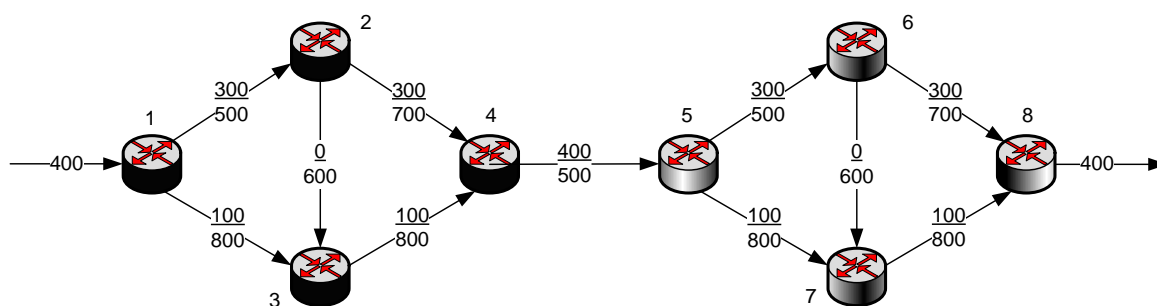
Для прикладу, в ході розрахунків функціонування каналу зв'язку моделювалось системою масового обслуговування М/М/1 [89, 90], припускаючи, що

$$\tau_{(i,j)}^k = \frac{1}{\varphi_{(i,j)} - \sum_{k \in K} r_k \cdot x_{(i,j)}^k}. \quad (4.8)$$

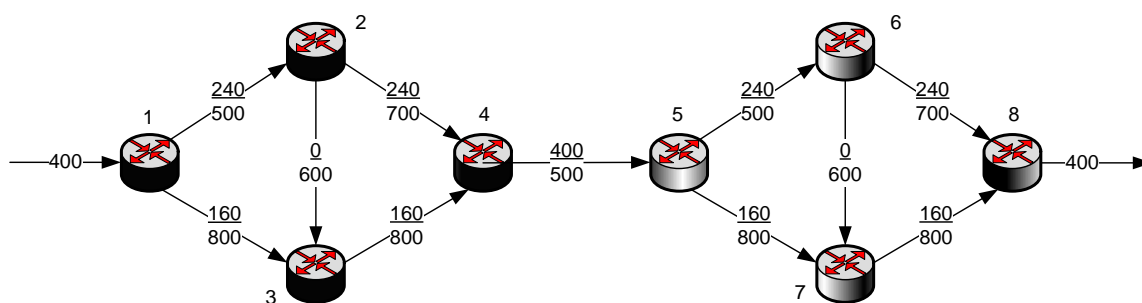
**Характеристика використаних маршрутів для структури ТКМ,
наведеної на рис. 4.1**

Номер маршруту	Маршрут	Кількість використаних каналів зв'язку	Пропускна здатність маршруту (1/с)	Середня міжкінцева затримка пакетів (мс)
1	1→2→3→4→5→6→7→8	7	500	45
2	1→3→4→5→6→8	6	500	40,8
3	1→2→4→5→7→8	6	500	32,5
4	1→2→4→5→6→8	5	500	36,7
5	1→2→4→5→6→7→8	6	500	40,8
6	1→2→4→5→7→8	5	500	28,3
7	1→3→4→5→7→8	5	500	20
8	1→3→4→5→6→8	5	500	28,3
9	1→3→4→5→6→7→8	6	500	32,5

Ці ж висновки справедливі і для рішення, представленого на рис. 4.2, на якому показані два вибірових варіанти розрахунку мультишляхів від першого маршрутизатора до восьмого. Під мультишляхом будемо розуміти множину шляхів, які використовуються для передачі пакетів одного й того ж потоку. Рішення, засновані на використанні одночасно двох шляхів $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 6 \rightarrow 8$ та $1 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 7 \rightarrow 8$, визначають однакові мінімальні значення порогу $\alpha = 0,8$.



а)



б)

Рис. 4.2. Приклади балансування навантаження за двома маршрутами між першим та восьмим маршрутизаторами

Однак балансування навантаження уздовж цих шляхів (рис. 4.2) організовано по-різному (табл. 4.2), що відбивається відповідно до формул (4.6)-(4.8) на результуючих значеннях середньої міжкінцевої затримки пакетів.

Як показано в табл. 4.2, балансування навантаження уздовж множини використаних маршрутів може як покращити середню міжкінцеву затримку пакетів (мультишлях №2 з табл. 4.2) у порівнянні з найбільш ефективним одношляховим рішенням (маршрут №7 з табл. 4.1), так і погіршити (мультишлях №1 з табл. 4.2).

Характеристика використаних мультишляхів (рис. 4.2)

Номер мультишляху	Маршрути, що входять в мультишлях	Доля потоку, що протікає вздовж шляху	Швидкість передачі пакетів (1/с)	Середня затримка пакетів вздовж маршруту (мс)	Середня міжкінцева затримка пакетів (мс)
1	1→2→4→5→6→8	0,75	300	25	22,7
	1→3→4→5→7→8	0,25	100	15,7	
2	1→2→4→5→6→8	0,6	240	22	19,7
	1→3→4→5→7→8	0,4	160	16,3	

Однак для розглянутої структури мережі (рис. 4.1) ТЕ-модель (4.1)-(4.5) не відповідає на питання щодо обґрунтування рішення, що сприяє максимальному покращенню рівня QoS, тому що представлені в табл. 4.1 і табл. 4.2 рішення є з точки зору критерію (4.5) оптимальними. Тому ТЕ-модель, представлену виразами (4.1)-(4.5), необхідно вдосконалити з метою мінімізації зазначених недоліків, однак без істотного ускладнення обчислювальної реалізації отримання кінцевих рішень.

4.3. Аналіз напрямків удосконалення базової ТЕ-моделі балансування навантаження в мережі

Для деяких окремих випадків, що обмежуються поданням мережі у вигляді роздільного графу, в роботі [73] пропонується здійснювати балансування навантаження «за частинами», тобто окремо в кожній зв'язній компоненті графу, з'єднаних мостом через точки зчленування. В цьому випадку максимальна завантаженість каналів зв'язку мережі, представлена значенням змінної α , буде відповідати коефіцієнту

використання каналу, що моделюється мостом графа. Оптимізація балансування в зв'язних компонентах мережі, з'єднаних мостом, дозволяє покращити кінцеві рішення з точки зору підвищення якості обслуговування [73].

Однак подібний підхід адекватно може бути застосований лише в тих, випадках, коли фізична або логічна архітектура мережі може бути представлена роздільним графом з декількома точками зчленування і мостом. Якщо ж низькопродуктивна ділянка (вузьке місце) мережі на графовій моделі ТКМ не може бути описана єдиним мостом або ж структура мережі не містить точок зчленування, то підхід, заснований на роздільному розв'язанні задач балансування за окремими мережними фрагментами, застосувати неможливо. Це пояснюється тим, що виникає неоднозначність одержуваних рішень в зв'язних фрагментах мережі і в каналах зв'язку, які утворюють «вузьке місце» ТКС, супроводжуючись порушенням зв'язності міжкінцевих маршрутів або порядком балансування навантаження в них. Тому в роботі [72] удосконалення базової ТЕ-моделі (2.1)-(2.5) стосується не перегляду порядку розрахунку маршрутних змінних, а заміни самого виду використовуюваного критерію оптимальності і закладеної в його основу цільової функції.

Як правило, для підвищення чутливості критерію оптимальності до завантаженості не тільки «вузького місця» мережі, але й інших каналів зв'язку в критерій вводять складові, чисельно пов'язані з коефіцієнтом використання всіх каналів ТКМ. При цьому за аналогією з підходом, викладеним в статті [72], цільова функція, що підлягає мінімізації, може зберігати свій лінійний вид

$$J_l = \vec{f}^t \cdot \vec{x} + g \cdot \alpha \rightarrow \min, \quad (4.9)$$

де \vec{x} – вектор маршрутних змінних $x_{(i,j)}^k$;

\vec{f} – вектор маршрутних метрик, координатами якого є величини $1/\varphi_{(i,j)}$, що орієнтує на включення в оптимальний шлях (мультишлях) каналів зв'язку з найбільшою пропускнуою здатністю;

g – додатній ваговий коефіцієнт, величина якого визначає важливість другого доданка в критерії (4.9);

$[\cdot]^t$ – операція транспонування матриці (вектору).

Для того, щоб мінімізувати в першу чергу верхній поріг завантаженості каналів ТКМ, тобто другий доданок у виразі (4.9), значення коефіцієнта g необхідно обирати досить великим.

Крім того, в роботі пропонується критерій оптимальності, який модифікує вираз (4.9) та набуває вигляду:

$$J_{lq} = \vec{x}^t \cdot H_x \cdot \vec{x} + g \cdot \alpha \rightarrow \min . \quad (4.10)$$

де H_x – діагональна матриця розміру $|E| \cdot |K| \times |E| \cdot |K|$, координатами якої є маршрутні метрики (величини $1/\varphi_{(i,j)}$).

Таким чином, критерій (4.10) носить лінійно-квадратичний характер, тому що перший доданок має квадратичну форму від вектору маршрутних змінних, а другий – лінійна функція від порогового значення завантаженості каналів зв'язку ТКМ. Введення квадратичного доданка в критерій (4.10) переслідувало дві основні цілі:

- по-перше, забезпечення більш детального врахування завантаженості кожного каналу зв'язку мережі окремо, що сприяє вибору в ході маршрутизації шляхів з максимальною пропускнуою здатністю та мінімальним числом переприйомів;
- по-друге, реалізація багатопляхової стратегії маршрутизації.

Щоб зберегти основну функціональну можливість моделі (4.1)-(4.5) з точки зору відповідності вимогам концепції Traffic Engineering, другий

доданок в критерії (4.10) має бути визначальним, що досягається вибором вагового коефіцієнта згідно з умовою $g \gg 1$.

На рис. 4.3 показано приклад розв'язання поставленої задачі при колишніх вихідних даних (рис. 4.1), але з використанням критерію (4.10), наприклад, при $g = 10^5$. На цьому рисунку, як і раніше, в розривах каналів зв'язку вказано дріб: у чисельнику – інтенсивність потоку, що протікає по цьому каналі ($1/c$), а в знаменнику – пропускна здатність цього ж каналу ($1/c$).

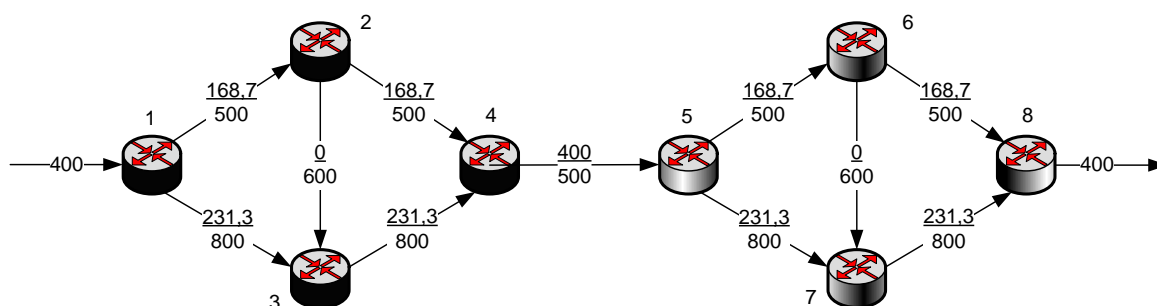


Рис. 4.3. Порядок балансування навантаження в мережі при використанні критерію (4.10)

В ході застосування критерію (4.10) мінімальне значення верхнього порогу завантаженості каналів зв'язку таке ж, як і при використанні критерію (4.5), і становить $\alpha = 0,8$. Однак середня міжкінцева затримка пакетів, яка розрахована відповідно до формул (4.6)-(4.8), для рішення, показаного на рис. 4.3, становить вже 18,2 мс (табл. 4.3), що на 9% і 23% краще, ніж найбільш ефективні (табл. 4.1) одношляхові рішення (20 мс і 28,3 мс) і на 8% і 20% краще, ніж представлені в табл. 4.2 багатошляхові рішення (19,7 мс і 22,7 мс).

Характеристика мультишляхів (рис. 4.3), отриманих на підставі використання критерію (4.10)

Оптимальний мультишлях	Доля потоку, що протікає вздовж шляху	Швидкість передачі пакетів (1/с)	Середня затримка вздовж шляху (мс)	Середня міжкінцева затримка пакетів (мс)
1→2→4→5→6→8	0,42	168,7	19,8	18,2
1→3→4→5→7→8	0,58	231,3	17,0	

Важливо відзначити, що структура ТКМ, яка математично представляється роздільним графом або близьким до нього, не обов'язково пов'язана лише з особливостями фізичної топології мережі. Подібна логічна конфігурація, наприклад в протоколі CSPF (Constrained Shortest Path First), може бути викликана перевантаженням окремих каналів зв'язку, коли для передачі пакетів між сильнозв'язними та продуктивними мережними фрагментами доступні один або два низькопродуктивних (з огляду на свою завантаженість) каналів зв'язку.

У зв'язку з цим в даній роботі проведено дослідження, яке полягає в порівняльному аналізі рішень задачі балансування навантаження в ТКМ з неоднорідною архітектурою, одержуваних на основі використання різних критеріїв оптимальності (4.5), (4.9) і (4.10). Як показник ефективності одержуваних рішень виступали значення середньої міжкінцевої затримки пакетів [88], яка для кожного з потоків розраховувалася відповідно до формул (4.6), (4.7). Без втрати загальності одержуваних результатів передбачалося, що для обчислення середньої затримки пакетів в каналі використовувався вираз [88-90]

$$\tau_{(i,j)} = \frac{1}{\varphi_{(i,j)}} + \rho_{(i,j)} \frac{\rho_{(i,j)}^{1/2(1-H)}}{(1-\rho_{(i,j)})^{H/(1-H)} \sum_{k \in K} r_k \cdot x_{(i,j)}^k}, \quad (4.11)$$

де

$$\rho_{(i,j)} = \frac{\sum_{k \in K} r_k \cdot x_{(i,j)}^k}{\varphi_{(i,j)}}$$

– коефіцієнт використання каналу, представленого дугою (i, j) ;

$0,5 \leq H \leq 1$ – параметр самоподібності (параметр Херста), значення якого залежить від типу трафіка, що передається в мережі (табл. 4.4) [88].

Таблица 4.4

**Значення параметра Херста при моделюванні різних типів трафіка
(відповідно до рекомендацій ITU-T Q.3925)**

Тип трафіка		Тип потоку	Діапазон значень параметра Херста (H)
WWW-трафік		самоподібний	$H=0,7 \dots 0,9$
Передача даних (файлів)			$H=0,85 \dots 0,95$
Електронна пошта (e-mail)			$H=0,75$
Одноранговий (P2P) трафік			$H=0,55 \dots 0,6$
Трафік IPTV	одноадресний		$H=0,75 \dots 0,8$
	багатоадресний		$H=0,55 \dots 0,6$
Трафік телеметрії в сенсорних мережах			$H=0,67 \dots 0,69$

Таку затримку (4.11) будуть відчувати всі пакети потоків, які претендують на пропускну здатність каналу, задану величиною $\varphi_{(i,j)}$. Тому в формулі (4.11) в позначенні величини $\tau_{(i,j)}$ індекс k опущено.

4.4. Порівняльний аналіз рішень задачі балансування навантаження в телекомунікаційній мережі з неоднорідною архітектурою

Порівняльний аналіз рішень задачі балансування навантаження в ТКМ з неоднорідною архітектурою, які одержувалися на основі використання різних критеріїв оптимальності (4.5), (4.9) і (4.10), проведено на ряді мережних архітектур, що відрізнялись за розміром, ступенем неоднорідності та продуктивністю. Для наочності результати порівняльного аналізу будуть представлені на прикладі чотирьох мережних конфігурацій.

Так, на рис. 4.4 представлена ТКМ, структурна неоднорідність якої полягає в тому, що мережа може бути описана роздільним графом, в якому точкою зчленування виступає вершина, що моделює третій маршрутизатор. Саме при виході з ладу даного маршрутизатора вихідна ТКМ розпадеться на дві зв'язних компоненти, перша з яких включає в себе перший, другий і четвертий маршрутизатори, а друга – маршрутизатори з номерами п'ять, шість, сім і вісім. На рис. 4.4 в розривах каналів зв'язку вказані їх пропускі здатності. Перший маршрутизатор виступає джерелом, а восьмий – одержувачем пакетів, переданих, наприклад, з інтенсивністю 400 1/с. Функціональна неоднорідність представленої на рис. 4.4 архітектури ТКМ визначається тим, що при передачі пакетів від першого маршрутизатора до восьмого в мережі формується розріз мережі, що має дуже обмежену продуктивність - «вузьке місце» в порівнянні з іншими розрізами.

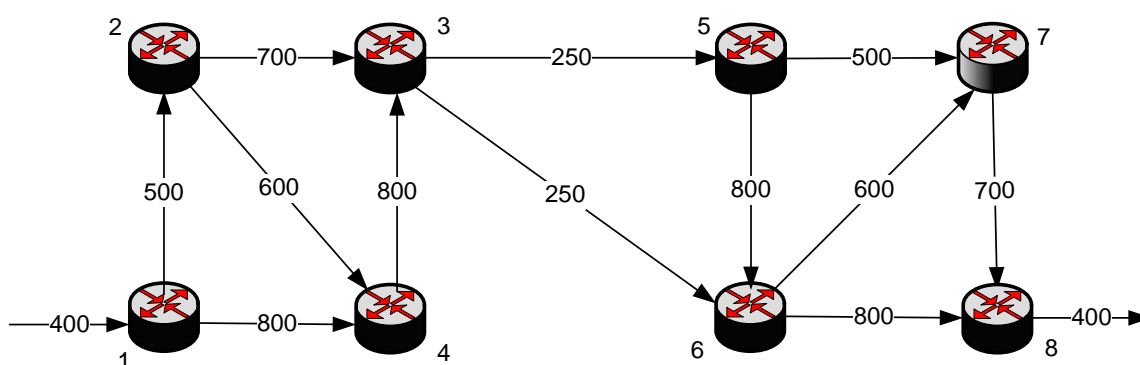
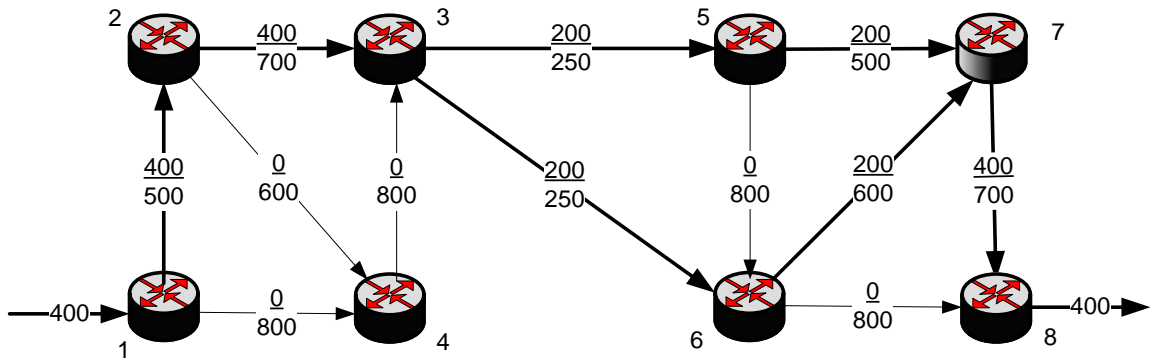


Рис. 4.4. Приклад першої досліджуваної мережної архітектури

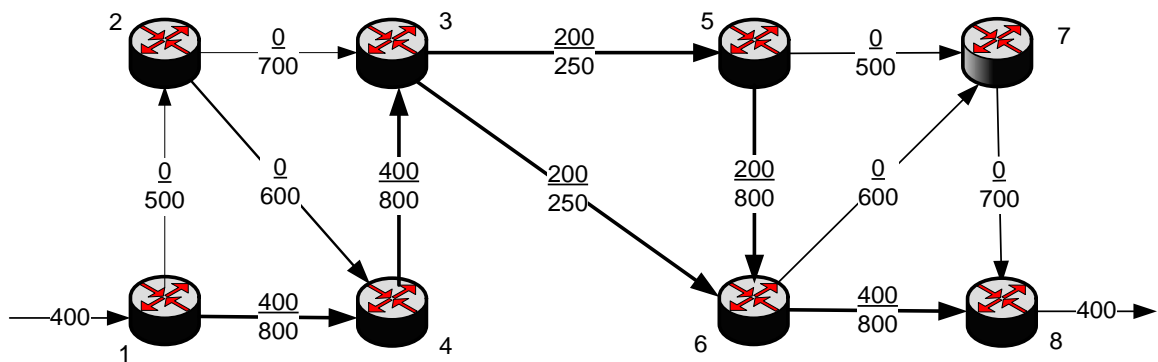
Цей розріз включає в себе канали, що з'єднують третій маршрутизатор з шостим і п'ятим, і має пропускну здатність 500 1/с.

На рис. 4.5 представлені приклади оптимальних рішень завдання балансування навантаження в ТКМ на основі використання моделі (4.1)-(4.4) з різними критеріями оптимальності: для критерію (4.5) – рис. 4.5 а, для критерію (4.9) – рис. 4.5 б, для критерію (4.10) – рис. 4.5 в. У розривах кожного каналу зв'язку на рис. 4.5 вказано дріб, в якому в чисельнику наведена інтенсивність переданого потоку пакетів, а в знаменнику – пропускну здатність цього каналу зв'язку.

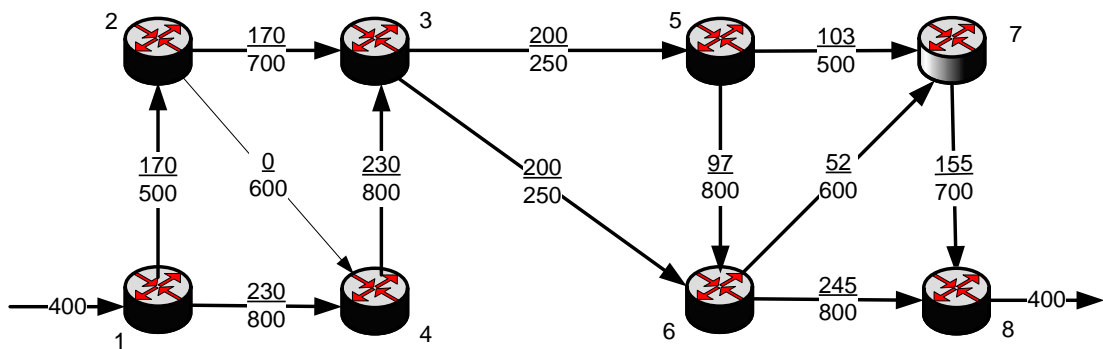
Кожне з рішень, показаних на рис. 4.5, орієнтоване на реалізацію багатошляхової стратегії маршрутизації та забезпечення однакового значення параметра $\alpha = 0,8$, яке визначається для каналів зв'язку (3, 5) і (3, 6) мінімального розрізу мережі. Однак порядок маршрутизації та балансування навантаження за каналами зв'язку, що не входять в даний розріз, при використанні різних критеріїв оптимальності досить сильно відрізняється. У табл. 4.5 детально охарактеризовані мультишляхи та шляхи, що їх утворюють, з точки зору інтенсивності переданих по ним потоків (рис. 4.5) і результуючих значень середньої міжкінцевої затримки пакетів (4.6). При цьому в табл. 4.5 результати розрахунку середньої затримки (4.6), (4.7), (4.11), для прикладу, деталізовані для значення параметра Херста $H = 0,5$.



а) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.5)



б) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.9)



в) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.10)

Рис. 4.5. Приклад розв'язання задачі балансування навантаження при використанні моделі (4.1)-(4.4) та різних критеріїв оптимальності для першої мережної архітектури (рис. 4.4)

Характеристика рішень задачі балансування навантаження при використанні різних критеріїв оптимальності для першої мережної архітектури

Використаний критерій	Маршрути, що входять до мультишляху	Доля потоку, що протікає вздовж шляху	Швидкість передачі пакетів (1/с)	Середня затримка вздовж маршруту (мс)	Середня міжкінцева затримка пакетів (мс)
(4.5)	1→2→3→5→7→8	0,5	200	40	39,6
	1→2→3→6→7→8	0,5	200	39,2	
(4.9)	1→4→3→5→6→8	0,5	200	29,2	28,3
	1→4→3→6→8	0,5	200	27,5	
(4.10)	1→4→3→6→8	0,5	200	25,3	27,1
	1→2→3→5→7→8	0,2575	103	29,3	
	1→2→3→5→6→7→8	0,13	52	30	
	1→2→3→5→6→8	0,035	14	28,1	
	1→4→3→5→6→8	0,0775	31	26,7	

На рис. 4.6 представлені результати порівняння середньої міжкінцевої затримки пакетів, одержаної при використанні критеріїв оптимальності (4.5), (4.9) та (4.10) для різних значень параметра Херста. Результати віднесені до архітектури ТКМ, наведеної на рис. 4.4. Застосування запропонованого критерію (4.10) дозволяє покращити числові значення середньої міжкінцевої затримки пакетів на 31-34% в порівнянні з використанням критерію (4.5) і на 3-4,5% в порівнянні з використанням критерію (4.9).

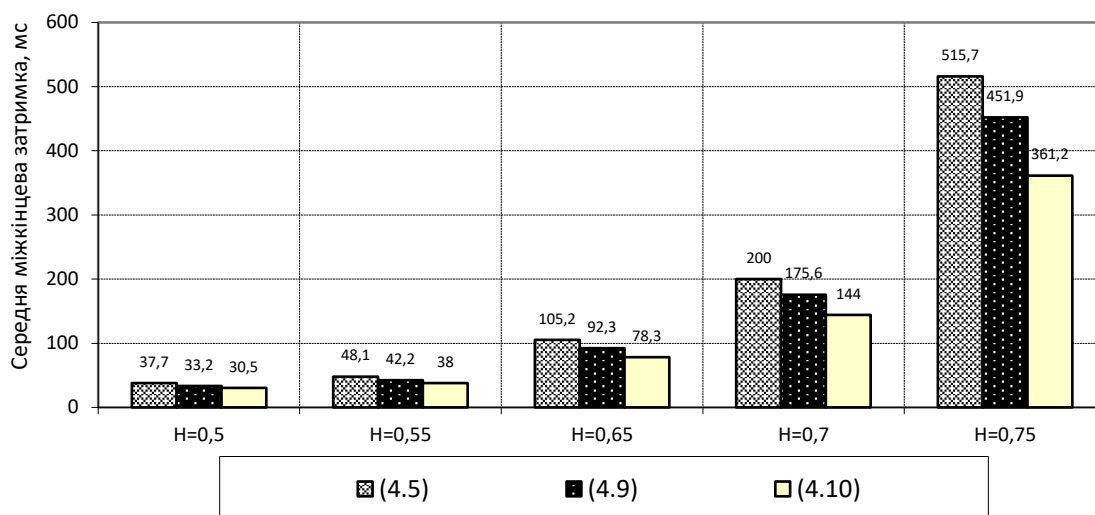


Рис. 4.6. Результати порівняння середньої міжкінцевої затримки пакетів, одержаної при використанні критеріїв оптимальності (4.5), (4.9), (4.10) для різних значень параметра Херста (архітектуру ТКМ наведено на рис. 4.4)

Другий варіант мережної архітектури, який підлягав аналізу, показано на рис. 4.7 і відрізняється від першої архітектури наявністю додатково введеного каналу між четвертим і шостим маршрутизаторами. На цьому рисунку в розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності. Як і в попередньому випадку (рис. 4.4), перший маршрутизатор виступає джерелом, а восьмий – одержувачем пакетів, переданих, наприклад, з інтенсивністю 600 1/с. Представлена на рис. 4.7 ТКМ позбавлена структурної неоднорідності, тому що не може бути представлена роздільним графом, тобто не містить ні точок зчленування, ні мостів. Однак дана мережна архітектура має функціональну неоднорідність, бо розріз, представлений каналами (3, 5), (3, 6), (4, 6), є мінімальним, маючи пропускну здатність 750 1/с, що приблизно в два рази менше, ніж продуктивність будь-якого іншого розрізу мережі.

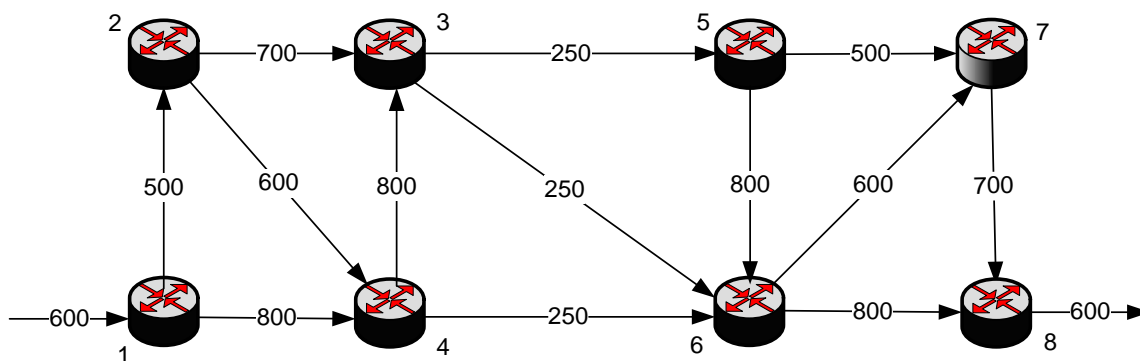
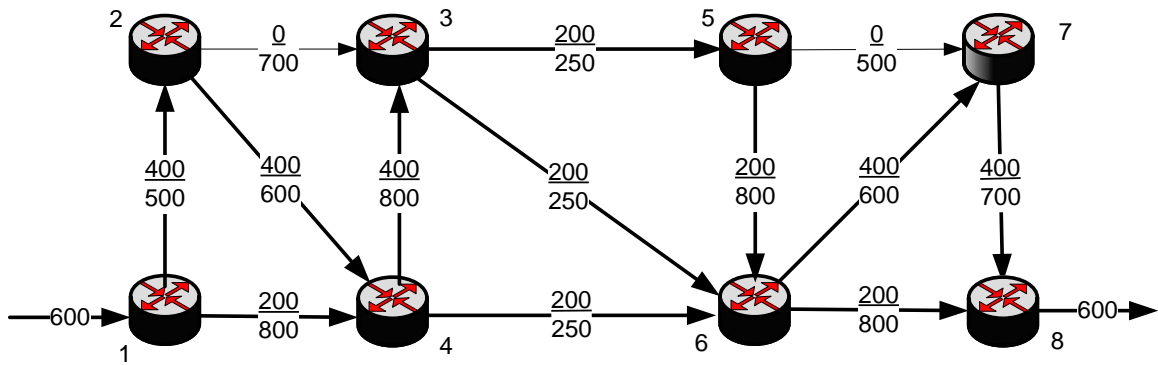
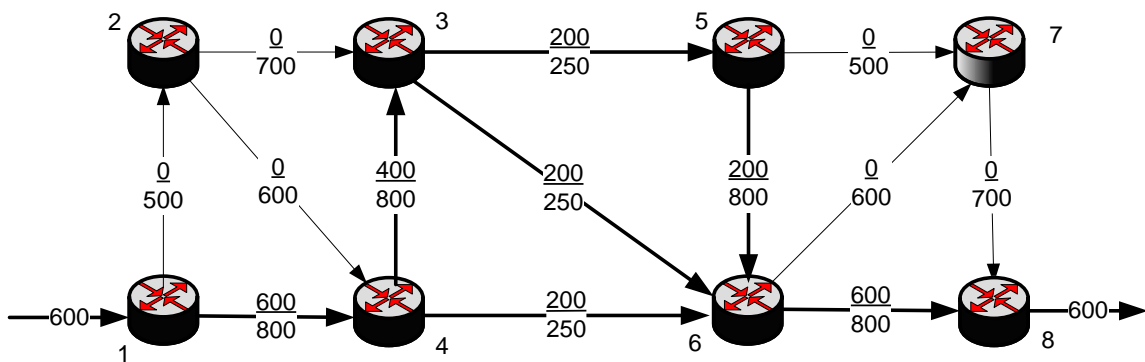


Рис. 4.7. Приклад другої досліджуваної мережної архітектури

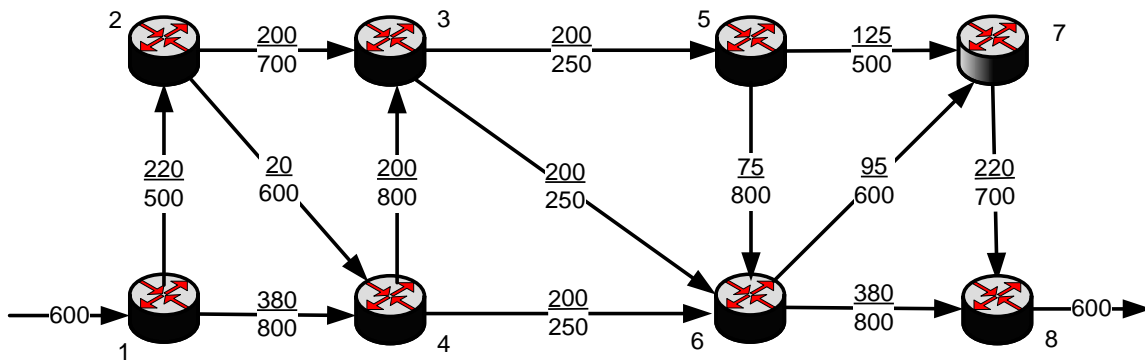
На рис. 4.8 представлені приклади варіантів вирішення завдання балансування навантаження в ТКМ, представленій на рис. 4.7, на основі використання моделі (4.1)-(4.4) з різними критеріями оптимальності: для критерію (4.5) – рис. 4.7 а, для критерію (4.9) – рис. 4.7 б, для критерію (4.10) – рис. 4.7 в. За аналогією з рис. 4.5 в розривах кожного каналу зв'язку на рис. 4.8 вказано дріб, в якому в чисельнику наведено інтенсивність потоку пакетів, а в знаменнику – пропускну здатність даного каналу зв'язку. Як і для раніше отриманих результатів (рис. 4.5), кожне з представлених на рис. 4.8 рішень має дві загальні особливості: по-перше, використовується багатопляхова стратегія маршрутизації, а по-друге, забезпечуються однакові значення максимальної завантаженості каналів зв'язку ТКМ ($\alpha = 0,8$) через наявність мінімального розрізу, представленого каналами (3, 5), (3, 6), (4, 6). Використання різних за формою критеріїв оптимальності визначає і відмінний порядок маршрутизації і балансування навантаження в ТКМ, що особливо характерно для каналів зв'язку, що не входять до мінімального розрізу. За аналогією з табл. 4.5 в табл. 4.6 наведені характеристики задіяних маршрутів (рис. 4.8) і результуючих значень середньої міжкінцевої затримки пакетів (4.6) для значення параметра Херста $H = 0,5$.



а) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.5)



б) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.9)



в) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.10)

Рис. 4.8. Приклад розв'язання задачі балансування навантаження при використанні моделі (4.1)-(4.4) та різних критеріїв оптимальності для другої мережної архітектури (рис. 4.7)

Таблиця 4.6

Характеристика рішень задачі балансування навантаження при використанні різних критеріїв оптимальності для другої мережної архітектури

Використаний критерій	Маршрути, що входять до мультишляху	Доля потоку, що протікає вздовж шляху	Швидкість передачі пакетів (1/с)	Середня затримка вздовж маршруту (мс)	Середня міжкінцева затримка пакетів (мс)
(4.5)	1→2→4→3→5→6→7→8	1/3	200	47,5	38,9
	1→2→4→3→6→7→8	1/3	200	45,8	
	1→4→6→8	1/3	200	23,3	
(4.9)	1→4→3→5→6→8	1/3	200	34,2	31,97
	1→4→6→8	1/3	200	30	
	1→4→3→6→8	1/3	200	31,7	
(4.10)	1→2→3→5→7→8	0,21	125	30,3	27,4
	1→4→6→8	1/3	200	24,8	
	1→2→3→5→6→7→8	0,125	75	31	
	1→2→4→3→6→7→8	0,033	20	31	
	1→4→3→6→8	0,3	180	26,4	

На рис. 4.9 представлені результати порівняння середньої міжкінцевої затримки пакетів, одержаної при використанні критеріїв оптимальності (4.5), (4.9) та (4.10) для різних значень параметра Херста. Результати віднесені до архітектури ТКМ, наведеної на рис. 4.7. Застосування запропонованого критерію (4.10) дозволяє покращити числові значення середньої міжкінцевої затримки пакетів на 29-31% в порівнянні з використанням критерію (4.5) і на 15-21% в порівнянні з використанням критерію (4.9).

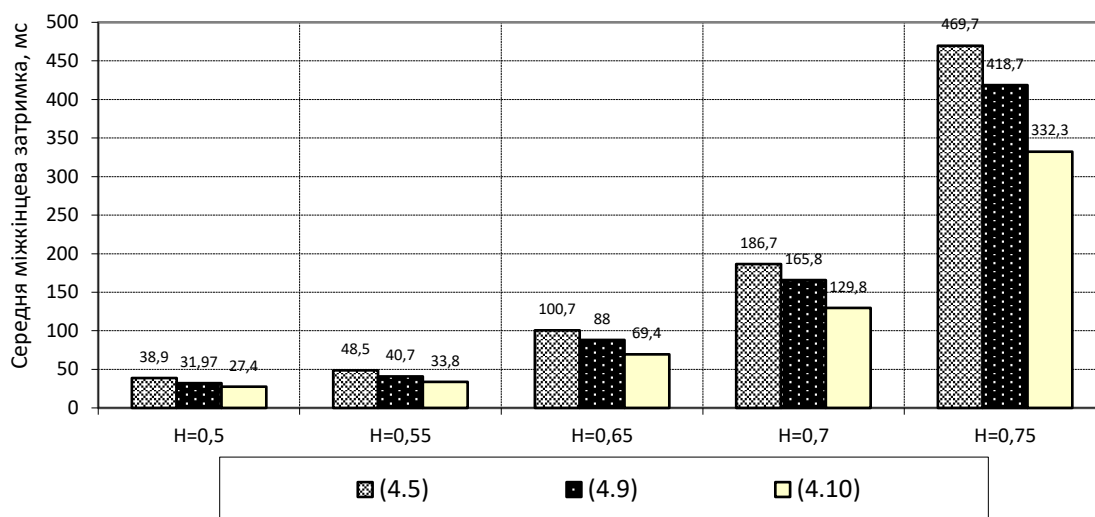


Рис. 4.9. Результати порівняння середньої міжкінцевої затримки пакетів, одержаної при використанні критеріїв оптимальності (4.5), (4.9), (4.10) для різних значень параметра Херста (архітектуру ТКМ наведено на рис. 4.7)

Третій приклад проаналізованої мережної архітектури наведено на рис. 4.10. Як і в першому випадку (рис. 4.4), структура ТКМ може бути представлена роздільним графом, в якому вершина, що моделює четвертий маршрутизатор, є точкою зчленування. Саме при виході з ладу даного маршрутизатора вихідна ТКМ розпадеться на дві зв'язні компоненти, перша з яких включає в себе перший, другий, третій і п'ятий маршрутизатори, а друга – маршрутизатори з номерами з шостого по

десятий. Це визначає наявність структурної неоднорідності в розглянутій архітектурі, але на відміну від першого варіанта мережної архітектури (рис. 4.4) дані компоненти включають в себе більшу кількість маршрутизаторів.

На рис. 4.10 в розривах каналів зв'язку знову вказані їх пропускні здатності, перший маршрутизатор виступає джерелом, а десятий – одержувачем пакетів, переданих, наприклад, з інтенсивністю 800 1/с. Функціональна неоднорідність, як і в попередніх випадках, визначається тим, що в архітектурі мережі присутній мінімальний розріз, представлений каналами (4, 6) і (4, 7), який має в порівнянні з іншими розрізами досить низьку сумарну пропускну здатність – 1000 1/с.

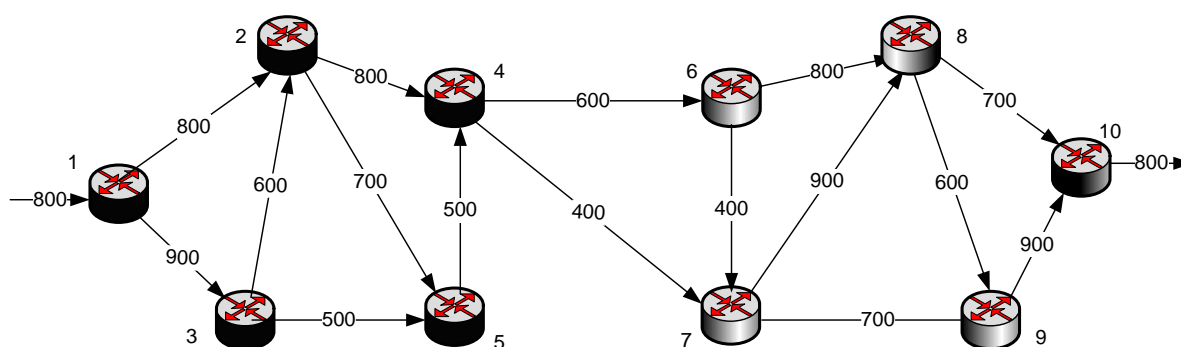
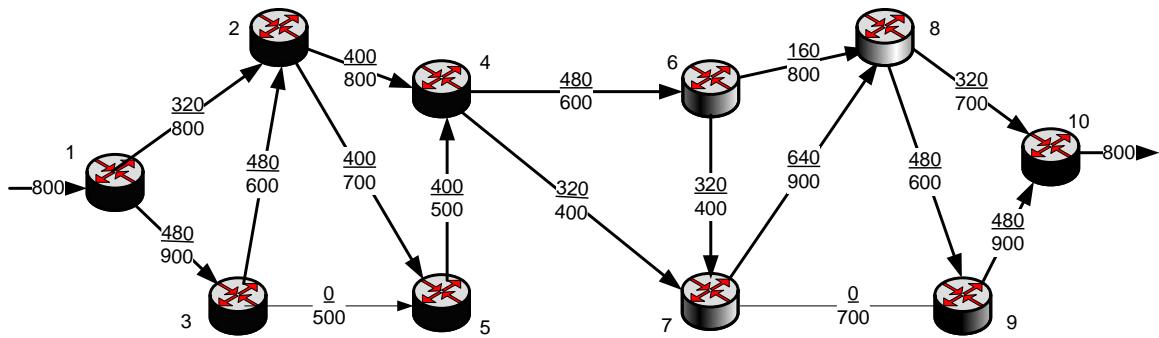
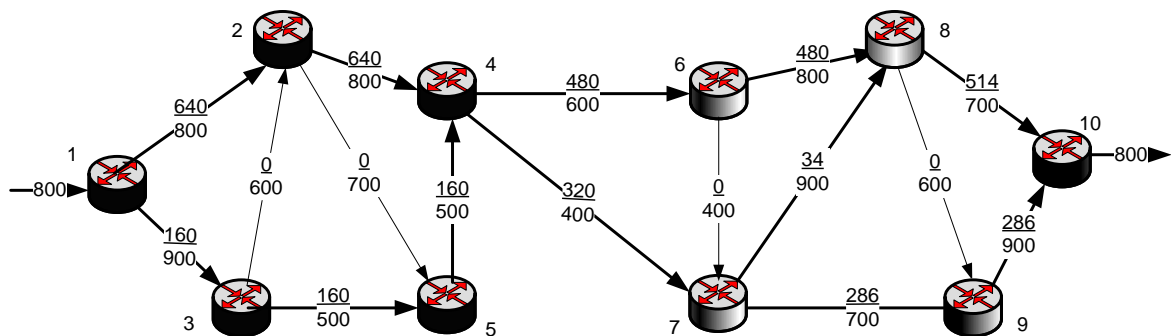


Рис. 4.10. Приклад третьої досліджуваної мережної архітектури

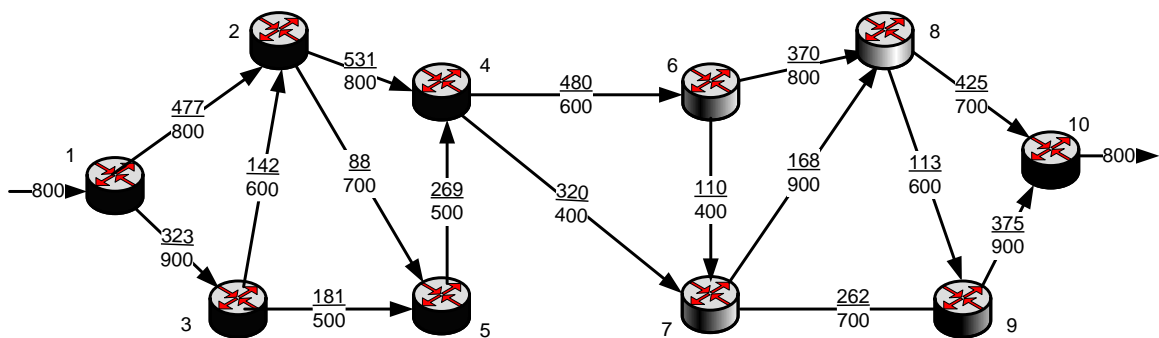
На рис. 4.11 показані результати вирішення завдання балансування навантаження в ТКМ, архітектура якої представлена на рис. 4.10, на основі використання моделі (4.1)-(4.4) з різними критеріями оптимальності: для критерію (4.5) – рис. 4.9 а, для критерію (4.9) – рис. 4.9 б, для критерію (4.10) – рис. 4.9 в.



а) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.5)



б) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.9)



в) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.10)

Рис. 4.11. Приклад розв'язання задачі балансування навантаження при використанні моделі (4.1)-(4.4) і різних критеріїв оптимальності для третьої мережної архітектури (рис. 4.10)

За аналогією з рис. 4.5 і 4.8 в розривах кожного каналу зв'язку на рис. 4.11 вказано дріб, в якому в чисельнику наведено інтенсивність переданого потоку пакетів, а в знаменнику – пропускну здатність даного каналу зв'язку. Для отриманих рішень задачі балансування навантаження в ТКМ, представлених на рис. 4.11, в табл. 4.7 наведені підсумкові значення середньої міжкінцевої затримки пакетів (4.6) і характеристики використовуваних при цьому шляхів ($H = 0,5$). Всі три рішення забезпечують однакові порогові значення завантаженості каналів зв'язку ($\alpha = 0,8$), перш за все з огляду на наявність у структурі мережі мінімального розрізу, представленого каналами (4, 6), (4, 7).

Таблиця 4.7

Характеристика рішень задачі балансування навантаження при використанні різних критеріїв оптимальності для третьої мережної архітектури

Використаний критерій	Маршрути, що входять до мультишляху	Доля потоку, що протікає вздовж шляху	Швидкість передачі пакетів (1/с)	Середня затримка вздовж маршруту (мс)	Середня міжкінцева затримка пакетів (мс)
(4.5)	1→3→2→5→ 4→6→7→8→ 9→10	0,4	320	59,4	41
	1→3→2→4→ 7→8→9→10	0,2	160	40,3	
	1→2→5→4→ 7→8→10	0,1	80	34,4	
	1→2→4→7→ 8→10	0,1	80	23,6	
	1→2→4→6→ 8→10	0,2	160	17,1	

Таблиця 4.7 (продовження)

(4.9)	1→2→4→6→ 8→10	0,6	480	29,3	28,3
	1→2→4→7→ 9→10	0,2	160	29	
	1→3→5→4→ 7→9→10	0,1575	126	24	
	1→3→5→4→ 7→8→10	0,0425	34	26,5	
(4.10)	1→2→4→7→ 9→10	0,3275	262	23,5	23,4
	1→2→4→7→ 8→9→10	0,0725	58	24,6	
	1→3→5→4→ 6→8→10	0,2263	181	23,5	
	1→2→4→6→ 8→10	0,1962	157	21,1	
	1→3→2→4→ 6→7→8→10	0,0675	54	24,4	
	1→3→2→5→ 4→6→8→10	0,04	32	24,2	
	1→3→2→5→ 4→6→7→8→ 9→10	0,07	56	27	

На рис. 4.12 представлені результати порівняння середньої міжкінцевої затримки пакетів, одержаної при використанні критеріїв оптимальності (4.5), (4.9) та (4.10) для різних значень параметра Херста. Результати віднесені до архітектури ТКМ, наведеної на рис. 4.10.

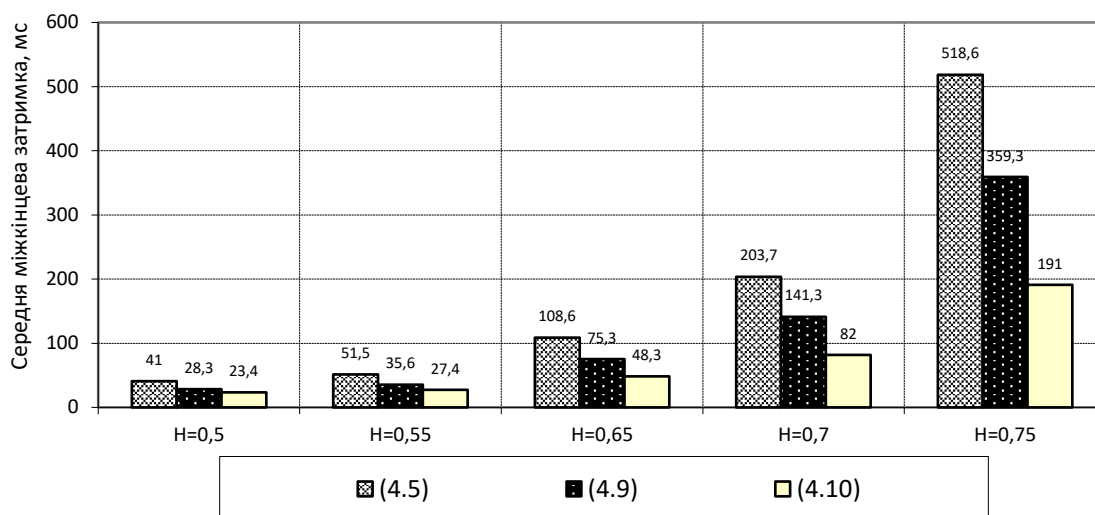


Рис. 4.12. Результати порівняння середньої міжкінцевої затримки пакетів, одержаної при використанні критеріїв оптимальності (4.5), (4.9), (4.10) для різних значень параметра Херста (архітектуру ТКМ наведено на рис. 4.10)

Для даної мережної архітектури застосування запропонованого критерію (4.10) дозволяє покращити числові значення середньої міжкінцевої затримки пакетів на 43-63% в порівнянні з використанням критерію (4.5) і на 20-45% в порівнянні з використанням критерію (4.9).

Завершальний приклад аналізу для четвертої мережної архітектури наведено на рис. 4.13. Ця архітектура не може бути представлена роздільним графом, тобто не має структурної неоднорідності. Однак вона включає в себе мінімальний розріз, представлений каналами (4, 6), (4, 7) і (5, 7) і який має пропускну здатність 1500 1/с, що визначає функціональну неоднорідність. На рис. 4.13 в розривах каналів зв'язку знову вказані їх пропускі здатності, перший маршрутизатор виступає джерелом, а десятий – одержувачем пакетів, переданих, наприклад, з інтенсивністю в 1200 1/с.

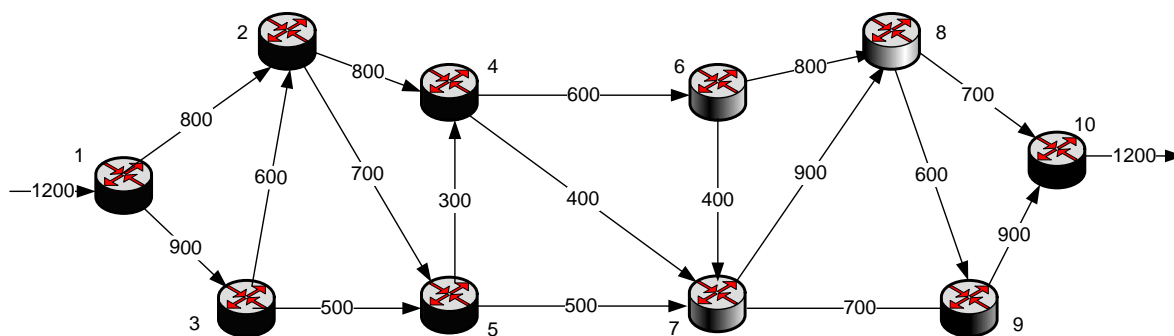
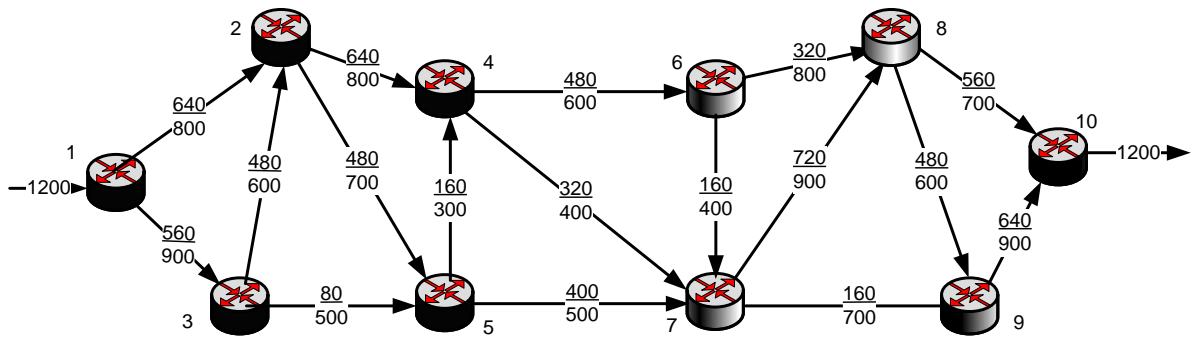


Рис. 4.13. Приклад четвертої досліджуваної мережної архітектури

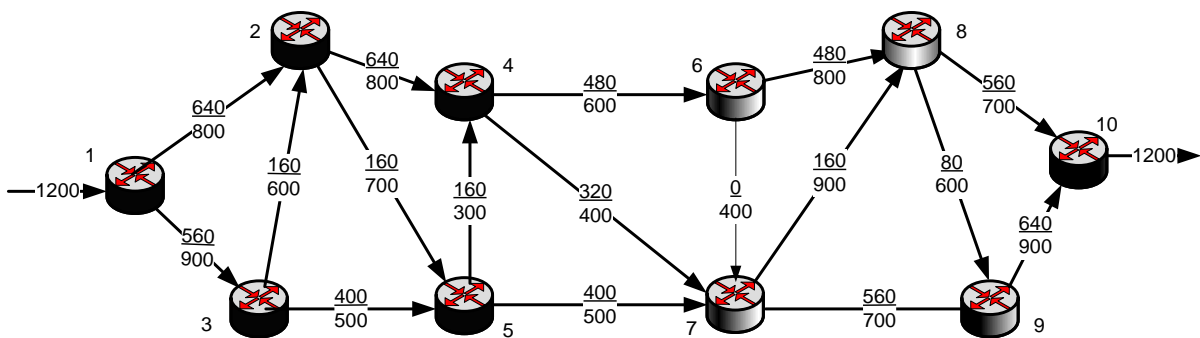
Результати розв'язання задачі балансування навантаження в ТКМ, архітектура якої представлена на рис. 4.13, на основі використання моделі (4.1)-(4.4) з різними критеріями оптимальності показані на рис. 4.14. Використанню критерію (4.5) відповідає рис. 4.14 а, критерію (4.9) – рис. 4.14 б, критерію (4.10) – рис. 4.14 в. За аналогією з рис. 4.10 в розривах кожного каналу зв'язку на рис. 4.14 вказано дріб, в якому в чисельнику наведено інтенсивність переданого потоку пакетів, а в знаменнику – пропускну здатність даного каналу зв'язку.

Характеристика розрахованих шляхів і результуючі значення середньої міжкінцевої затримки пакетів (4.6) для значення параметра Херста $H = 0,5$, отримані при вирішенні завдання балансування навантаження в ТКМ (рис. 11), представлені в табл. 4.8. Як і раніше, всі три рішення забезпечують однакові порогові значення завантаженості каналів зв'язку ($\alpha = 0,8$).

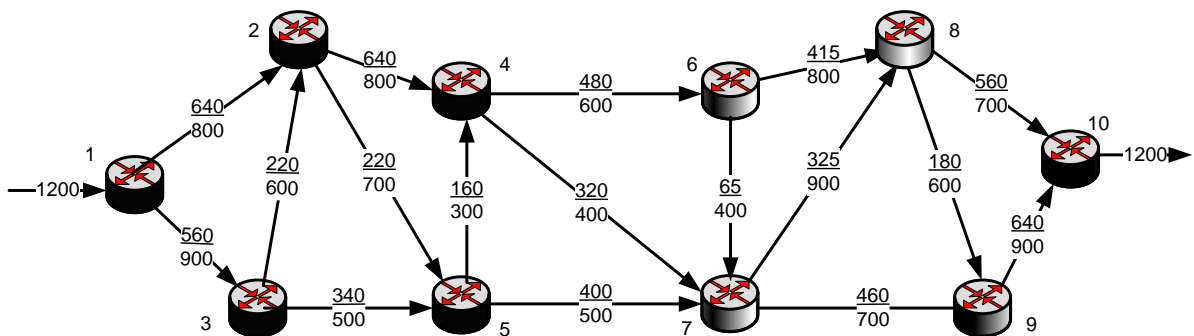
На рис. 4.15 представлені результати порівняння середньої міжкінцевої затримки пакетів, одержаної при використанні критеріїв оптимальності (4.5), (4.9) та (4.10) для різних значень параметра Херста. Результати віднесені до архітектури ТКМ, наведеної на рис. 4.13.



а) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.5)



б) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.9)



в) порядок балансування навантаження при використанні критерію (4.10)

Рис. 4.14. Приклад розв'язання задачі балансування навантаження при використанні моделі (4.1)-(4.4) та різних критеріїв оптимальності для четвертої мережної архітектури (рис. 4.13)

Таблиця 4.8

Характеристика рішень задачі балансування навантаження при використанні різних критеріїв оптимальності для четвертої мережної архітектури

Використаний критерій	Маршрути, що входять до мультишляху	Доля потоку, що протікає вздовж шляху	Швидкість передачі пакетів (1/с)	Середня затримка вздовж маршруту (мс)	Середня міжкінцева затримка пакетів (мс)
(4.5)	1→2→4→6→8→10	0,27	320	30,1	37,7
	1→2→4→6→7→9→10	0,13	160	30,7	
	1→3→2→5→7→8→9→10	0,33	400	43,6	
	1→3→2→5→4→7→8→9→10	0,07	80	53,2	
	1→3→5→4→8→10	0,07	80	37,7	
	1→2→4→7→8→10	0,13	160	37,7	
(4.9)	1→3→5→7→9→10	0,33	400	33,9	33,2
	1→2→4→6→8→10	0,4	480	31	
	1→3→2→5→4→7→9→10	0,13	160	38,1	
	1→2→4→7→8→9→10	0,07	80	32,1	
	1→2→4→7→8→10	0,07	80	33,4	

Таблиця 4.8 (продовження)

(4.10)	1→3→5→7→ 9→10	0,283	340	27,2	30,5
	1→3→2→5→ 4→6→8→10	0,133	160	32,9	
	1→3→2→5→ 7→8→9→10	0,05	60	25,6	
	1→2→4→6→ 8→10	0,213	255	30,6	
	1→2→4→6→ 7→8→9→10	0,054	65	31,8	
	1→2→4→7→ 9→10	0,1	120	33	
	1→2→4→7→ 8→10	0,121	145	33,9	
	1→2→4→7→ 8→9→10	0,046	55	33	

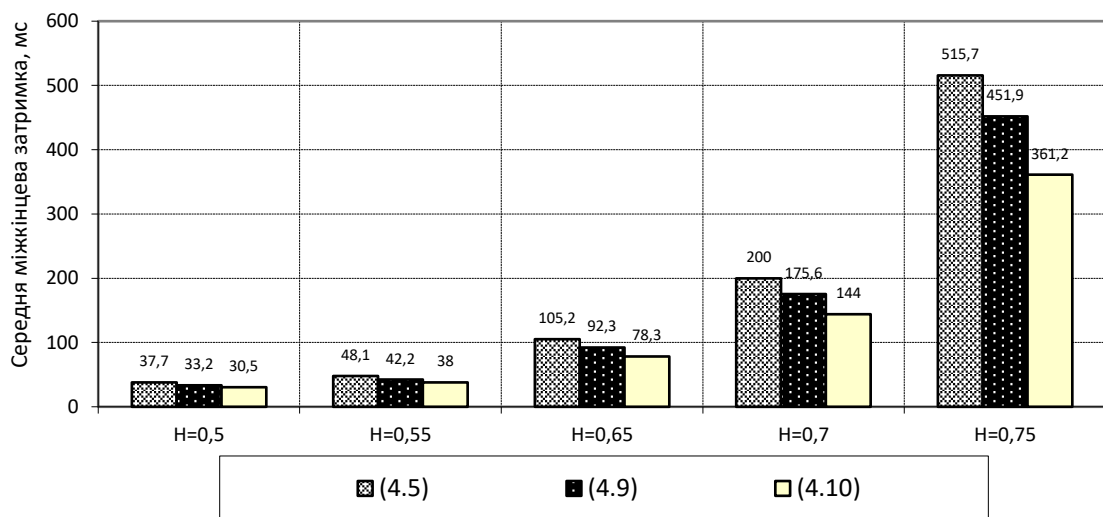


Рис. 4.15. Результати порівняння середньої міжкінцевої затримки пакетів, одержаної при використанні критеріїв оптимальності (4.5), (4.9), (4.10) для різних значень параметра Херста (архітектуру ТКМ наведено на рис. 4.13)

Для аналізованої мережної архітектури застосування запропонованого критерію (4.10) дозволяє покращити числові значення середньої міжкінцевої затримки пакетів на 20-30% в порівнянні з використанням критерію (4.5) і на 9-20% в порівнянні з використанням критерію (4.9).

У роботі проводився лабораторний експеримент, заснований на використанні методики, викладеної у роботах [14, 91-93]. Результати лабораторного експерименту в цілому підтвердили результати аналітичних розрахунків.

4.5. Рекомендації щодо практичного використання отриманих у роботі результатів в сучасних та перспективних телекомунікаційних технологіях транспортних мереж

Виконання рекомендацій щодо практичного використання отриманих у роботі моделей і методу балансування навантаження при розв'язанні задач маршрутизації та резервування мережних ресурсів в ТКМ направлено, перш за все, на створення сприятливих умов та визначення доцільної області їх застосування та пов'язане з необхідністю проведення системи важливих організаційно-технічних заходів, які зачіпають принципи структурно-топологічної та алгоритмічної-програмної реалізації (рис. 4.16).

По перше, як показали результати аналізу, проведеного в розділах 2-4, запропоновані рішення забезпечують найбільшу ефективність у випадку використання мережних структур з високою зв'язністю маршрутизаторів ТКМ. Це обумовлено тим, що в цьому випадку є можливість розрахувати множину шляхів та ефективно розподілити між ними навантаження користувачів. В іншому випадку реалізація багатошляхової маршрутизації не призведе до покращення рівня якості обслуговування.

По-друге, запропонована в четвертому розділі модель балансування навантаження призведе до максимального поліпшення якості обслуговування при використанні у ТКМ з неоднорідною архітектурою, тобто коли в мережі присутні розрізи, які мають пропускну здатність, значно меншу, ніж у інших розрізів.

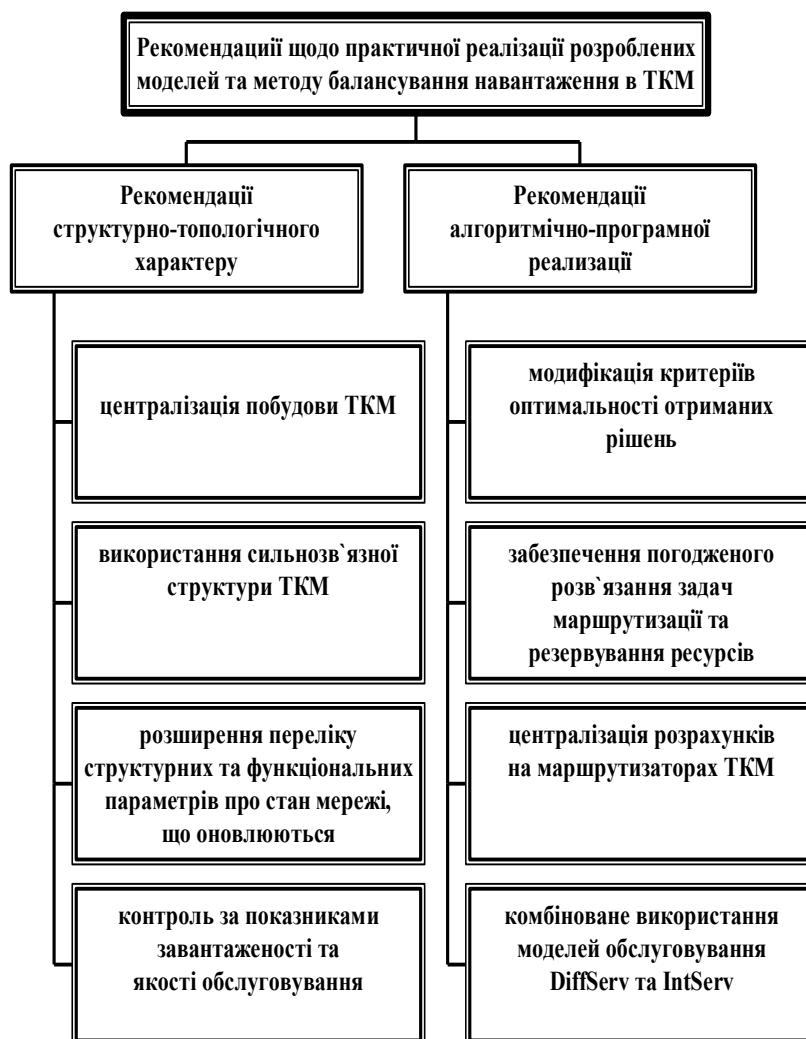


Рис. 4.16. Система рекомендацій щодо практичного використання результатів роботи

Тому при збиранні інформації про стан мережі варто оновлювати не тільки дані про кількість та зв'язки маршрутизаторів ТКМ, але й моніторити стан більш складних фрагментів мережі, а саме її розрізів. Це призведе до деякого розширення розрахункових задач, що розв'язуються

на маршрутизаторах в ході визначення множини оптимальних маршрутів та порядку балансування навантаження між ними.

По-третє, організувати балансування навантаження та резервування ресурсів в ТКМ відповідно до запропонованих моделей та методу доцільно при середній та високій завантаженості мережі. У цьому випадку є необхідний запас мережних ресурсів, який можна перерозподілити та збалансовано використати. При низькому навантаженні навіть неоптимальні рішення, наприклад, одношляхова маршрутизація, зможе забезпечити необхідний рівень QoS, хоча це й призведе до неефективного використання мережного ресурсу. При критичному навантаженні мережі, тобто при стані ТКМ близькому до перевантаження, вільного ресурсу вже не буде, тому використання запропонованих рішень також в цьому випадку не доцільне.

По-четверте, практична реалізація запропонованих моделей та методу визначає необхідність підвищення рівня централізації рішень. На практиці функції центрального маршрутизатора, що здійснює збір інформації про стан мережі та розрахунок маршрутів, можуть бути покладені, наприклад в IP-мережах, на призначений (уповноважений) маршрутизатор DR (Designated Router). Для забезпечення високої надійності процесів маршрутизації поряд з DR, як правило, вводиться також резервний призначений маршрутизатор BDR (Backup DR), який реалізує функції DR в разі його перевантаження або виходу з ладу. Крім того, отримані у роботі рішення можуть бути адаптовані під архітектуру програмно-конфігурованих мереж [94-97], в яких використання запропонованих моделей та методу балансування навантаження може бути реалізовано на SDN-контролерах як основа відповідних керуючих протоколів, що прийдуть на заміну рішенням [48-53, 98-100], доповнюючи новітні рішення в цій галузі [101-105].

4.6. Висновки до четвертого розділу

1. У розділі проведено дослідження потокової моделі балансування навантаження в телекомунікаційній мережі з неоднорідною архітектурою. При цьому неоднорідність мережної архітектури поділялася на неоднорідність структурну та функціональну. Під структурною неоднорідністю ТКМ розумілося те, що її структура могла бути представлена роздільним графом або близьким до нього, тобто телекомунікаційна мережа містила маршрутизатори та канали, які моделювались точками зчленування і мостами відповідно. Функціональна неоднорідність ТКМ виявлялася, зокрема, в тому, що мережа могла містити мінімальний розріз, пропускна здатність якого була набагато менша за пропускну здатність інших розрізів мережі. Наявність як структурної, так і функціональної неоднорідності ТКМ, як показали проведені дослідження, призводить до утворення т.зв. «вузьких місць» в мережі, що негативно позначається на ефективності балансування навантаження з точки зору забезпечення екстремальних значень показників якості обслуговування, наприклад, середньої міжкінцевої затримки пакетів.

2. У зв'язку з цим в розділі запропоновано удосконалення математичної моделі балансування навантаження в ТКМ [70, 71], яка максимально задовольняє вимогам концепції Traffic Engineering. Удосконалення торкнулося перегляду використаного критерію оптимальності маршрутних рішень. Пропонується перейти до лінійно-квадратичного критерію (4.10), в рамках якого мінімізується не тільки верхній поріг завантаженості каналів зв'язку мережі в цілому, але й окремі коефіцієнти використання каналів. Це дозволило більш ефективно організувати процес балансування навантаження в ТКМ і забезпечити

кращі значення такого важливого QoS-показника, як середня міжкінцева затримка пакетів в мережі (4.6).

3. В ході кількісного аналізу переваг проведеного вдосконалення проводилося порівняння отриманих результатів з розрахунками за іншими критеріями оптимальності: за критерієм (4.5), який відповідав моделі Traffic Engineering [70, 71], і за критерієм (4.9), який являв собою лінійну функцію від завантаженості каналів зв'язку мережі. При цьому розрахунки проводилися для множини мережних архітектур, що відрізнялись за розміром і ступенем неоднорідності. Числові значення середньої міжкінцевої затримки пакетів (4.6), (4.7) и (4.11) оцінювалися для різних величин параметра Херста (табл. 4.4), що відповідає тому чи іншому типу мережного трафіка. В ході досліджень встановлено, що використання запропонованого критерію (4.10) при організації балансування навантаження в ТКМ з неоднорідною архітектурою дозволяє знизити середню міжкінцеву затримку пакетів у порівнянні з рішеннями, заснованими на використанні критерію (4.5), в середньому від 20-30% до 40-60%, а в порівнянні з рішеннями, заснованими на використанні критерію (4.9), в середньому від 5-9% до 20-40% (рис. 4.6, рис. 4.9, рис 4.12, рис. 4.15).

4. Як показали результати розрахунків, використання запропонованого критерію балансування навантаження (4.10) найбільш ефективно в умовах високої неоднорідності мережної архітектури, наприклад, коли структура мережі моделювалася роздільним графом (рис. 4.10), а пропускна здатність мінімального розрізу значно відрізнялася (в меншу сторону) від пропускної здатності інших розрізів мережі. Також ефективність пропонованого рішення зростала при маршрутизації трафіка з високими значеннями параметра Херста.

5. Крім того, було встановлено, що використання лінійного критерію (4.9) орієнтує переважно на реалізацію одношляхової маршрутизації (рис. 4.5, б і рис. 4.8, б), тобто без підтримки балансування навантаження в

зв'язних компонентах мережі, на які розбивається мережа мінімальним розрізом. При доступності декількох приблизно рівноцінних за пропускною здатністю маршрутів використання критерію (4.10) завжди забезпечувало максимальний виграш в порівнянні з застосуванням критерію (4.9), що продемонстровано на рис. 4.9 і рис. 4.12.

6. Встановлено, що чим більше відрізнялися за своєю пропускною здатністю мінімальний розріз та інші розрізи мережі, тим більший був виграш за середньою міжкінцевою затримкою забезпечувало використання критерію оптимальності (4.10). Наприклад, для четвертої архітектури ТКМ, представленої на рис. 4.13, мінімальний розріз мав пропускну здатність, яка всього на 12-15% менше пропускної здатності інших розрізів мережі, що супроводжувалося покращенням середньої міжкінцевої затримки на 20-30% в порівнянні з використанням критерію (4.5) і на 9-20% в порівнянні з використанням критерію (4.9) (рис. 4.15). Якщо ж пропускна здатність мінімального розрізу була в середньому на 42-50% менше, ніж пропускна здатність інших розрізів мережі, що характерно для третьої архітектури ТКС (рис. 4.10), то виграш за середньою міжкінцевою затримкою вже становив 43-63% і 20 45% відповідно (рис. 4.12).

7. Запропоноване вдосконалення не призведе до значного ускладнення алгоритмічного та програмного забезпечення сучасних маршрутизаторів через переважно лінійний характер моделі (4.1)-(4.4). Якщо необхідно врахувати в явному вигляді умови забезпечення якості обслуговування за множиною QoS-показників, потрібно переходити до більш складних з обчислювальної точки зору, наприклад, тензорних моделей маршрутизації [67-69]. У разі забезпечення врахування динаміки зміни стану ТКМ запропонований критерій (4.10) може бути використаний як основа оптимізаційних функціоналів при використанні динамічних моделей маршрутизації [65, 66, 69], представлених інтегральними або диференційно-різницеvими рівняннями стану мережі.

ВИСНОВКИ ПО РОБОТІ

В дисертаційній роботі розв'язано актуальну науково-прикладну задачу, яка пов'язана з оптимізацією процесів балансування навантаження в телекомунікаційних мережах при розв'язанні задач маршрутизації та резервування ресурсів шляхом розробки та вдосконалення відповідних математичних моделей та методів з метою підвищення якості обслуговування в ТКМ в цілому. За підсумками проведених досліджень та розв'язання поставленої науково-прикладної задачі можна зробити наступні висновки.

1. У ході проведеного в роботі аналізу встановлено, що дієвим засобом підвищення рівня якості обслуговування в сучасних мультисервісних телекомунікаційних мережах є балансування навантаження, яке здійснюється за результатами розв'язання задач маршрутизації та резервування мережного ресурсу. Проте обмежені можливості щодо автоматичного балансування навантаження та врахування особливостей структурної побудови ТКМ в існуючих протоколах маршрутизації значно погіршують властивості мережі щодо забезпечення QoS, а відсутність погодженості в рішеннях з протоколом RSVP досить часто призводить до надмірного використання доступного мережного ресурсу. До основних причин, що сприяють виникненню цієї проблемної ситуації варто віднести недосконалість графових моделей та комбінаторних алгоритмів, на яких ґрунтуються протоколи маршрутизації та резервування ресурсів.

2. Сформульовано перелік основних вимог, що висувуються до перспективних рішень в цій області як на рівні математичних моделей, так і мережних протоколів. До них, перш за все, відносяться забезпечення збалансованого завантаження (використання) доступного мережного ресурсу, заснованого на реалізації багатошляхової маршрутизації та

орієнтованого на покращення рівня QoS; більш детальне врахування особливостей структурної та функціональної побудови (неоднорідності) ТКМ при формуванні маршрутних метрик; підвищення масштабованості рішень щодо резервування мережного ресурсу, направлено на мінімізацію використання пропускну здатності каналів зв'язку мережі; орієнтація на потокові підходи та методи, в рамках яких основна увага приділяється не окремим пакетам, а їх потокам; підвищення рівня погодженості рішень щодо маршрутизації та резервування мережних ресурсів при забезпеченні гарантованої якості обслуговування.

3. Отримала подальший розвиток потокова модель багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі. Новизна моделі полягає в тому, що для реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації кожен з багатоадресних потоків керовано розбивався на множину підпотоків, для кожного з яких розраховувався свій окремий багатоадресний шлях. Це дозволило на підставі узгодження рішень щодо розрахунку багатоадресних шляхів та балансування між ними навантаження покращити верхній поріг завантаженості каналів зв'язку мережі в середньому від 17% до 25% в порівнянні з одношляховими рішенням, що в залежності від завантаженості мережі сприяло зниженню середньої затримки пакетів від 10-12% до 22-27%.

4. Вперше запропоновано метод багатошляхової багатоадресної маршрутизації. Новизна методу полягає у введенні дворівневої ієрархії розрахунків: на нижньому рівні визначались маршрутні змінні, які відповідали за формування багатоадресних шляхів для кожного з підпотоків, на які розбивався вихідний потік пакетів; а на верхньому рівні розраховувались потокові змінні, які визначали оптимальний порядок балансування навантаження за розрахованими на нижньому рівні багатоадресними маршрутами. Застосування методу дозволяє знизити обчислювальну складність реалізації багатошляхової багатоадресної

маршрутизації на підставі переходу від розв'язання нелінійної оптимізаційної задачі до послідовності менш складних та розмірних задач лінійної оптимізації. При чому, розмірність задач нижнього рівня методу була на 2-14%, а верхнього – на 85-95% нижча ніж розмірність оптимізаційної задачі щодо централізованих розрахунків. Експериментально встановлено, що запропонований метод за 2-4 ітерації координаційної процедури гарантовано отримував оптимальне рішення, що відповідало рівню централізованих розрахунків.

5. Отримала подальший розвиток математична модель маршрутизації багатоадресних потоків в напрямку підтримки спільного явного резервування каналного ресурсу. Новизна моделі полягає, по-перше, в забезпеченні погодженого розв'язання задач багатоадресної маршрутизації та резервування каналного ресурсу, а по-друге, в модифікації системи умов щодо запобігання перевантаження каналів зв'язку при здійсненні спільного явного резервування, при якому каналний ресурс виділявся одночасно декільком багатоадресним потокам, перелік яких задавався в явному виді. Результати проведених досліджень показали, що застосування запропонованої моделі маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування каналного ресурсу в телекомунікаційній мережі дозволило зменшити обсяг використаного каналного ресурсу від 15% до 20% при реалізації одношляхової маршрутизації, та на 24-30% – при використанні багатошляхової багатоадресної маршрутизації.

6. Удосконалено модель балансування навантаження при багатошляховій маршрутизації в телекомунікаційних мережах з неоднорідною архітектурою. Новизна моделі полягає в модифікації критерію оптимальності маршрутних рішень, який орієнтований на забезпечення як мінімальної завантаженості мережі в цілому, так і окремих каналів зв'язку. Це дозволило покращити якість обслуговування за

показником середньої міжкінцевої затримки пакетів від 20-30% до 40-60% в телекомунікаційній мережі, яка мала структурну або функціональну неоднорідність архітектури. Неоднорідність проявлялась в тім, що структура мережі могла бути представлена роздільним графом та (або) містила розріз, який мав значно меншу пропускну здатність, порівняно з іншими розрізами. Особливо вираш за середньою затримкою збільшувався при зростанні параметра самоподібності Херста.

7. Наведено перелік науково-методичних рекомендацій щодо практичного використання отриманих у роботі нових наукових результатів в сучасних та перспективних телекомунікаційних технологіях транспортних мереж – IP та MPLS. Рекомендації стосуються особливостей впровадження розроблених моделей та методу в перспективні протоколи одно/багатоадресної маршрутизації та резервування мережного ресурсу.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Monge A.S. MPLS in the SDN Era: Interoperable Scenarios to Make Networks Scale to New Services / A.S. Monge, K.G. Szarkowicz. – O'Reilly Media, 2016. – 920 p.
2. Marsic I. Computer Networks: Performance and Quality of Service / I. Marsic // Rutgers University, 2013. – 500 p.
3. Álvarez S. QoS for IP/MPLS networks / S. Álvarez. // Cisco Press, 2006. – 299 p.
4. Agbinya J.I. IP Communications and Services for NGN / J.I. Agbinya. – CRC Press, 2009. – 411 p.
5. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP: пер. с англ./ Ш. Вегешна // М.: Издат. дом "Вильямс", 2003. – 386 с.
6. Medhi D. Network routing: algorithms, protocols, and architectures / Deepankar Medhi, Karthikeyan Ramasamy. – Morgan Kaufmann Publishers, 2007. – 788 p.
7. Osborn E. Traffic Engineering with MPLS / E. Osborn, A. Simba. – Cisco Press, 2002. – 608 p.
8. Pióro M. Routing, Flow, and Capacity Design in Communication and Computer Networks / M. Pióro, D. Medhi. – Morgan Kaufmann, 2004. – 765 p.
9. Остерлох Х. Маршрутизация в IP-сетях. Принципы, протоколы, настройка / Х. Остерлох. – С.Пб.: ВHV-С.Пб., 2002. – 512 с.
10. Хелеби С. Принципы маршрутизации в Internet / С. Хелеби, Д. МакФерсон. – М: Издательский дом «Вильямс», 2001. – 1100 с.
11. Thomas S.A. IP Switching and Routing Essentials: Understanding RIP, OSPF, BGP, MPLS, CR-LDP, and RSVP-TE / S.A. Thomas. – John Wiley & Sons, 2002. – 358 p.
12. Michielsen K. Segment Routing: Foundation for Application Engineered Routing / K. Michielsen. – Cisco Press, 2016. – 300 p.
13. Rosenberg E. A Primer of Multicast Routing / E. Rosenberg. – Springer Briefs in Computer Science, 2012. – 117 p.
14. Поштаренко В.М. Оптимізація мереж IP/MPLS на основі імітаційного моделювання / В.М. Поштаренко, А. Мерсні // Вісник Національного технічного

університету „ХПІ”. Тематичний випуск. Техніка і електрофізика високих напруг. – 2012. – № 21. – С. 223 – 228.

15. Поштаренко В.М. Обеспечение качества обслуживания на критических участках мультисервисной сети / В. М. Поштаренко, А. Ю. Андреев, А. Мерсни // Вісник НТУ «ХПІ». – 2013. – № 60 (1033). – С. 94-100.

16. Мерсни А. Исследование потоковой модели балансировки нагрузки в телекоммуникационной сети с неоднородной архитектурой [Электронный ресурс] / А. Мерсни // Проблеми телекомунікацій. – 2016. – № 2 (19). – С. 59 - 80. – Режим доступу до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2016/2/1/162_mersni_routing.pdf.

17. Мерсни А. Комплексный критерий оптимальности балансировки нагрузки при многопутевой маршрутизации в телекоммуникационной сети с неоднородной топологией / А. Мерсни, А. Ильяшенко // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. – 2016. – Вып.187. – С. 25-33.

18. Мерсни А. Модель маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования канального ресурса / А. Мерсни // Телекомунікаційні та інформаційні технології. – 2017. - №1(54). – С.117-124.

19. Mersni A. Method of Balanced Shared Explicit Reservation for Multicast Routing in Network / A. Mersni // Scholars Journal of Engineering and Technology (SJET). – 2017. – №5(4). – P. 164-169.

20. Мерсни А. Нелинейная модель многопутевой многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети / А. Мерсни, А.Е. Ильяшенко // Радиоэлектроника и информатика. – 2017. – №1(76). – С. 38-42.

21. Мерсни А. Двухуровневый метод многопутевой маршрутизации многоадресных потоков в телекоммуникационной сети / А. Мерсни // Наукові записки УНДІЗ. – 2017. – №2(46). – С. 98-106.

22. Поштаренко В.М. Модель исследования характеристик качества обслуживания мультисервисной сети в условиях фрактального трафика / В.М. Поштаренко, А. Мерсни // Сучасні напрями розвитку інформаційно-

комунікаційних технологій та засобів управління. Матеріали четвертої Міжнародної конференції, 4-5 грудня 2013 р. Полтава-Баку-Белгород-Кіровоград-Харків, 2014. – С. 56.

23. Поштаренко, В.М. Метод адаптивної маршрутизації в сетях передачі даних с учетом самоподобия трафика / В.М. Поштаренко, Ю.П. Мелешкова, А. Мерсни // Международная научная конференция MicroCAD: Секція №22 - Електромагнітна стійкість - НТУ "ХПИ", 15-17 жовтня 2014. – С. 117.

24. Мерсни А. Модель управления трафиком мультисервисной сети / А. Мерсни, В.М. Поштаренко // Международная научная конференция MicroCAD : Секція №21 - Інформатика і моделювання, НТУ "ХПИ", 15-17 жовтня 2014. – С. 55.

25. Поштаренко В.М. Способ мониторинга трафика мультисервисной сети / В.М. Поштаренко, Ю.И. Примшиц, А. Мерсни // Международная научная конференция MicroCAD : Секція №22 - Електромагнітна стійкість - НТУ "ХПИ", 15-17 жовтня 2014. – С. 116.

26. Мерсни А. Метод балансировки нагрузки в мультисервисных сетях с учетом самоподобия трафика / А. Мерсни // Международная научная конференция MicroCAD : Секція №22 - Електромагнітна стійкість - НТУ "ХПИ", 20-22 травня 2015. – С. 114.

27. Mersni A. Complex Optimality Criterion for Load Balancing with Multipath Routing in Telecommunications Networks of Nonuniform Topology / A. Mersni, A. Pyashenko, T. Vavenko // 14th International Conference The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (CADSM), 21-25 February 2017. – Polyana-Svalyava (Zakarpattia), Ukraine. – P. 100-104.

28. Мерсни А. Дослідження процесу спільного явного резервування при маршрутизації багатоадресних потоків в телекомунікаційній мережі / А. Мерсни // Інформаційна безпека та комп'ютерні технології: Збірник тез доповідей II Міжнародної науково-практичної конференції, 20-22 квітня 2017 року, м. Кропивницький: ЦНТУ, 2017. – С. 70-71.

29. Мерсни А. Оптимизация процесса общего явного резервирования при маршрутизации многоадресных потоков в телекоммуникационной сети / А. Мерсни // Информатика, математика, автоматика. Матеріали науково-технічної конференції, 17-21 квітня 2017 р. – Суми: Сумський державний університет, 2017. – С. 103.
30. Мерсни А. Метод общего явного резервирования при многоадресной маршрутизации / А. Мерсни // IX Міжнародна науково-технічна конференція студентів та аспірантів «Перспективи розвитку інформаційно-телекомунікаційних технологій та систем» ПРИТС 2017: Збірник тез конференції, 18–21 квітня 2017 року. – К.: НТУУ «КПІ» ім. Ігоря Сікорського, 2017. – С. 476-477.
31. Мерсни А. Организация общего явного резервирования канального ресурса при маршрутизации многоадресных потоков / А. Мерсни // Перспективи розвитку телекомунікаційних та інформаційно-вимірювальних технологій. Конференція 21-го Міжнародного молодіжного форуму «Радіоелектроніка у XXI столітті»: Збірник матеріалів форуму. Том 4, 25-27 квітня 2017 р. – Х. ХНУРЕ. – С. 53-54.
32. Mersni A. Model of Multicast Routing With Support of Shared Explicit Reservation of Link Resources / A. Mersni, A. Ilyashenko, T. Vavenko // 2017 IEEE First Ukraine Conference on Electrical and Computer Engineering (UKRCON), May 29 – June 2, 2017. – Kyiv, Ukraine. – P. 1145-1148.
33. ITU-T Recommendation Y.101: Global Information Infrastructure terminology: Terms and definitions // ITU-T. 2000. – 22 p.
34. ITU-T Recommendation Y.110: Global Information Infrastructure principles and framework architecture // ITU-T. 1998. – 47 p.
35. Телекомунікаційні системи та мережі. Структура та основні функції [Електронний ресурс] / В. В. Поповський [та ін.]. – Т. 1. – Х. : СМІТ, 2011.– Режим доступу: <http://www.znanius.com/3534.html>.

36. Barreiros M., Lundqvist P. QoS-Enabled Networks: Tools and Foundations. – Wiley Series on Communications Networking & Distributed Systems, 2nd Edition: Wiley, 2016. – 254 p.
37. Nadeau T.D. SDN: Software Defined Networks: An Authoritative Review of Network Programmability Technologies / T.D. Nadeau, K. Gray. – O'Reilly Media, 2013. – 386 p.
38. Мультисервисные АТМ сети / Денисова Т.Б., Лихтциндер Б.Я., Назаров А.Н., Симонов М.В., Фомичев С.М. – М.: Эко Трендз, 2005. – 320 с.
39. Багатоканальний електрозв'язок та телекомунікаційні технології: Підручник / О.В. Лемешко, В.В. Поповський, В.А. Лошаков, за ред. В.В. Поповського // Харків: ТОВ "Компанія СМІТ", 2010. – 470 с.
40. Вишнеvский В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей / В.М. Вишнеvский. – М.: Техносфера, 2003. – 512 с.
41. White R. Navigating Network Complexity: Next-generation routing with SDN, service virtualization, and service chaining / R. White, J.E. Tantsura. – Addison-Wesley Professional, 2015. – 320 p.
42. Pujolle G. Software Networks: Virtualization, SDN, 5G, Security / G. Pujolle. – John Wiley & Sons, 2015. – 260 p.
43. Williamson B. Developing IP Multicast Networks / B. Williamson. – Cisco Press, 2000. – 592 p.
44. Uyless D. Black. IP routing protocols: RIP, OSPF, BGP, PNNI and Cisco routing protocols / D. Uyless. – Prentice Hall PTR, 2000. – 287 p.
45. Durham D. Inside the Internet's resource ReSerVation protocol: foundations for quality of service / D. Durham, R. Yavatkar. – John Wiley & Sons, Inc., 1999. – 384 p.
46. Awduche D., Chiu A., Elwalid A., Widjaja I., Xiao X. Overview and Principles of Internet Traffic Engineering. IETF RFC 3272, May 2002. – 71 p.
47. Li Y. On the Performance of MPLS TE Queues for QoS Routing / Y. Li, S. Panwar, C.J. Liu // Simulation series. – 2004. – Vol. 36; part 3. – P. 170–174.

48. Katz D., Kompella K., Yeung D. Traffic Engineering (TE) Extensions to OSPF Version 2. RFC 3630, September 2003. – 14 p.
49. Van Beijnum I. BGP: Building Reliable Networks with the Border Gateway Protocol. - O'Reilly Media, 2002. – 290 p.
50. Smit H., Li T. ISIS Extensions for Traffic Engineering, RFC 5305. October 2008. – 17 p.
51. Kompella K., Rekhter Y. Signalling Unnumbered Links in Resource ReSerVation Protocol - Traffic Engineering (RSVP-TE), RFC 3477, January 2003. – 9 p.
52. Kompella K., Rekhter Y., Kullberg A. Signalling Unnumbered Links in CR-LDP (Constraint-Routing Label Distribution Protocol)", RFC 3480, February 2003. – 8 p.
53. Ould-Brahim H., Fedyk D., Rekhter Y. BGP Traffic Engineering Attribute. RFC 5543, May 2009. – 6 p.
54. Network performance objectives for IP-based services // ITU-T Recommendation Y.1541. ITU-T, 2006. – 50 p.
55. Lee G. M. A survey of multipath routing for traffic engineering // Proc. of LNCS 3391. Springer-Verlag, 2005. Vol. 4. P. 635-661.
56. Vutukury S. Multipath routing mechanisms for traffic engineering and quality of service in the Internet // PhD Dissertation. University of Kalifornia, 2001. 152 p.
57. Garcia-Luna-Aceves J.J. Routing to Multi-Instantiated Destinations: Principles, Practice and Applications / J.J. Garcia-Luna-Aceves, J.E. Martinez-Castillo, R. Menchaca-Mendez //IEEE Transactions on Mobile Computing. – 2017. – P. 1-4.
58. Garcia-Luna-Aceves J.J. Efficient multicasting in Content-Centric Networks using locator-based Forwarding state / J.J. Garcia-Luna-Aceves, M.M. Barijough // Computing, Networking and Communications (ICNC), 2017 International Conference on. – IEEE, 2017. – P. 172-177.
59. Paul P. Survey of multicast routing algorithms and protocols / P. Paul, S.V. Raghavan // Proceedings of the Fifteenth International Conference on Computer Communication (ICCC 2002). – 2002. – P. 902-926.

60. Oliveira C.A.S. A Survey of Combinatorial Optimization Problems in Multicast Routing / C.A.S. Oliveira, P.M. Pardalos // *Computers and Operations Research*. – 2005. – Vol. 32, Issue 8. – P. 1953-1981.
61. Клейнрок Л. Теория массового обслуживания. – М.: Машиностроение, 1979. – 432 с.
62. Segall A. The modeling of adaptive routing in data communications networks / A. Segall // *IEEE Trans. on communications*. – 1975. – Vol. 25, № 1. – P.85 – 95.
63. Поповский В.В., Лемешко А.В., Мельникова Л.И., Андрушко Д.В. Обзор и сравнительный анализ основных моделей и алгоритмов многопутевой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях // *Прикладная радиоэлектроника*. 2005. Том.4. Вып. № 4. – С. 372-382.
64. Лемешко О.В. Результати порівняльного аналізу потокових моделей маршрутизації в телекомунікаційних мережах / О.В. Лемешко, О.А. Дробот, Д.В. Симоненко // *Збірник наукових праць Харківського університету Повітряних Сил*. Вип. 1(13), 2007. – С. 66-69.
65. Евсеева О.Ю. Решение задачи иерархическо-координационной маршрутизации в телекоммуникационных сетях методом предсказания взаимодействия / О.Ю. Евсеева // *Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии*. Харьков: НАКУ «ХАИ». – 2003. – Вып.21. – С. 102-111.
66. Гуревич И.М. Динамическая модель сети связи / И.М. Гуревич // *Теория телетрафика в системах информатики*. – М.: Наука, 1989. – С.54-64.
67. Lemeshko O.V. Policy-based QoS management model for multiservice networks / O.V. Lemeshko, S.V. Garkusha, O.S. Yeremenko , A.M. Hailan // *International Siberian Conference on Control and Communications (SIBCON)*, 21-23 May 2015, Omsk, Russia. Publisher: IEEE. – P. 1-4.
68. 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.

69. Lemeshko O. Dynamic Presentation of tensor model for multipath QoS-routing / O. Lemeshko, O. Yeremenko // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science. Proceedings of the international Conference TCSET'2016. – Lviv-Slavske, Ukraine, February 23 - 26, 2016: Publishing House of Lviv Polytechnic, 2016. – P. 601-604.
70. Wang Y., Wang Z. Explicit routing algorithms for Internet Traffic Engineering // Proc. of 8th International Conference on Computer Communications and Networks. Paris, 1999. P. 582-588.
71. Seok Y., Lee Y., Kim C., Choi Y. Dynamic Constrained Multipath Routing for MPLS Networks // IEEE International Conference on Computer Communications and Networks. 2001. №3. P. 348 – 353.
72. Seok Y., Lee Y., Choi Y., Kim C. Dynamic Constrained Traffic Engineering for Multicast Routing // Proc. Wired Communications and Management. – 2002. – Vol. 2343. – P. 278-288.
73. Лемешко А.В. Усовершенствование потоковой модели многопутевой маршрутизации на основе балансировки нагрузки [Электронный ресурс] / А.В. Лемешко, Т.В. Вавенко // Проблемы телекомунікацій. – 2012. – № 1 (6). – С. 12 – 29. Режим доступа к журн.: http://pt.journal.kh.ua/2012/1/1/121_lemeshko_multipath.pdf.
74. Lemeshko, O.V., Arous, Kinan Mohamad. The flow-based model of multicast routing // Microwave and Telecommunication Technology (CriMiCo), 2013 23rd International Crimean Conference. – P. 523-524.
75. Лемешко А.В. Поточковые модели многоадресной и широковещательной маршрутизации в телекоммуникационных сетях [Электронный ресурс] / А.В. Лемешко, К.М. Арус // Проблемы телекомунікацій. – 2013. – № 1 (10). – С. 38 – 45. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2013/1/1/131_lemeshko_multicast.pdf.
76. Минович А.И. Маршрутизация в мобильных радиосетях – проблема и пути решения / А.И. Минович, В.А. Романюк // Зв'язок. – 2006. – №7. – С. 49-55.

77. Романов О.І., Пасько С.П. Оцінка часу затримки в мережах IP і MPLS при обслуговуванні повідомлень у складних багатотранзитних напрямках зв'язку / О.І. Романов, С.П. Пасько // Наукові вісті Національного технічного університету України Київський політехнічний інститут. – 2011. – №. 5. – С. 11-20.
78. Романов О.І., Нестеренко М.М., Маньківський В.Б. Застосування регресійної моделі коефіцієнта використання каналів для формування плану розподілу навантаження в мережі / О.І. Романов, М.М. Нестеренко, В.Б. Маньківський // Вісник Національного технічного університету України «Київський політехнічний інститут». Серія: Радіотехніка. Радіоапаратобудування. – 2016. – №. 67. – С. 34-42.
79. Tawarmalani M. Global optimization of mixed-integer nonlinear programs: A theoretical and computational study / M. Tawarmalani, N.V. Sahinidis // Mathematical Programming. – 2004. – Vol. 99(3). – P. 563-591.
80. Kocis G.R. Computation Experience with DICOPT: solving MILNP problems in process systems engineering / G.R. Kocis, I.E. Grossmann // Computers Chem. Eng. – 1989. – Vol. 13. – P. 307-315.
81. Tawarmalani M. Convexification and global optimization in continuous and mixed-integer nonlinear programming: theory, algorithms, software, and applications, nonconvex optimization and its applications / M. Tawarmalani, N.V. Sahinidis. Series, 65. – Boston MA: Kluwer Academic Publishers, 2002. – 499 p.
82. Дьяконов В. П. MATLAB 7.*/R2006/R2007: Самоучитель / В.П. Дьяконов – М.: ДМК Пресс, 2008. – 768 с.
83. Чен К. MATLAB в математических исследованиях: Пер. с англ. / К. Чен, П. Джиглин, А. Ирвинг. – М.: Мир, 2001. – 346 с.
84. Ануфриев И.Е. MATLAB 7 / И.Е. Ануфриев, А.Б. Смирнов, Е.Н. Смирнова – СПб.: БХВ-Петербург, 2005. – 1104 с.
85. Joseph V. Deploying Next Generation Multicast-enabled Applications: Label Switched Multicast for MPLS VPNs, VPLS, and Wholesale Ethernet. Kindle Edition. Elsevier Inc, 2011. – 560 p.

86. Месарович М. Теория иерархических многоуровневых систем / М. Месарович, Д. Мако, И. Такахара. – М.: Мир, 1973. – 344 с.
87. Сингх М. Системы: декомпозиция, оптимизация и управление / М. Сингх, А. Титли. – М.: Машиностроение, 1986. – 494 с.
88. Recommendation ITU-T Q.3925: Traffic flow types for testing quality of service parameters on model networks: Switzerland, Geneva, 2012. – 14 p.
89. Петров М.Н. Самоподобие в системах массового обслуживания с ограниченным буфером/ М.Н.Петров, Д.Ю.Пономарев // Электросвязь. - 2002. - № 2. – С. 35-39.
90. Крылов В.В., Самохвалова С.С. Теория телетрафика и ее приложения.- СПб.: БХВ-Петербург, 2005. – 288 с.
91. Евсеева О.Ю. Методика экспериментального исследования методов управления трафиком в сети [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2011. – № 3 (5). – С. 89 – 104. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2011/3/1/113_yevseyeva_experiment.pdf.
92. Симоненко Д.В. Методика проверки адекватности моделей многопутевой и иерархической маршрутизации с использованием сетевого оборудования компании Cisco Systems / Симоненко Д.В., Андрушко Ю.В., Беленков А.Г. // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. – 2007. – Вып. 151. – С. 37 – 43.
93. Руденко И. Маршрутизаторы CISCO для IP-сетей / И. Руденко. – М.: КУ-ДИС-ОБРАЗ, 2003. – 656 с.
94. 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.
95. Marchese M. QoS Over Heterogeneous Networks // John Wiley & Sons, Ltd, 2007. – 328 p.
96. Nadeau T. SDN: Software Defined Networks / T. Nadeau, K. Gray // O'Reilly Media, 2013. – 384 p.

97. Donovan J. Building the Network of the Future: Getting Smarter, Faster, and More Flexible with a Software Centric Approach / J. Donovan, K. Prabhu. – CRC Press, 2017. – 427 p.
98. RFC 4875 – RSVP-TE: Extensions to Resource Reservation Protocol - Traffic Engineering (RSVP-TE) for Point-to-Multipoint TE Label Switched Paths (LSPs) / R. Aggarwal, D. Papadimitriou, S. Yasukawa // IETF. PROPOSED STANDARD, 2007. – 53 p.
99. RFC 2205 – Resource ReSerVation Protocol. / Zhang L., Braden R., Berson S. and other // IETF. PROPOSED STANDARD, 1997. – 112 p.
100. RFC 3209 – RSVP-TE: Extensions to RSVP for LSP Tunnels / D. Awduche, L. Berger, D. Gan // IETF. PROPOSED STANDARD, 2001. – 25 p.
101. RFC 7938 – Use of BGP for Routing in Large-Scale Data Centers / P. Lapukhov, J. Mitchell // IETF. INFORMATIONAL, 2016. – 35 p.
102. RFC 8043 – Source-Address-Dependent Routing and Source Address Selection for IPv6 Hosts: Overview of the Problem Space / B. Sarikaya M., Boucadair // IETF. INFORMATIONAL, 2017. – 16 p.
103. RFC 7511 – Scenic Routing for IPv6 / M. Wilhelm // IETF. INFORMATIONAL, 2015. – 8 p.
104. RFC 7181 – The Optimized Link State Routing Protocol Version 2 / T. Clausen, C. Dearlove, P. Jacquet, U. Herberg // IETF. PROPOSED STANDARD, 2014. – 115 p.
105. RFC 7570 – Label Switched Path (LSP) Attribute in the Explicit Route Object (ERO) / C. Margaria, G. Martinelli, S. Balls, B. Wright // IETF. PROPOSED STANDARD, 2015. – 15 p.

ДОДАТОК А

АКТ ВПРОВАДЖЕННЯ

ЗАТВЕРДЖУЮ



Проректор з навчальної роботи
Національного технічного університету
«Харківський політехнічний інститут»

проф. Марченко А.П.

06 2017 р.

АКТ

про впровадження в навчальному процесі кафедри систем інформації результатів дисертаційної роботи Мерсні Амаль за темою «Моделі та метод балансування навантаження в телекомунікаційних мережах при розв'язанні задач маршрутизації та резервування ресурсів», яка представляється на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук за спеціальністю 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі.

Комісія у складі:

голови – д.т.н., проф., зав. каф. СИ Серков О.А.;

членів – к.т.н., проф. каф. СИ Соколов С.О.

– к.т.н., проф. каф. СИ Бреславець В.С.;

склала даний акт у тому, що результати дисертаційної роботи Мерсні Амаль, а саме:

1. Потокова модель та метод багатошляхової багатоадресної маршрутизації в телекомунікаційній мережі;
2. Потокова модель маршрутизації багатоадресних потоків з підтримкою спільного явного резервування каналного ресурсу;

впроваджені у навчальному процесі кафедри системи інформації НТУ «ХПІ» в курсі лекцій та на практичних заняттях дисциплін «Теорія телетрафіку», «Проектування цифрових телекомунікаційних систем».

Голова комісії

Члени комісії

О.А. Серков

С.О. Соколов

В.С. Бреславець

Список публікацій здобувача за темою дисертації та відомості про апробацію результатів дисертації :

1. Поштаренко В.М. Оптимізація мереж IP/MPLS на основі імітаційного моделювання / В.М. Поштаренко, А. Мерсни // Вісник Національного технічного університету „ХПІ”. Тематичний випуск. Техніка і електрофізика високих напруг. – 2012. – № 21. – С. 223 – 228.
2. Поштаренко В. М. Обеспечение качества обслуживания на критических участках мультисервисной сети / В. М. Поштаренко, А. Ю. Андреев, А. Мерсни // Вісник НТУ «ХПІ». – 2013. – № 60 (1033). – С. 94-100.
3. Мерсни А. Исследование потоковой модели балансировки нагрузки в телекоммуникационной сети с неоднородной архитектурой [Электронный ресурс] / А. Мерсни // Проблемы телекоммуникаций. – 2016. – № 2 (19). – С. 59 - 80. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2016/2/1/162_mersni_routing.pdf.
4. Мерсни А. Комплексный критерий оптимальности балансировки нагрузки при многопутевой маршрутизации в телекоммуникационной сети с неоднородной топологией / А. Мерсни, А. Ильяшенко // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. – 2016. – Вып.187. – С. 25-33.
5. Мерсни А. Модель маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования канального ресурса / А. Мерсни // Телекомуникаційні та інформаційні технології. – 2017. – №1(54). – С.117-124.
6. Mersni A. Method of Balanced Shared Explicit Reservation for Multicast Routing in Network / A. Mersni // Scholars Journal of Engineering and Technology (SJET). – 2017. – №5(4). – P. 164-169.
7. Мерсни А. Нелинейная модель многопутевой многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети / А. Мерсни, А.Е. Ильяшенко // Радиоэлектроника и информатика. – 2017. – №1(76). – С. 38-42.
8. Мерсни А. Двухуровневый метод многопутевой маршрутизации многоадресных потоков в телекоммуникационной сети / А. Мерсни //

Наукові записки УНДІЗ. – 2017. – №2(46). – С. 98-106.

9. Поштаренко В.М. Модель исследования характеристик качества обслуживания мультисервисной сети в условиях фрактального трафика / В.М. Поштаренко, А. Мерсни // Сучасні напрями розвитку інформаційно-комунікаційних технологій та засобів управління. Матеріали четвертої Міжнародної конференції, 4-5 грудня 2013 р. Полтава-Баку-Белгород-Кіровоград-Харків, 2014. – С. 56. (очна участь із доповіддю)

10. Поштаренко, В.М. Метод адаптивной маршрутизации в сетях передачи данных с учетом самоподобия трафика / В.М. Поштаренко, Ю.П. Мелешкова, А. Мерсни // Международная научная конференция MicroCAD : Секція №22 - Електромагнітна стійкість - НТУ "ХПИ", 15-17 жовтня 2014. – С. 117. (очна участь із доповіддю)

11. Мерсни А. Модель управления трафиком мультисервисной сети / А. Мерсни, В.М. Поштаренко // Международная научная конференция MicroCAD : Секція №21 - Інформатика і моделювання - НТУ "ХПИ", 15-17 жовтня 2014. – С. 55. (очна участь із доповіддю)

12. Поштаренко В.М. Способ мониторинга трафика мультисервисной сети / В.М. Поштаренко, Ю.И. Примшиц, А. Мерсни // Международная научная конференция MicroCAD : Секція №22 - Електромагнітна стійкість - НТУ "ХПИ", 15-17 жовтня 2014. – С. 116. (очна участь із доповіддю)

13. Мерсни А. Метод балансировки нагрузки в мультисервисных сетях с учетом самоподобия трафика / А. Мерсни // Международная научная конференция MicroCAD : Секція №22 - Електромагнітна стійкість - НТУ "ХПИ", 20-22 травня 2015. – С. 114. (очна участь із доповіддю)

14. Mersni A. Complex Optimality Criterion for Load Balancing with Multipath Routing in Telecommunications Networks of Nonuniform Topology / A. Mersni, A. Ilyashenko, T. Vavenko // 14th International Conference The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (CADSM), 21-25 February 2017. – Polyana-Svalyava (Zakarpattya), Ukraine. –

P. 100-104. (очна участь із доповіддю)

15. Мерсни А. Дослідження процесу спільного явного резервування при маршрутизації багатоадресних потоків в телекомунікаційній мережі / А. Мерсни // Інформаційна безпека та комп'ютерні технології: Збірник тез доповідей II Міжнародної науково-практичної конференції, 20-22 квітня 2017 року, м. Кропивницький: ЦНТУ, 2017. – С. 70-71. (заочна участь)

16. Мерсни А. Оптимизация процесса общего явного резервирования при маршрутизации многоадресных потоков в телекоммуникационной сети / А. Мерсни // Информатика, математика, автоматика. Матеріали науково-технічної конференції, 17-21 квітня 2017 р. – Суми: Сумський державний університет, 2017. – С. 103. (заочна участь)

17. Мерсни А. Метод общего явного резервирования при многоадресной маршрутизации / А. Мерсни // IX Міжнародна науково-технічна конференція студентів та аспірантів «Перспективи розвитку інформаційно-телекомунікаційних технологій та систем» ПРІТС 2017: Збірник тез конференції, 18–21 квітня 2017 року. – К.: НТУУ «КПІ» ім. Ігоря Сікорського, 2017. – С. 476-477. (заочна участь)

18. Мерсни А. Организация общего явного резервирования канального ресурса при маршрутизации многоадресных потоков / А. Мерсни // Перспективи розвитку телекомунікаційних та інформаційно-вимірювальних технологій. Конференція 21-го Міжнародного молодіжного форуму «Радіоелектроніка у ХХІ столітті»: Збірник матеріалів форуму. Том 4, 25-27 квітня 2017 р. – Х. ХНУРЕ. – С. 53-54. (очна участь із доповіддю)

19. Mersni A. Model of Multicast Routing With Support of Shared Explicit Reservation of Link Resources / A. Mersni, A. Ilyashenko, T. Vavenko // 2017 IEEE First Ukraine Conference on Electrical and Computer Engineering (UKRCON), May 29 – June 2, 2017. – Kyiv, Ukraine. – P. 1145-1148. (очна участь із доповіддю)