

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
ХАРКІВСЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ РАДІОЕЛЕКТРОНІКИ

Кваліфікаційна наукова
праця на правах рукопису

НЕВЗОРОВА ОЛЕНА СЕРГІЇВНА

УДК 621.391

ДИСЕРТАЦІЯ

МОДЕЛІ ТА МЕТОДИ ІЄРАРХІЧНО-КООРДИНАЦІЙНОЇ
МАРШРУТИЗАЦІЇ В ПРОГРАМНО-КОНФІГУРОВАНИХ
ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ

Спеціальність: 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі
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

_____ О.С. Невзорова

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

Ідентичність всіх примірників дисертації засвідчую

Вчений секретар спеціалізованої вченої ради

/О.Б. Ткачова/

Харків – 2018 р.

АНОТАЦІЯ

Невзорова О.С. Моделі та методи ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах. – 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». – Харківський національний університет радіоелектроніки, Харків, 2018.

Дисертаційна робота присвячена розв'язанню актуальної наукової задачі, пов'язаної з оптимізацією процесів ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах (ТКМ), шляхом розробки та вдосконалення відповідних математичних моделей та методів з метою підвищення масштабованості маршрутних рішень та якості обслуговування в ТКМ. За підсумками проведених досліджень та результатами розв'язання поставленої задачі можна зробити ряд важливих висновків.

У ході проведеного в роботі аналізу встановлено, що дієвим засобом підвищення якості обслуговування та масштабованості ТКМ є використання ієрархічної маршрутизації, яка на сьогоднішній день представлена множиною протокольних рішень. Проте існуючі протоколи ієрархічної маршрутизації засновані лише на структурній ієрархії мережі та на досить простих комбінаторних алгоритмах пошуку найкоротшого шляху на графі. Це значно знижує ефективність функціонування ТКМ та передбачає перегляд і вдосконалення існуючих моделей і методів ієрархічної маршрутизації, на яких засновані відомі протокольні рішення.

Вдосконалено потокову модель та метод ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації «від джерела» в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE. Новизна рішень полягає, по-перше, в декомпозиційному поданні потокової моделі маршрутизації з балансуванням навантаження за принципами Traffic Engineering, по-друге, в модифікації маршрутних метрик

та умов балансування навантаження пропорційно віддаленості каналів зв'язку за кількістю переприйомів від маршрутизаторів відправника та одержувача, що дозволило, підвищити масштабованість маршрутних рішень: знизити об'єм службового навантаження, що циркулює у мережі, а також час розв'язання маршрутних задач в цілому. Це досягалось, по-перше, за рахунок зменшення розміру маршрутних задач пропорційно кількості приграничних маршрутизаторів та числа потоків пакетів; по-друге, на підставі підвищення збіжності методів до оптимальних рішень в середньому від 1,5-2 до 3,5-5, а в ряді випадків і до 8 разів в залежності від розміру та зв'язності мережі, а також її завантаженості. Особливо це характерно для високої завантаженості мережі, що і визначає область використання пропонованих рішень на практиці шляхом зміни існуючих або розробці нових протоколів маршрутизації.

Вперше запропоновано математичну модель та метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі, що складається з множини послідовно з'єднаних доменів. Новизна моделі полягає в тому, що на основі її декомпозиційного представлення, відносно кожного окремого домену, по-перше, набули нової форми умови збереження потоку для доменів різних типів: відправників, одержувачів пакетів та транзитних доменів; по-друге, вдалось коректно сформулювати умови міждоменної взаємодії, виконання яких гарантувало зв'язність міждоменних шляхів. Новизна методу міждоменної маршрутизації полягає у використанні принципу цільової координації, що дозволило реалізувати ієрархічно-координаційну міждоменну маршрутизацію, наблизивши якість розподіленої маршрутизації за доменами до результатів централізованої маршрутизації, але суттєво знизивши при цьому розмірність маршрутної задачі, що в підсумку сприяє підвищенню масштабованості рішень щодо міждоменної маршрутизації. В ході дослідження запропонованого методу було проаналізовано вплив структури мережі, зв'язності маршрутизаторів, числа приграничних маршрутизаторів, реалізованої стратегії маршрутизації (одно або ба-

гатошляхової) та завантаженості ТКМ на збіжність координаційної процедури. Результати дослідження показали, що на зростання числа ітерацій координаційної процедури впливали підвищення завантаженості ТКМ, якщо це супроводжувалося реалізацією багатошляхової стратегії маршрутизації, а також збільшення числа приграничних маршрутизаторів. Це пояснювалося зростанням числа можливих варіантів розв'язку задачі маршрутизації в окремих доменах, що і призводило до деякого збільшення числа ітерацій координаційної процедури (до 3-4). Інші особливості структури доменів ТКМ значно на збіжність методу не впливали. При реалізації одношляхової маршрутизації метод забезпечував зв'язність міждоменого маршруту в середньому за 1-2 ітерації роботи координаційної процедури.

Вперше запропоновано трирівневий метод ієрархічно-координаційної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS. Новизна методу полягає у введенні трирівневої ієрархії розрахунку маршрутних змінних з послідовною координацією отриманих рішень: нульовий та перший рівні відповідали на організацію та координацію внутрішньодоменої маршрутизації, а задача другого рівня – реалізація та координація міждоменої взаємодії. Це дозволило підвищити масштабованість рішень задачі міждоменої маршрутизації «від джерела» в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS.

Отримав подальший розвиток дворівневий метод маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE. Новизна методу полягає, по-перше, у застосуванні принципу прогнозування взаємодій при забезпеченні збалансованого використання каналного ресурсу, що виділяється потокам різних класів (пріоритетів) в ході їх маршрутизації. Введення дворівневої ієрархії рішень дозволило звести вихідну досить розмірну розрахункову задачу нелінійної оптимізації до ітераційного розв'язання менш розмірних задач лінійного програмування без втрати адекватності кінцевих рішень, що, в свою чергу, дозволило знизити обчислювальну складність практичної реалізації запропонованого методу на контролерах програмно-конфігурованої мережі.

Ключові слова: модель, метод, ієрархія, маршрутизація, ресурс, потік, пропускна здатність, координація, ітерація.

ABSTRACT

Nevzorova Olena. Models and methods of hierarchical-coordination routing in software-defined telecommunication networks. – Qualification research work as a manuscript.

Dissertation for candidate of technical science degree (Ph.D.) in specialty 05.12.02 «Telecommunication systems and networks». – Kharkiv National University of Radio Electronics, Kharkiv, 2018.

Dissertation is devoted to solving of the actual scientific problem related with optimization of hierarchical-coordination routing processes in software-defined telecommunication networks by developing and improving corresponding mathematical models and methods in order to improve the scalability and quality of service in telecommunication networks.

In the course of the analysis carried out in the work, it was established that the effective means of improving the quality of service and scalability of telecommunication networks is the use of hierarchical routing, which today represents a set of protocol solutions. However, existing hierarchical routing protocols are based only on the structural hierarchy of the network and on relatively simple combinatorial algorithms for finding the shortest path on the graph, which describes the structure of the network. This greatly reduces the efficiency of network's operation and envisages viewing and improving existing models and methods of hierarchical routing, which are based on known protocol solutions.

The flow-based model and method of hierarchical-coordination intra-area source routing in telecommunication network SDN/MPLS-TE were improved. The novelty of the solutions is, firstly, in the decomposition of the flow-based routing model with load balancing according to the principles of Traffic Engineering, and secondly, in the modification of route metrics and load balancing conditions in proportion to the distance of links by the number of receptions from the sender and

receiver routers, which allowed to increase the scalability of route decisions: reducing the volume of traffic load circulating in the network, as well as the time of solution of route tasks in general. This was achieved, firstly, by reducing the size of route tasks in proportion to the number of borderline routers and the number of packet flows; second, on the basis of increasing the convergence of methods to optimal solutions, on average 1.5-2 to 3.5-5, and in some cases up to 8 times, depending on the size and connectivity of the network, as well as its load. This is especially true for the high network load, which determines the area of preferred use of the proposed solutions in practice by changing existing or developing new routing protocols.

A mathematical model and method of hierarchical-coordination inter-area routing in a software-defined telecommunication network consisting of a set of sequentially connected domains has been proposed for the first time. The novelty of the model lies in the fact that on the basis of its decomposition representation, in relation to each individual area, first of all, conditions of the flow conservation have acquired a new form for areas of different types: senders, receivers of packets and transit areas; and secondly, it was possible in correct forming the conditions of inter-area interaction, implementation of which ensured the interconnection of inter-area paths. The novelty of the method of inter-area routing is based on usage of the principle of goal coordination, which allowed the realization of hierarchical-coordination inter-area routing, bringing the quality of distributed routing across areas to the results of centralized routing, but significantly reducing the dimensionality of the routing problem, which ultimately contributes to increased scalability of inter-area routing solutions. In the course of the investigation of the proposed method, the influence of network structure, router connectivity, the number of border routers, the implemented routing strategy (single path or multipath), and the loading of network on the convergence of the coordination procedure was analyzed. The results of the investigation showed that the increase of the number of iterations of the procedure was influenced by the increase in network loading, if accompanied by the implementation of the multipath routing strategy, as well as an increase in the

number of border routers. This was explained by the increase in the number of possible variants of the solution of the routing problem in individual area, which led to some increase in the number of iterations of coordinating procedures (up to 3-4). Other features of the structure of the network areas did not significantly affect convergence of the method. In the implementation of single path routing method provided the connection between the domains route in the first place for 1-2 iteration of the work of the coordination procedure.

The three-level hierarchical-coordination routing method in the SDN/MPLS telecommunication network was firstly proposed. The novelty of the method lies in the introduction of a three-level hierarchy for calculating route variables with the consistent coordination of the solutions. The zero and the first levels in method were responsible for the organization and coordination of intra-area routing, and the second level task is the implementation and coordination of inter-area interaction. This allowed to increase the scalability of inter-area source routing problem solutions in the SDN/MPLS telecommunication network.

The two-level routing method with the link resource allocation in the software-defined telecommunications network SDN/MPLS-DiffServ-TE has been further developed. The novelty of the method is, firstly, in relation to the principle of predicting the interactions while ensuring a balanced use of the link resource allocated to flows of different classes (priorities) during their routing. The introduction of a two-level hierarchy of solutions has allowed to reduce the initial sufficiently large settlement problem of non-linear optimization to the iterative solution of less-dimensional problems of linear programming without loss of adequacy of final decisions, which, in turn, allowed to reduce the computational complexity of the practical realization of the proposed method on controllers of the software-defined network in real time.

Keywords: model, method, hierarchy, routing, resource, flow, bandwidth, coordination, iteration.

Список публікацій здобувача:

1. Лемешко А.В., Невзорова Е.С., Арус К.М. Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации в телекоммуникационной сети // Проблемы телекоммуникацій. 2015. № 1 (16). С. 54-71. URL: http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_lemeshko_coordination.pdf.
2. Nevzorova Ye.S., Arous K.M., Salakh M.T.R. Method for hierarchical coordinated multicast routing in a telecommunication network // Telecommunication and Radio Engineering. 2016. Vol. 75. P. 1137- 1151.
3. Лемешко А.В., Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Разработка и анализ метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации в телекоммуникационной сети // Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку. 2016. №4 (44). С. 49- 67.
4. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O. Hierarchical Method of Inter-Area Fast Rerouting // Transport and Telecommunication Journal. 2017 18(2). P. 155-167.
5. Лемешко А.В., Невзорова Е.С. Разработка трехуровневого метода иерархической маршрутизации на основе принципа целевой координации // Радиоэлектроника и информатика. 2017. №2 (77). С. 15-19.
6. Невзорова О.С. Розробка та дослідження методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі MPLS-TE // Проблемы телекоммуникацій. 2017. № 2 (21). С. 3-15. URL: http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_nevzorova_hierarchical.pdf
7. Невзорова Е.С., Ахмед К. Хасан, Бильчук В.А. Анализ метода двухуровневой маршрутизации на основе принципа целевой координации // ИНФОКОМ-2014: межд. молодежная научно-практическая конф. СКФ МТУСИ Часть I. (Ростов-на-Дону, 2014). Ростов-на-Дону, 2014. С. 289-293.
8. Nevzorova O., Hasan A.K., Korshets O.A. Convergence Analysis of the Hierarchical Routing Method // Modern Problems of Radio Engineering,

Telecommunications, and Computer Science: proc. of XIIth International Conf. (Lviv-Slavske, 25 February-1 March 2014). Lviv-Slavske, 2014. P. 587-589.

9. Невзорова Е.С. Анализ сходимости метода иерархической маршрутизации // Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке: материалы 18-го Международного молодежного форума (Харьков, 14-16 апреля 2014). Харьков: ХНУРЭ, 2014. С. 71-72.

10. Lemeshko O., Nevzorova O., Nailan A. The increasing convergence of coordination procedure in the implementation of multipath hierarchical routing // Problems of Infocommunications Science and Technology PICS&T'2014: proceedings of First International Scientific-Practical Conference (Kharkiv, Ukraine, 14-17 Oct. 2014). Kharkiv, 2014. P. 45-48.

11. Лемешко А.В., Невзорова Е.С. Повышение эффективности реализации иерархическо-координационной маршрутизации в телекоммуникационной сети // ИНФОКОМ-2015: межд. молод. научно-практическая конф. СКФ МТУСИ Часть I (Ростов-на-Дону, 2015). Ростов-на-Дону, 2015. С. 215-219.

12. Невзорова Е.С., Тарики Надия Анализ сходимости иерархической маршрутизации с использованием технологии Traffic Engineering // Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке: материалы 19-го Международного молодежного форума. Сб. материалов форума. Т4. (г.Харьков: ХНУРЭ, 20-22 апреля 2015). Харьков, 2015. С. 75-76.

13. Nevzorova O., Abdulwahd M.N. Hierarchical routing with load balancing in wireless mesh networks // Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи, ЭМС-2015: сборник научных трудов первой международной научно-технической конф. (Харьков, 27 мая 2015). Харьков, 2015. С. 24-27.

14. Невзорова Е.С. Исследование сходимости иерархическо-координационного метода маршрутизации // Проблеми експлуатації та захисту інформаційно комунікаційних систем: тези науково-практичної конференції (м. Київ, 2-4 червня 2015). Київ, 2015. С. 157-158.

15. Nevzorova O., Arous K., Hailan A. Flow-based model of hierarchical multicast routing // Problems of Infocommunications Science and Technology, PICS&T'2015: proceedings of Second International Scientific-Practical Conference (Kharkiv, 13-15 Oct. 2015). Kharkiv, 2015. P. 50-53.
16. Невзорова Е.С., Арус К.М. Анализ модели двухуровневой многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети // Современные информационно-телекоммуникационные технологии: материалы научной технической конф. (м. Київ, 17-20 ноября 2015). Киев, 2015. С. 98-100.
17. Nevzorova O., Arous K. M., Ali A.S. Research of the flow-based model of hierarchical multicast routing // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications, and Computer Science: proceedings of XIIIth International Conference (Lviv-Slavske, 23-26 Feb. 2016). Lviv-Slavske, 2016. P. 889-892.
18. Lemeshko O., Nevzorova O., Vavenko T. Hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network // Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo): proceedings of International Conference (Kyiv, 11-16 Sept. 2016). Kyiv, Ukraine, 2016. P.1-4.
19. Lemeshko O., Nevzorova O., Hailan A. M. Research of hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network // Problems of infocommunications Science and Technology (PIC S&T'2016): IIIth Intern. Scientific-Practical Conf. (Kharkiv, 4-6 Oct.2016). Kharkiv, 2016. P. 135-138
20. Lemeshko O., Nevzorova O., Vavenko T. Two-level method of hierarchical inter-area routing in network // Physical and technological problems of transmission, processing and storage of information in infocommunication systems: proceedings of Vth International Scientific Practical Conference (Chernivtsi, 3-5 november 2016). Chernivtsi, 2016. P. 154-155.
21. Yeremenko O., Nevzorova O., Ali Salem Ali Two-level method of fault-tolerant inter-area routing // The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (CADSM): 14th International Conference

(Polyana-Svalyava (Zakarpattia), 21-25 February 2017). Polyana-Svalyava, 2017. P. 105-108.

22. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Метод иерархической междоменной маршрутизации на основе принципа целевой координации // Информатика, математика, автоматика: матеріали науково-технічної конференції (Суми, 17-21 квітня 2017). Суми, 2017. С. 106.

23. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Исследование метода иерархической междоменной маршрутизации // Радіоелектроніка та молодь у ХХІ столітті: матеріали 21-го міжнародного молодіжного форуму (Харків, 25-27 квітня 2017). Харків, 2017. С. 57-58.

24. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Трехуровневый метод иерархической маршрутизации // Перспективи розвитку інформаційно-телекомунікаційних технологій та систем ПРІТС 2017: тези допов. ІХ Міжнародна науково-технічна конференція студентів та аспірантів (Київ НТУУ «КПІ ім. Ігоря Сікорського», 2017). Київ, 2017. С. 475

25. Yeremenko O.S., Lemeshko O.V., Nevzorova O.S., Hailan A.M. Method of hierarchical QoS routing based on network resource reservation // electrical and computer engineering (UKRCON): First Ukraine Conference (Kyiv, 29 May-2 June 2017). Kyiv, 2017. P. 971-976.

26. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O., Vavenko T. Three-level Method of Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network // Conference on Information and Telecommunication Technologies and Radio Electronics (UkrMiCo'2017): IEEE The Second International Conference, (Kyiv, 11-15 Sept. 2017) Kyiv, 2017. P. 1-4

27. Lemeshko O., Ilyashenko A., Nevzorova O., Mal-allah A.M. Method of Segment Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network // Advanced Information And Communication Technologies-2017 (AICT-2017): IEEE 2nd International Conference (Lviv, 4-7 July 2017). Lviv, 2017. P. 262-265.

28. Nevzorova O., Vavenko T., Arif F. A. R. Hierarchical method of load-balancing routing in MPLS network // Problems of Infocommunications. Science

and Technology (PIC S&T): 4th International Scientific-Practical Conference (Kharkov, Ukraine, 10-13 Oct. 2017). Kharkov, 2017. P. 434-438.

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

30. Lemeshko, O., Nevzorova O., Hailan A.M. Hierarchical Method of Routing and Resource Allocation in DiffServ-TE Network // Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET'2018): 14th International Conference (Lviv-Slavske, Ukraine, 20-24 Feb. 2018). Lviv, 2018. P. 1-5.

31. Спосіб підвищення збіжності координаційної процедури в ході оптимізації процесу ієрархічної маршрутизації в телекомунікаційній мережі: патент Україна: МПК (2015.01) G 06 G 3/00. № u201412829; заявка 01.12.2014; опуб. 25.05.2015, бюл. №10. 7 с.

ЗМІСТ

Перелік умовних скорочень.....	16
Вступ.....	18
Розділ 1. Аналіз відомих теоретичних та протокольних рішень щодо ієрархічної маршрутизації та управління трафіком в телекомунікаційній мережі.....	26
1.1. Аналіз місця та задач програмно-конфігурованих мереж в системах телекомунікацій.....	26
1.2. Характеристика засобів управління трафіком у телекомунікаційній мережі.....	29
1.3. Огляд відомих протоколів та методів маршрутизації в телекомунікаційній мережі.....	34
1.4. Класифікація протоколів та методів ієрархічної маршрутизації в телекомунікаційних мережах.....	41
1.5. Постановка науково-прикладної задачі.....	49
1.6. Висновки до першого розділу.....	51
Розділ 2. Поточкова модель та метод ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS.....	53
2.1. Декомпозиційна модель ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS.....	54
2.2. Розв'язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації на основі метрик в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS.....	57
2.3. Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одноадресних потоків на основі метрик в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS.....	60
2.4. Розв'язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одноадресних потоків з балансуванням навантаження в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE.....	75

2.5. Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одноадресних потоків з балансуванням навантаження в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE.....	78
2.6. Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації багатоадресних потоків в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE.....	83
2.7. Структура методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS.....	86
2.8. Висновки до другого розділу.....	89
Розділ 3. Розробка та дослідження математичної моделі та методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі.....	92
3.1. Модель міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі, що складається з множини послідовно з'єднаних доменів.....	92
3.2. Метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі.....	99
3.3. Дослідження запропонованого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі.....	103
3.4. Трирівневий метод ієрархічно-координаційної маршрутизації в багатодоменній телекомунікаційній мережі.....	117
3.5. Висновки до третього розділу.....	124
Розділ 4. Дворівневий метод маршрутизації з розподілом каналного ресурсу в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE.....	128
4.1. Поточкова модель маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE.....	128

4.2. Дворівневий метод маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE.....	131
4.3. Аналіз запропонованого дворівневого методу маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі.....	134
4.4. Висновки до четвертого розділу.....	140
Розділ 5. Лабораторне дослідження запропонованих моделей та методів з розробкою рекомендацій щодо їх практичного використання.....	142
5.1. Методика проведення лабораторного експерименту.....	142
5.2. Результати експериментального дослідження запропонованих моделей та методів маршрутизації.....	147
5.3 Рекомендації щодо практичного використання отриманих у роботі результатів в сучасних та перспективних програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах	149
5.4. Висновки до п'ятого розділу.....	150
Висновки по роботі.....	152
Список використаних джерел.....	155
Додаток А. Акти впровадження.....	167

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ

TKM	телекомунікаційна мережа
ABR (area border router)	прикордонний маршрутизатор
API (application programming interface)	відкритий інтерфейс програмування
AS (Autonomous System)	автономна система
ASBR (Autonomous System boundary router)	прикордонний маршрутизатор автономної системи
BGP (Border Gateway Protocol)	протокол граничного шлюзу
DiffServ (differentiated services)	диференційоване обслуговування
DSCP (DiffServ Code Point)	точка коду диференційованих послуг
ECN (Explicit Congestion Notification)	алгоритм явного повідомлення про перевантаження
EGP (Exterior Gateway Protocol)	протокол зовнішнього шлюзу
IGP (Interior Gateway Protocol)	протокол внутрішнього шлюзу
IntServ (Integrated and differentiated services)	інтегроване обслуговування
IS-IS (Intermediate System to Intermediate System)	протокол маршрутизації «проміжна система» - «проміжна система»
MPLS (MultiProtocol Label Switching)	технологія багатопротокольної комутації за мітками
NOS (Network Operating System)	мережна операційна система
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

RED (Random Early Detection)	алгоритм довільного раннього виявлення
RSVP (Resource ReSerVation Protocol)	протокол резервування ресурсів
SDN (Software-defined networking)	програмно-конфігурована мережа
TE (traffic engineering)	інжиніринг трафіку
ToS (Type of Service)	тип сервісу
TS (traffic shaping)	вирівнювання трафіку
WRED (Weighted RED, Weighted random early detection)	зважений алгоритм довільного раннього виявлення

ВСТУП

Актуальність теми. Одним з найбільш результативних підходів до підвищення ефективності сучасних телекомунікаційних систем та мереж є реалізація ідей, які закладені в концепцію побудови програмно-конфігурованих мереж (Software Defined Networking, SDN). Як показав проведений аналіз [1-4] впровадження SDN націлене, перш за все, на вдосконалення процесів управління трафіком, здешевлення комутаційного обладнання та зростання конкуренції на ринку мережного програмного забезпечення з метою покращення рівня якості обслуговування (Quality of Service, QoS) в телекомунікаційній мережі (ТКМ).

Відмінною рисою програмно-конфігурованих ТКМ є передача ключових функцій щодо управління трафіком від маршрутизаторів транспортної мережі на сервери (контролери) мережної операційної системи (Network Operating System, NOS) [5-7]. Це сприяє підвищенню централізації рішень з управління трафіком та необхідності перегляду як окремих мережних протоколів, так і покладених в їх основу математичних моделей та методів. Однак важливо розуміти, що централізація розрахунків негативно позначається на масштабованості отримання та реалізації на практиці кінцевих мережних рішень: зростають об'єми службового навантаження, знижується оперативність управління мережею, підвищуються вимоги до обчислювальної потужності та продуктивності контролерів NOS/SDN.

В зв'язку з цим на практиці все частіше використовуються ієрархічні мережні рішення, які орієнтовані на реалізацію переваг централізованого та розподіленого (децентралізованого) управління трафіком та мінімізацію їх недоліків. Однак це можливо забезпечити лише на підставі всебічного теоретичного обґрунтування процесів ієрархічного управління трафіком та забезпечення якості обслуговування.

Ключову роль в архітектурі управління трафіком з підтримкою QoS відіграють протоколи як внутрішньодоменної, так і міждоменної маршрутизації, які де-факто в своїй більшості відносяться до ієрархічних рішень [8-10]. Це, перш за все, стосується IGP-протоколів OSPF (Open Shortest Path First) та IS-IS (Intermediate System to Intermediate System), а також EGP-протоколів EGP (Exterior Gateway Protocol) та BGP (Border Gateway Protocol). Проте вони базуються, переважно, на структурній ієрархії та декомпозиції ТКМ на підмережі (області, домени). Функціональною ж основою маршрутних протоколів були й залишаються комбінаторні алгоритми, запропоновані Е. Дейкстрою, Р. Беллманом та Л. Фордом в середині минулого століття [11]. Однак ці евристичні алгоритмічні рішення підтримують досить обмежені властивості щодо врахування ієрархічної побудови ТКМ, вимог концепції Traffic Engineering (TE) щодо балансування навантаження, характеристик сучасного мережного трафіка та параметрів самої мережі, що суттєво ускладнює забезпечення максимальної ефективності функціонування SDN.

Проблематикою, яка присвячена вдосконаленню та розробці нових математичних моделей та методів маршрутизації взагалі, та ієрархічної зокрема, займаються багато закордонних та вітчизняних вчених [12-19]. 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., Романюк В.А., Романов О.І., Лемешко О.В., Євсєєва О.Ю. та інші. За результатами проведеного аналізу можна зробити висновок, що математичною та алгоритмічною основою ієрархічної маршрутизації має стати теорія ієрархічних багаторівневих систем управління, яка запропонована М.Д. Месаровичем, Д. Мако, І. Такахарою [20] та розвинута М. Сингхом, А. Тітлі [21]. В рамках цієї теорії сформульована множина принципів та постулатів, які регламентують форму та зміст як окремих задач ієрархічних рівнів, так і задач координації їх роботи для забезпечення оптимального розв'язання задачі, яка ставиться перед ієрархічною системою в цілому.

Таким чином, актуальності набуває наукова задача, пов'язана з оптимізацією процесів ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах шляхом розробки та вдосконалення відповідних математичних моделей та методів для підвищення масштабованості та якості обслуговування в ТКМ.

Зв'язок роботи з науковими програмами, планами, темами. Дисертаційна робота безпосередньо пов'язана з реалізацією основних положень «Концепції національної інформаційної політики», «Концепції Національної програми інформатизації», «Концепції конвергенції телефонних мереж і мереж з пакетною комутацією в Україні» та «Основних засад розвитку інформаційного суспільства в Україні на 2007-2015 роки». Результати дисертаційної роботи використані в ході виконання наступної науково-дослідницької роботи: № 299-1 (НДР: 0115U002432) «Підвищення масштабованості технологічних рішень щодо забезпечення якості обслуговування в конвергентних телекомунікаційних системах», в якій здобувач виступав виконавцем. Отримано патент на корисну модель [53].

Мета дисертаційної роботи полягає у підвищенні масштабованості маршрутних рішень в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах шляхом вдосконалення моделей і методів ієрархічно-координаційної маршрутизації.

У дисертаційній роботі розв'язані такі окремі **задачі дослідження**:

- аналіз відомих протокольних та теоретичних рішень щодо ієрархічної маршрутизації в телекомунікаційних мережах;
- розробка та дослідження потокової моделі та методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації;
- розробка та дослідження поточкових моделей та багаторівневих методів ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації;
- удосконалення моделі та дворівневого методу маршрутизації зі збалансованим розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі;

- експериментальне дослідження ефективності запропонованих у дисертації рішень щодо ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах;

- розробка рекомендацій щодо практичного використання запропонованих в дисертації результатів у сучасних і перспективних ТКМ.

Об'єкт дослідження: процеси ієрархічної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах.

Предмет дослідження: моделі та методи ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах.

Методи дослідження. В ході виконання дисертаційної роботи були використані аналітичні та імітаційні методи дослідження. При удосконаленні та розробці математичних моделей та методів ієрархічно-координаційної маршрутизації були використані елементи теорії графів, теорії множин, оптимізаційні методи математичного програмування. При розробці методів ієрархічно-координаційної маршрутизації використані принципи та постулати теорії ієрархічних багаторівневих систем. В ході перевірки адекватності запропонованих моделей і оцінки ефективності розроблених методів використано пакет MatLab та методи лабораторного експерименту.

Наукові результати, отримані особисто дисертантом, та їх новизна.

1. Вдосконалено потокову модель та метод ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації «від джерела» в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE. Новизна рішень полягає, по перше, в декомпозиційному поданні потокової моделі маршрутизації з балансуванням навантаження за принципами Traffic Engineering (TE), по-друге, в модифікації маршрутних метрик та умов балансування навантаження пропорційно віддаленості каналів зв'язку за кількістю переприйомів від маршрутизаторів відправника та одержувача, що дозволило, підвищити масштабованість маршрутних рішень: знизити об'єм службового навантаження, що циркулює у мережі, а також час розв'язання маршрутних задач в цілому. Це досягалось, по-перше, за рахунок зменшення розміру маршрутних задач пропорційно кількості приграничних

маршрутизаторів та числа потоків пакетів; по-друге, на підставі підвищення збіжності методів до оптимальних рішень в середньому від 1,5-2 до 3,5-5, а в ряді випадків і до 8 разів в залежності від розміру та зв'язності мережі, а також її завантаженості.

2. Вперше запропоновано математичну модель і метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі, що складається з множини послідовно з'єднаних доменів. Новизна моделі полягає в тому, що на основі її декомпозиційного представлення відносно кожного окремого домену, по-перше, набули нової форми умови збереження потоку для доменів різних типів: відправників, одержувачів пакетів та транзитних доменів; по-друге, вдалось коректно сформулювати умови міждоменної взаємодії, виконання яких гарантувало зв'язність міждоменних шляхів. Новизна методу міждоменної маршрутизації полягає у використанні принципу цільової координації, що дозволило реалізувати ієрархічно-координаційну міждоменну маршрутизацію, наблизивши якість розподіленої маршрутизації за доменами до результатів централізованої маршрутизації, але суттєво знизивши при цьому розмірність маршрутної задачі, що в підсумку сприяє підвищенню масштабованості рішень щодо міждоменної маршрутизації.

3. Вперше запропоновано тривірневий метод ієрархічно-координаційної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS. Новизна методу полягає у введенні тривірневої ієрархії розрахунку маршрутних змінних з послідовною координацією отриманих рішень: нульовий та перший рівні відповідали за організацію та координацію внутрішньодоменної маршрутизації, а задача другого рівня – реалізація та координація міждоменної взаємодії. Це дозволило підвищити масштабованість рішень задачі міждоменної маршрутизації «від джерела» в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS.

4. Отримав подальший розвиток дворівневий метод маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікацій-

ній мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE. Новизна методу полягає, по-перше, у застосуванні принципу прогнозування взаємодій при забезпеченні збалансованого використання каналного ресурсу, що виділяється потокам різних класів (пріоритетів) в ході їх маршрутизації. Введення дворівневої ієрархії рішень дозволило звести вихідну досить розмірну розрахункову задачу нелінійної оптимізації до ітераційного розв'язання менш розмірних задач лінійного програмування без втрати адекватності кінцевих рішень, що дозволило знизити обчислювальну складність практичної реалізації запропонованого методу на контролерах програмно-конфігурованої мережі в реальному масштабі часу.

Обґрунтованість і достовірність наукових положень, висновків і рекомендацій визначається допустимим збігом результатів аналітичного, імітаційного моделювання та лабораторного експерименту. Крім того, обґрунтованість 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 ясним фізичним трактуванням отриманих результатів дослідження.

Використання результатів роботи на практиці. Практична цінність отриманих в дисертації результатів полягає в тому, що вони можуть бути покладені в основу алгоритмічного та програмного забезпечення маршрутизаторів у вигляді перспективних протоколів маршрутизації в програмно-конфігурованих ТКМ. Реалізація на практиці запропонованих моделей і методів дозволить підвищити масштабованість маршрутних рішень за рахунок зниження обчислювальної складності маршрутних задач, а також зменшення обсягів циркулюючої службової інформації про стан мережі.

Результати дисертаційної роботи використані в ході науково-дослідної роботи: № 299-1 «Підвищення масштабованості технологічних рішень щодо забезпечення якості обслуговування в конвергентних телекомунікаційних системах», в якій здобувач виступав виконавцем. Отримано патент на корисну

модель [53]. Отримані в роботі результати також були використані у навчальному процесі кафедри ІКІ ХНУРЕ у лекційному курсі та практичних заняттях з дисципліни «Управління та маршрутизація в ТКС». Використання матеріалів дисертації підтверджено наявністю методичних праць [22].

Повнота викладення матеріалів дисертації в публікаціях та особистий внесок в них автора. Всі основні наукові результати, висвітлені в дисертаційній роботі, здобувач отримав самостійно. Крім того, в роботі [23] здобувач дослідила ієрархічно-координаційний метод внутрішньодоменної маршрутизації та запропонувала вираз щодо модифікації маршрутних метрик віддалених за кількістю переприйомів каналів зв'язку; в статті [24] здобувачем проведено аналіз можливості застосування принципу цільової координації для ієрархічної маршрутизації «від джерела» багатоадресних потоків; в статті [25] здобувачем запропоновано математичну модель і метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі, що складається з множини послідовно з'єднаних доменів; в роботі [26] автором проведено аналіз щодо особливостей застосування принципу цільової координації при ієрархічній відмовостійкій маршрутизації в ТКМ; в роботі [27] автором запропоновано трирівневий метод ієрархічно-координаційної маршрутизації в телекомунікаційній мережі.

Апробація. Основні результати дисертації доповідалися на 24 Міжнародних наукових конференціях та форумах [28-52], в тому числі на XVIII, XIX, XXI Міжнародних молодіжних форумах «Радіоелектроніка та молодь у XXI столітті» (Харків, ХНУРЕ, 2014, 2015, 2017); на XII-XIV Міжнародних IEEE-конференціях «Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science» (Lviv-Slavske, 2014, 2016, 2018); на I-IV Міжнародних науково-практичних конференціях «Problems of Infocommunications Science and Technology» (Kharkiv, 2014-2017); на I, II Міжнародних IEEE-конференціях «Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo)» (Kyiv, 2016, 2017); на 14-й Міжнародній IEEE-конференції «The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (CADSM)» (Polyana-Svalyava (Zakarpattya),

Ukraine, 2017); на V, VI Міжнародних науково-практичних конференціях «Physical and technological problems of transmission, processing and storage of information in infocommunication systems» (Чернівці, 2016, 2017); на першій Міжнародній IEEE-конференції «Ukraine Conference on ELECTRICAL AND COMPUTER ENGINEERING (UKRCON)» (Київ, 2017); на 2-й Міжнародній IEEE-конференції «Advanced Information And Communication Technologies-2017 (AICT-2017)» (Львів, 2017); на VII, VIII Міжнародних науково-практичних конференціях СКФ МТУЗІ «ИНФОКОМ» (Ростов-на-Дону, 2014, 2015); на першій Міжнародній науково-технічній конференції «Проблеми електромагнітної сумісності перспективних безпроводових мереж зв'язку» (Харків, 2015); на науково-практичній конференції «Проблеми експлуатації та захисту інформаційно комунікаційних систем» (Київ, 2015); на науково-технічній конференції «Сучасні інформаційно-телекомунікаційні технології» (Київ, 2015); на науково-технічній конференції «Інформатика, математика, автоматика» (Суми, 2017); на IX Міжнародній конференції «Перспективи розвитку інформаційно-телекомунікаційних технологій та систем» ПРІТС 2017 (Київ, 2017).

Публікації. Основні положення та результати дисертаційної роботи опубліковано у 31 науковій праці, у тому числі 6 статей, серед яких 4 статті у наукових фахових виданнях України [23, 25, 27, 28] та 2 статті у закордонних журналах, які індексуються базою Scopus [24, 26]. Одержані результати та висновки апробовано на 24-х Міжнародних конференціях та форумах [28-52], з яких 11 на конференціях, що проходили під егідою IEEE та індексуються наукометричними базами Scopus та IEEE Xplore Digital Library [32, 37, 39, 40, 41, 43, 47-50, 52]. Отримано один патент на корисну модель [53].

Структура та обсяг дисертації. Дисертація складається зі вступу, п'яти розділів та одного додатку. Загальний обсяг роботи становить 175 сторінок, у тому числі 150 сторінок основного тексту, 68 рисунків та 11 таблиць. Список використаних джерел містить 109 найменувань, викладених на 12 сторінках.

РОЗДІЛ 1

АНАЛІЗ ВІДОМИХ ТЕОРЕТИЧНИХ ТА ПРОТОКОЛЬНИХ РІШЕНЬ ЩОДО ІЄРАРХІЧНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ ТА УПРАВЛІННЯ ТРАФІКОМ У ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНІЙ МЕРЕЖІ

1.1. Аналіз місця та задач програмно-конфігурованих мереж в системах телекомунікацій

На сьогоднішній день невід’ємною частиною у розвитку сучасного суспільства виступають інформаційно-комунікаційні технології. Значну роль при цьому відіграють телекомунікаційні мережі, які забезпечують обмін інформацією між усіма територіально віддаленими термінальними пристроями, серверами послуг та управління [9-10, 54-56]. Як показав проведений аналіз [3, 6, 12], досить прогресивною ідеєю в сфері телекомунікацій є відділення рівня управління від рівня передачі даних у ТКМ. На розробці та реалізації подібної ідеї сфокусована нова концепція програмно-конфігурованих телекомунікаційних мереж (Software-Defined Networking, SDN), яка сьогодні активно розвивається і, на думку своїх розробників, повинна ефективно доповнити і модернізувати більшість існуючих мережних технологій.

SDN архітектура підтримує набір API (відкритий інтерфейс програмування), який робить можливим реалізацію загальних мережних сервісів, керування пропускнуою здатністю, управління трафіком, оптимізацію процесорного навантаження, всі форми управління політиками та користувацькі налаштування для забезпечення всіх вимог користувачів щодо рівня якості обслуговування [1-6]. За допомогою відкритих API можна управляти мережею та процесами, що в ній протікають, реалізуючи мережні сервіси та додаткові можливості, не вдаючись в деталі їх реалізації, що дозволяє оптимізувати використання мережних та обчислювальних (серверних) ресурсів (рис. 1.1).

Таким чином, основна ідея SDN полягає передачі ряду основних керуючих функцій від операційних систем вузлів (маршрутизаторів та комутаторів)

ТКМ до спеціального контролера (сервера) або множини таких контролерів мережної операційної системи. Концепція SDN передбачає створення єдиного, незалежного від виробника інтерфейсу обладнання між платформою управління та платформою передачі даних, а також віртуалізацією фізичних ресурсів мережі.

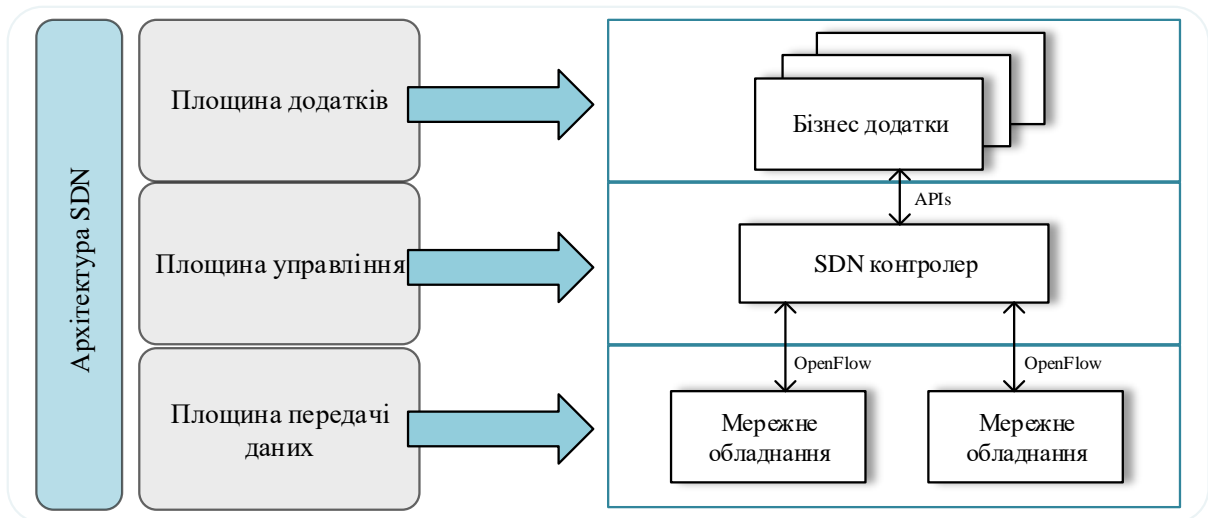


Рис. 1.1. Архітектура технології SDN

До основних переваг SDN можна віднести:

- підвищення ефективності управління мережею;
- підвищення безпеки мережі;
- покращення гнучкості управління мережею та її ресурсами;
- підвищення конкурентоздатності мережного програмного забезпечення та комутаційного обладнання;
- покращення рівня якості обслуговування.

В ході проведено аналізу встановлено, що на теперішній час активно використовуються декілька основних функціональних варіантів побудови SDN архітектур, які відрізняються способом розподілу функцій контролю (управління) та передачі даних в мережі (рис. 1.2). Архітектура з розподіленим контролем (рис. 1.2. а) – це традиційна TCP/IP мережа в якій функції управління та передачі даних реалізуються в межах операційної системи на кожному з маршрутизаторів ТКМ окремо.

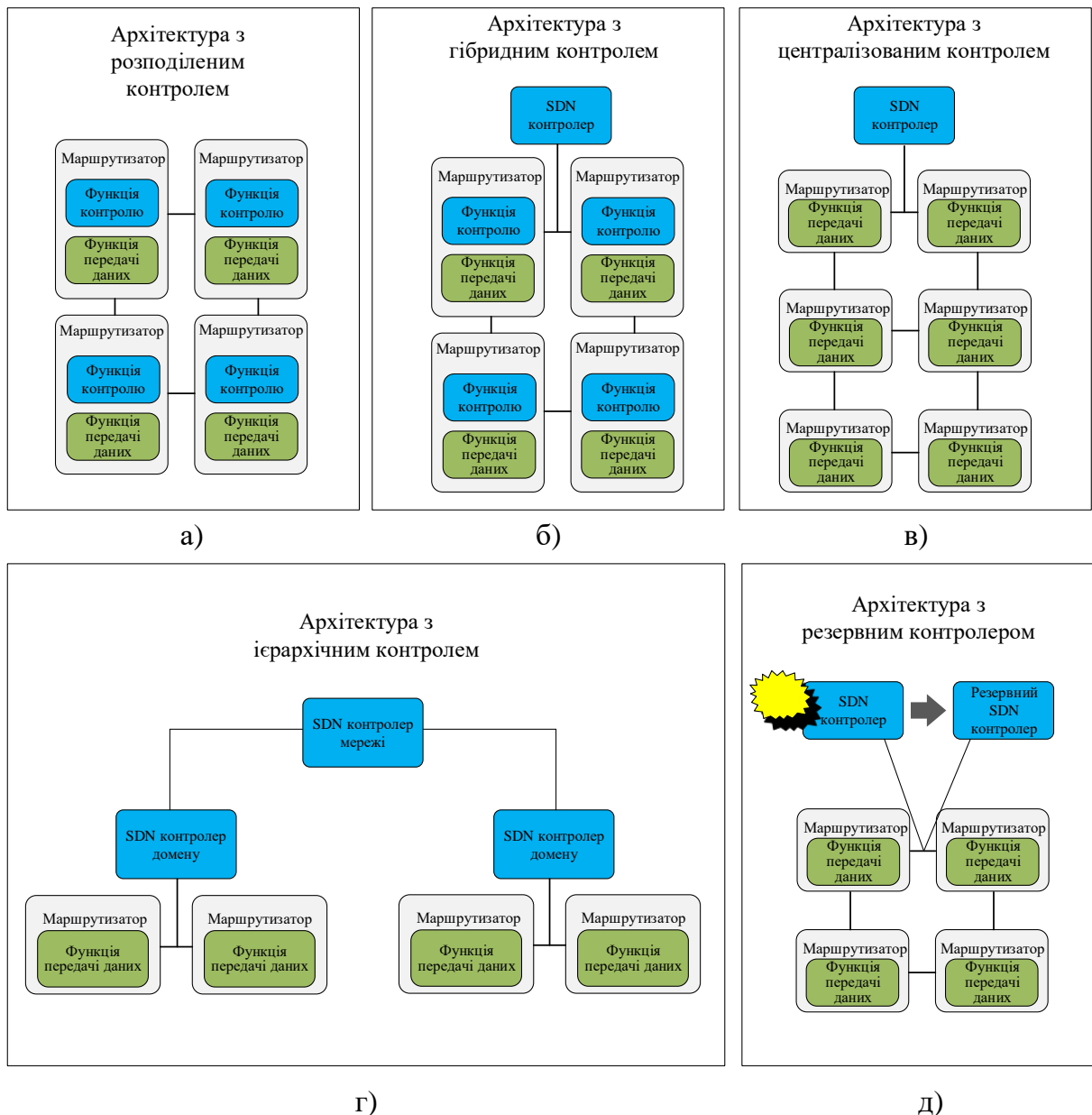


Рис. 1.2. Варіанти SDN архітектури

SDN архітектура з гібридним контролем (рис. 1.2 б) передбачає делегування основних функцій контролю від маршрутизаторів до SDN-контролера. Завдяки використанню гібридного контролю деякі задачі реального масштабу часу щодо управління трафіком все ще розв'язуються на маршрутизаторах, а ряд задач перекладається на SDN-контролер. В межах SDN з гібридним контролем традиційні мережні протоколи транспортної або локальної мережі та SDN-протоколи функціонують в одній і тій же ТКМ. Подібна архітектура дозволяє впроваджувати новітні SDN-рішення, такі як OpenFlow, в дещо застарілі середовища без повної перебудови мережної архітектури.

SDN-архітектура з централізованим контролем – це базова архітектура програмно-конфігурованих мереж, в якій функції контролю повністю передані з маршрутизаторів транспортної мережі на контролери мережної операційної системи (рис. 1.2 в). SDN з централізованим контролем дозволяє значно покращити мережну гнучкість завдяки програмуваності та автоматизації, значно знижуючи витрати на мережні операції. Проте централізовані рішення нерідко мають невисоку надійність та масштабованість.

З огляду на ці проблеми, на практиці переходять до реалізації принципів ієрархічного контролю мережі. Ця архітектура (рис. 1.2 г) заснована на введенні багаторівневої ієрархії контролерів, коли за функціональність кожного домену ТКМ відповідає SDN-контролер домена. SDN-контролер мережі в цілому здійснює координацію роботи контролерів доменів для підвищення ефективності розподіленого управління мережею. SDN-архітектура з резервним контролером, впровадження якої також націлено на підвищення надійності мережних рішень, передбачає введення додаткового SDN-контролера, на який перекладаються функції основного контролера при виході останнього з ладу (рис. 1.2 д).

Натепер сучасні ТКМ використовують досить широкий функціонал технологічних засобів щодо управління трафіком з метою підвищення рівня якості обслуговування, які реалізуються на всіх рівнях еталонної моделі взаємодії відкритих систем (OSI). При цьому важливо забезпечити адаптацію цих рішень під різні варіанти архітектур SDN-мереж (рис. 1.2).

1.2. Характеристика засобів управління трафіком у телекомунікаційній мережі

Основною метою впровадження всіх технологічних засобів управління трафіком є забезпечення необхідного рівня якості обслуговування, а досягнення цієї мети має базуватись на системних рішеннях [57-59]. Міжнародна

стандартизація технологічних вимог щодо забезпечення QoS в ТКМ здійснюється, як правило, Міжнародним союзом телекомунікацій (ITU) та Європейським інститутом телекомунікаційних стандартів (ETSI), Асоціацією телекомунікаційної промисловості (TIA), Американським національним інститутом стандартів (ANSI) та ін.

Відомо, що якість зв'язку визначається параметрами, що наведені на рис. 1.3 [57]. Необхідні значення показників якості обслуговування прописуються в угоді про рівень надання послуг (Service Level Agreement, SLA), яка є документом, що регламентує дії операторів з надання клієнту послуг [58].



Рис. 1.3. Класифікація показників якості обслуговування

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. Це накладає свій відбиток як на зміст SLA, так і на перелік технологічних засобів, які використовуються для забезпечення якості обслуговування в сучасних мультисервісних ТКМ.

На сьогоднішній день на практиці знайшов своє застосування широкий спектр засобів (протоколів і механізмів) управління трафіком, які безпосередньо впливають на числові значення основних показників якості обслуговування (рис. 1.3). Їх умовно можна розділити на чотири основні групи (рис. 1.4), що включають в себе концепції управління трафіком, засоби маршрутизації, механізми управління чергами, профілювання трафіка та ін.

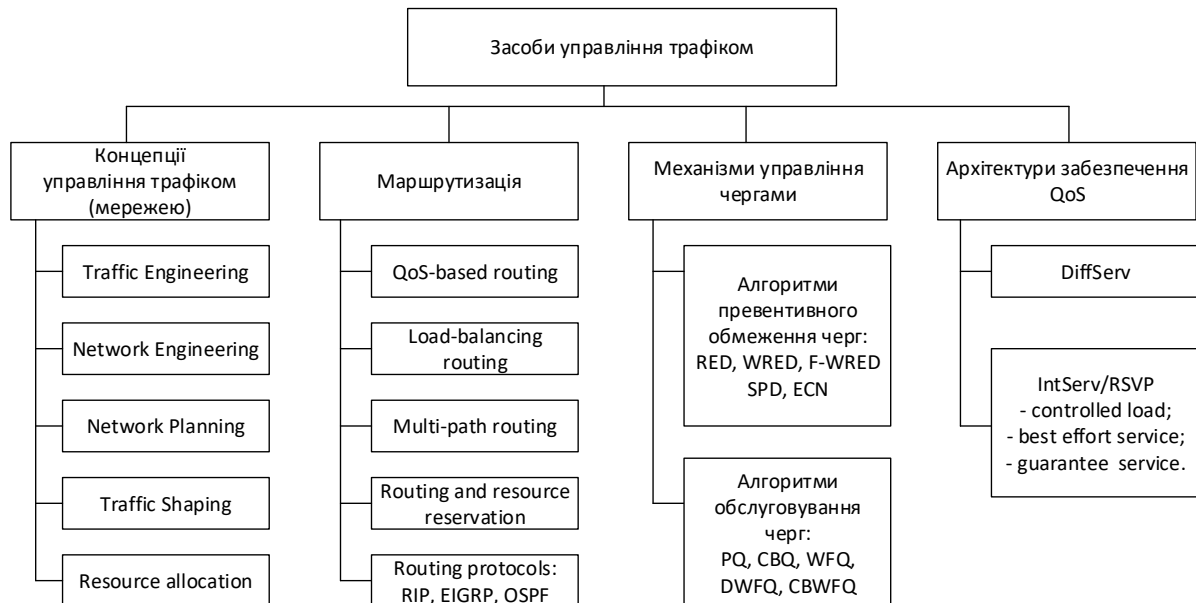


Рис. 1.4. Класифікація засобів управління трафіком

До основних концепцій управління трафіком можна віднести Traffic Shaping, Network Engineering, Traffic Engineering та ін. Профілювання трафіка (Traffic Shaping, TS) представляє собою механізм згладжування трафіка, що надходить, як правило, на приграничний мережний вузол, з метою недопущення перевантаження мережі та задоволення вимог QoS. Інтенсивність пульсуючого трафіка вирівнюється до узгодженої швидкості передачі даних шляхом буферизації пакетів, інтенсивність передачі яких перевищила середнє значення, в спеціальну чергу.

Ще одним з потужних засобів впливу на ефективність мережі є концепція Traffic Engineering (TE) [60-63], принципи якої все активніше використо-

вуються при розв'язанні різнорідних мережних задач щодо управління трафіком. Основною задачею ТЕ є забезпечення збалансованого використання мережного ресурсу – буферного, каналного та обчислювального.

Для організації боротьби з локальним перевантаженням інтерфейсів маршрутизаторів мережі шляхом превентивного відкидання пакетів з черг застосовуються механізми організації та управління чергами. Так механізм випадкового раннього виявлення (Random Early Detection, RED) реалізує принципи активного управління чергами, замикаючи зворотній зв'язок підтверджень протоколу TCP. Проте використання RED робить неможливим поділ за класами обслуговування (Class of service, CoS). Тому у випадку, коли важливо врахувати поділ на CoS, використовуються інші механізми: Weighted Random Early Detection (WRED), flow-based WRED або RED In/Out (RIO).

Також до основних механізмів формування та планування черг на маршрутизаторі ТКМ можна віднести такі рішення [9-11]:

- «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 (CBWFQ);
- обслуговування з малою затримкою (Low Latency Queuing, LLQ);
- зважене кругове обслуговування (Weighted Round-Robin, WRR);
- кругове обслуговування з дефіцитом (Deficit Round-Robin, DRR).

За допомогою цих механізмів відбувається розподіл каналного та буферного ресурсу на маршрутизаторах ТКМ. Механізм FIFO та сімейство механізмів FQ/WFQ використовуються «за замовчуванням», так як автоматично розв'язують покладені на них задачі щодо організації та обслуговування черг. Інші з перерахованих засобів вимагають додаткових налаштувань, що значно знижує швидкість реакції процесів управління на можливе перевантаження.

Перелічені механізми, як правило, системно використовуються в межах однієї з двох архітектурних моделей забезпечення QoS: інтегрованого або диференційованого обслуговування (Integrated and Differentiated Services) [57]. Початкові зусилля щодо забезпечення якості обслуговування в IP-мережах були засновані на моделі інтегрованих послуг (IntServ), в якій окремі додатки запитували QoS-гарантії. Архітектура IntServ [64] забезпечує спосіб забезпечення наскрізної якості обслуговування (QoS), необхідної додаткам реального часу, шляхом резервування ресурсів і контролю доступу. Для цього використовується протокол резервування ресурсів (Resource ReSerVation Protocol, RSVP), щоб явно сигналізувати про потреби додатків в необхідній пропускній здатності в наскрізному шляху через мережу.

Через низьку масштабованість архітектури IntServ розроблена модель диференційованого обслуговування (DiffServ). Дана модель підходить до проблеми забезпечення QoS, розділяючи трафік на деяке число класів та розподіляючи мережні ресурси на рівні кожного класу. Для цього кожний пакет маркується, йому присвоюється відповідний пріоритет, який записується в байті типу обслуговування (Type of Service, ToS) (рис. 1.5) [65]. Для цього використовується від 3 до 6 біт, наприклад, в полі DiffServ Code Point (DSCP). Диференційоване обслуговування дозволяє підтримувати масштабовані мережні рішення з множиною класів послуг.

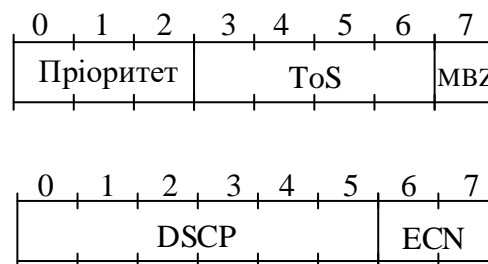


Рис. 1.5. Структура байта ToS в заголовку IP-пакета

Перевага DSCP полягають в тому, що в порівнянні з IP-пріоритезацією (IP Precedence), яка використовує лише 7 рівнів для визначення пріоритетів, в DSCP підтримується до 64 пріоритетів (табл.1.1).

Таблиця 1.1

Рівні IP-пріоритетів, DSCP та ToS

Тип додатка	IP пріоритет	DSCP	ToS
Маршрутизація	7	56	224
	6	48	192
Голос	5	46	184
Відео конференція	4	38	152
	4	36	144
	4	34	136
Потокове відео	4	32	128
	3	30	120
	3	28	112
Критично важлива інформація	3	26	104
Сигналізація	3	24	96
Транзакційні дані	2	22	88
	2	20	80
	2	18	72
Звичані дані	1	14	56
	1	12	48
	1	10	40
	1	8	32
Best Effort	0	0	0

На відміну від механізмів управління чергами, які реалізують локальні функції щодо підтримки QoS, протоколи маршрутизації відповідають за наскрізну якість обслуговування «з кінця в кінець». Міжнародними організаціями зі стандартизації та виробниками мережного обладнання запропонована досить широка множина протоколів маршрутизації, як мають свої переваги та недоліки з точки зору підтримки якості обслуговування, обчислювальної складності, масштабованості та ін. [8-10].

1.3. Огляд відомих протоколів та методів маршрутизації в телекомунікаційній мережі

На сьогоднішній день відома велика кількість методів, моделей та протоколів маршрутизації. Вони повинні відповідати основним вимогам, що пред'являються до подібного роду рішень, наприклад: облік особливостей

структурної та функціональної побудови ТКМ, підтримка якості обслуговування, врахування характеристик потоків та ін.

В загальному випадку в основу протоколів маршрутизації покладаються два основні типи моделей маршрутизації: графові або поточкові. В графових моделях математичний опис особливостей структурної побудови телекомунікаційних мереж здійснюється у вигляді графа з подальшим використанням комбінаторних алгоритмів пошуку множини найкоротших шляхів між заданими парами вузлів мережі. В основу сучасних протоколів маршрутизації покладені саме графові моделі. Найбільш ефективними та поширеними комбінаторними алгоритмами для розрахунку шляхів в графових моделях є алгоритми: Дейкстри, Беллмана-Форда, Флойда-Уоршела [11].

Основною *перевагою* комбінаторних алгоритмів розв'язку задачі пошуку найкоротшого шляху є невисока і заздалегідь відома обчислювальна складність їх реалізації. Одним з основних *недоліків* графових моделей є те, що вони не враховують тип трафіка, що циркулює в мережі. Тому, з огляду на багатопотоковий характер сучасного трафіка, при моделюванні задач маршрутизації все частіше переходять від графових до поточкових моделей [66, 67]. Поточкові моделі, в свою чергу, одночасно з розрахунком множини шуканих шляхів формалізують рішення задачі балансування навантаження за цими шляхами. Більшість поточкових задач можуть бути сформульовані у формі оптимізаційних задач математичного програмування.

На рис. 1.6 представлена узагальнена класифікація методів маршрутизації. З точки зору здійснення пошуку маршруту розрізняють маршрутизацію «від джерела» (source routing) та покрокову (hop-by-hop) маршрутизацію з обробкою маршрутної інформації на проміжних вузлах [66, 67]. При маршрутизації «від джерела» пошук шляхів для передачі пакетів здійснює приграничний маршрутизатор транспортної мережі. У такому випадку транзитним вузлам залишається лише здійснити передачу пакета без додаткової обробки та побудови своєї таблиці маршрутизації.

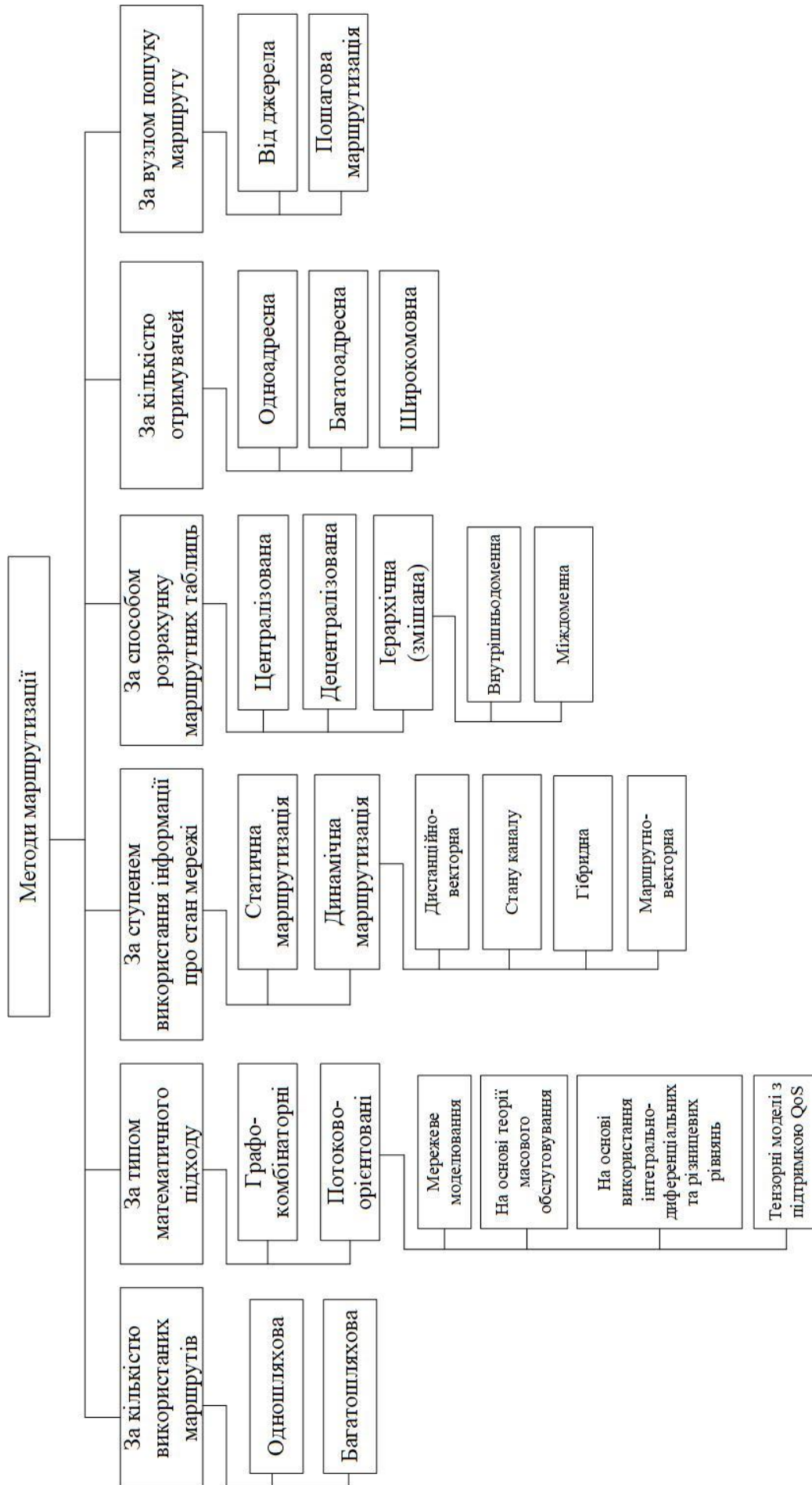


Рис. 1.6. Узагальнена класифікація методів маршрутизації

Перевагою даного методу є орієнтація на забезпечення QoS «з кінця в кінець», так як маршрут в ході передачі пакетів, як правило, не змінюється. До недоліків методу можна віднести відносно невисоку реакцію за зміни в стані мережі. При використанні покрокової маршрутизації кожен маршрутизатор може змінити маршрут передачі пакета, забезпечуючи краще балансування та більш повне врахування стану мережі на момент проходження пакета через даний маршрутизатор. Проте функції щодо забезпечення QoS-гарантій досить ускладнюються, так як не можливо прогнозувати яким саме маршрутом пакет буде доставлено до отримувача. В свою чергу, проміжний вузол вже направляє пакет до отримувача. При об'єднанні переваг цих двох методів може бути запропонована гібридна послідовна маршрутизація «від джерела». При цьому маршрутизатор-відправник шукає шляхи, що не перетинаються, до адресата через проміжні вузли і спочатку відправляє пакети їм, а звідти вони будуть передані до отримувача. При цьому важливим моментом є вибір ключових вузлів, через який здійснюється передача.

За способом збирання інформації про мережу можна виділити два основні методи маршрутизації: централізованої та децентралізованої (розподіленої) маршрутизації. В межах розподіленої маршрутизації у кожного маршрутизатора є інформація про маршрутизатори, з якими він безпосередньо зв'язаний, однак він може не знати про всі інші маршрутизатори в мережі. При централізованій маршрутизації на центральному маршрутизаторі (сервері маршрутів) є повна інформація про стан мережі, тому він може розрахувати маршрутні таблиці для всіх маршрутизаторів мережі [70].

Для децентралізованої маршрутизації характерна більш висока надійність та масштабованість рішень, ніж при централізованому розрахунку маршрутів. І навпаки – оперативність та якість прийнятих рішень при централізованій маршрутизації вище, ніж при децентралізованій. Для реалізації переваг зазначених класів маршрутизації варто на практиці реалізувати змішану маршрутизацію, яка, як правило, набуває вигляду ієрархічної, при якій мережа поділяється на декілька доменів [71-73].

На сьогоднішній день на практиці використовується досить обмежена кількість маршрутних протоколів [8-9], які відрізняються областю використання, виробником, рівнем стандартизації, маршрутними метриками та використаним алгоритмом маршрутизації. (рис. 1.7).

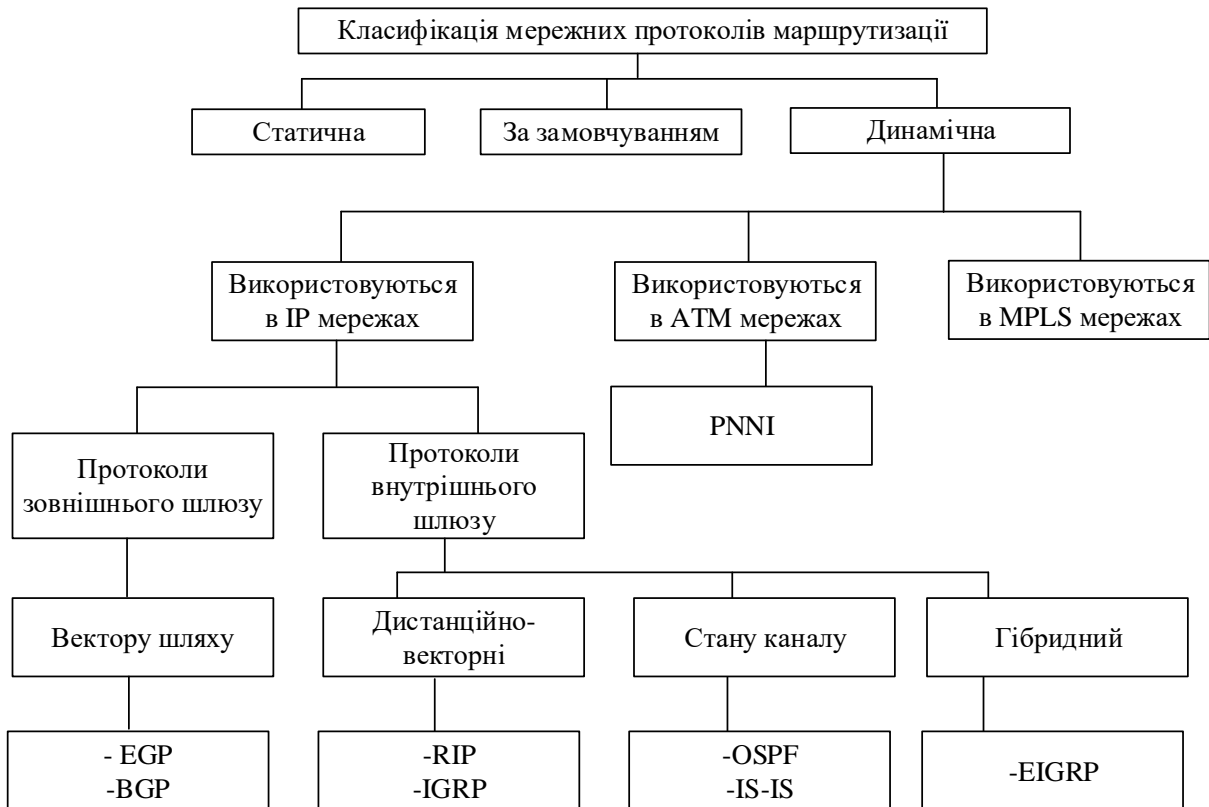


Рис. 1.7. Класифікація протоколів маршрутизації

За способом формування маршрутної таблиці розрізняють статичну та динамічну маршрутизацію [8, 9, 66]. Статична маршрутизація заснована на введенні адміністратором усіх шляхів мережі в таблиці маршрутизації всіх маршрутизаторів. До переваг статичної маршрутизації можна віднести знижене навантаження на процесор маршрутизатора та пропускну здатність каналів зв'язку; високий захист мережі (оскільки тільки адміністратор встановлює маршрутизацію до певних мереж). До основних недоліків статичної ма-

ршрутизації можна віднести необхідність адміністративного втручання у випадку зміни топології мережі; непридатність у великих мережах, оскільки вимагає великого обсягу налаштувань.

Тому у територіально-розподілених мережах доцільно застосовувати динамічну маршрутизацію, при якій пошук, формування та оновлення таблиць маршрутизації здійснюють відповідні протоколи. Тому динамічна маршрутизація вимагає більших об'ємів обчислювального ресурсу та пропускну здатності каналів зв'язку для обміну інформацією про стан мережі.

В залежності від типу використаного методу (алгоритму) маршрутизації протоколи діляться на чотири види:

1. Дистанційно-векторні протоколи (засновані на алгоритмі DVA – англ. Distance vector algorithm) використовують для пошуку найкращого шляху відстань до віддаленої мережі, цей маршрут рахується зваженою кількістю переприйомів (hop) пакету. Вектор визначає напрямок до віддаленої мережі. Прикладами дистанційно-векторних протоколів маршрутизації є RIP і IGRP.

2. Протоколи стану каналів зв'язку (засновані на алгоритмі LSA – англ. Link state algorithm) створюють три окремі таблиці. Одна з них відстежує безпосередньо підключених сусідів, друга – визначає топологію всієї об'єднаної мережі, а третя є таблицею маршрутизації. Маршрутизатор, що діє за протоколом стану каналу зв'язку, має більше відомостей про об'єднану мережу, ніж будь-який дистанційно-векторний протокол. Прикладом протоколів стану каналів є протоколи OSPF та IS-IS.

3. Гібридні (Hybrid) протоколи намагаються використовувати переваги протоколів стану каналу та дистанційно-векторних протоколів. Прикладом гібридного протоколу є EIGRP.

4. Протоколи вектору шляху (path-vector algorithm) використовуються при міждоменній маршрутизації. Принцип маршрутизації вектору шляху аналогічний принципу маршрутизації дистанційно-векторних протоколів.

У табл. 1.2 наведено порівняльний аналіз основних протоколів динамічної маршрутизації [8, 9, 11]. Виходячи з порівняльного аналізу протоколів маршрутизації, можна зробити наступні висновки: до переваг дистанційно-векторних протоколів можна відзначити їх простоту. А підвищена надійність при передачі дистанційних векторів між сусідніми маршрутизаторами включає необхідність періодичного повторення повних таблиць маршрутів.

До недоліків цих протоколів можна віднести:

1. Недоступність у великих мережах через обмежену кількість переприйомів.
2. Обмін інформацією відбувається згідно таймеру оновлень, тому нова маршрутна інформація не надсилається, доки таймер не має терміну дії.
3. В мережах з великою кількістю вузлів обмін великих за обсягом таблиць відбувається повільно.
4. Навантаження на процесори і канали зв'язку негативно впливають на продуктивність мережі.
5. Повільна конвергенція мережі, що може стати фактором утворення петель при зміні топології.

Таблиця 1.2

Порівняльний аналіз протоколів маршрутизації

	RIPv2	IGRP	EIGRP	OSPF	IS-IS	BGP
Внутрішнього/зовнішнього шлюзу	Внутрішнього	Внутрішнього	Внутрішнього	Внутрішнього	Внутрішнього	Зовнішнього
Тип	Дистанційно-векторний	Дистанційно-векторний	Гібридний	Стану каналу	Стану каналу	Вектор маршруту
Метрика за замовчуванням	Кількість переприйомів	Пропускна здатність/затримка	Пропускна здатність/затримка	Вартість	Вартість	Декілька атрибутів
Адміністративна відстань	120	100	90 (internal) 170 (external)	110	115	20(external) 200 (internal)
Кількість переприйомів	15	225 (100 за замовчуванням)	224 (100 за замовчуванням)	-	-	-
Збіжність	Повільна	Повільна	Дуже швидка	Швидка	Швидка	Середня
Таймери оновлення	30 с	90 с	Тільки коли є зміни	Тільки коли є зміни	Тільки коли є зміни	Тільки коли є зміни
Розсилання оновлення	Повна таблиця	Повна таблиця	Тільки зміни	Тільки зміни	Тільки зміни	Тільки зміни
Алгоритм	Беллмана-Форда	Беллмана-Форда	DUAL	Дейкстри	Дейкстри	Алгоритм найкращого шляху
Порт/протокол	UDP 520	IP protocol 9	IP protocol 88	IP protocol 89	-	-

Протоколи маршрутизації на основі стану каналу використовують в роботі модель розподілених баз даних і вважаються більш складними протоколами маршрутизації. Протоколи з аналізом стану каналу працюють на основі обміну між маршрутизаторами спеціальними повідомленнями, які називаються звітами про стан каналу. У цих звітах міститься інформація про з'єднання на вузлах домену маршрутизації. Це означає, що на маршрутизаторах, де запущені протоколи аналізу стану каналу, не проводиться обмін маршрутними таблицями, як це робиться в дистанційно-векторних протоколах. Замість цього маршрутизатори обмінюються інформацією про найближчих сусідів і про мережі, а також відомостями про метрику для кожного свого з'єднання.

Перевагами протоколів даного класу є:

1. Відсутні обмеження на кількість переприйомів, що складають маршрут.
2. Надаються відомості про пропускні здатності каналів зв'язку.
3. Краща конвергенція.
4. Покращена ієрархічна структура.
5. Висока масштабованість рішень.

Розподілена та централізована маршрутизація неминуче ускладнюються при зростанні кількості вузлів та підвищенні QoS-вимог. Вирішення цієї проблеми – перехід до ієрархічного представлення мережі. Ієрархічна маршрутизація представлена в IP-мережах, наприклад, протоколами BGP та OSPF.

1.4. Класифікація протоколів та методів ієрархічної маршрутизації в телекомунікаційних мережах

Ієрархічна (багаторівнева) побудова сучасних телекомунікаційних мереж є адекватною реакцією на постійне зростання їх територіальної розподіленості, зростання числа комутаційних і термінальних пристроїв, розширення кількості наданих ТКМ інфокомунікаційних сервісів і ін. З огляду на те, що основною метою функціонування ТКМ є забезпечення заданого рівня

якості обслуговування, то для підвищення масштабованості кінцевих рішень багато засобів забезпечення QoS де-факто вже носять багаторівневий характер, який підтверджують, наприклад, наявність концепцій ієрархічних черг (Hierarchical Queuing Framework) і багаторівневого профілювання трафіку, заснованого на обмеженні (Hierarchical Policing) або вирівнюванні (Hierarchical Shaping) швидкості потоку пакетів [9, 57].

Проведений аналіз показав, що в технології IP ієрархічна маршрутизація реалізується на основі поділу вихідної мережі на множину підмереж – автономних систем (Autonomous System, AS), в кожній з яких використовується свій маршрутизуючий протокол внутрішнього шлюзу (Interior Gateway Protocol, IGP), а для маршрутизації між AS застосовуються протоколи зовнішнього шлюзу (Exterior Gateway Protocol, EGP), наприклад протокол BGP (Border Gateway Protocol) (рис. 1.8) [74].

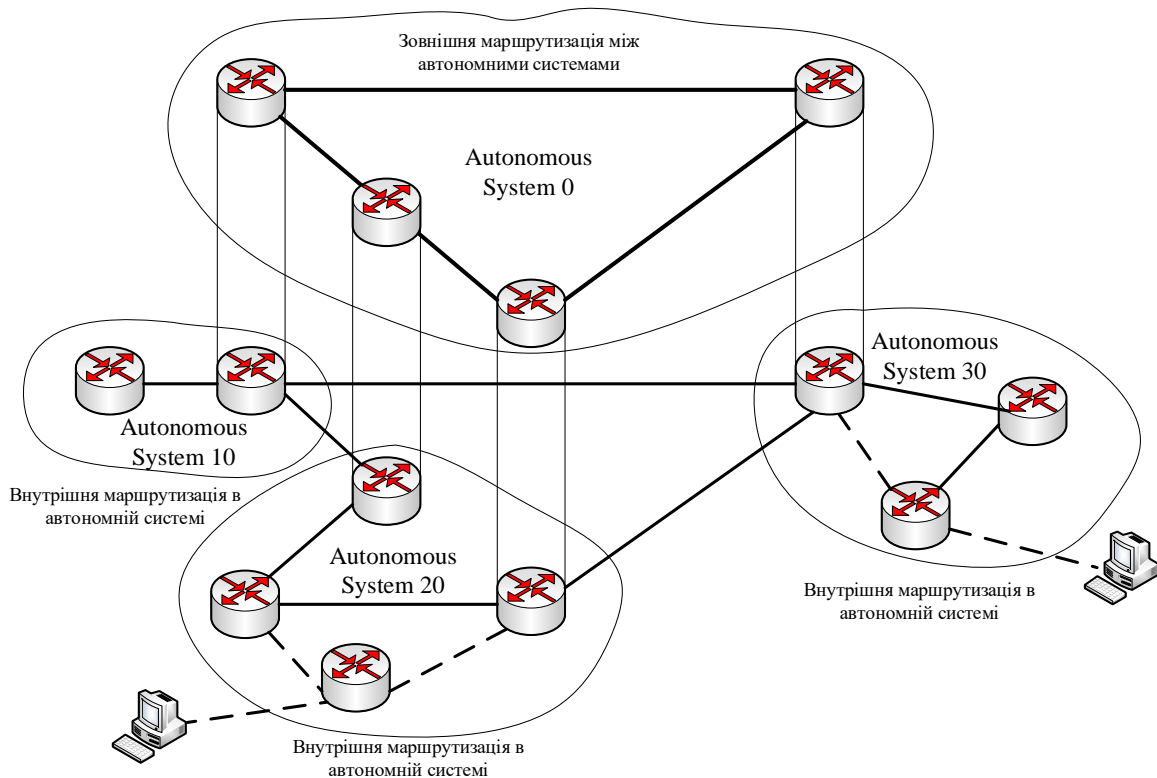


Рис. 1.8. Приклад ієрархічної побудови мережі

При цьому введена дворівнева ієрархія маршрутних протоколів нерідко модифікується в тривірневу, так як деякі протоколи класу IGP, наприклад, OSPF (Open Shortest Path First) і інтегрований IS-IS (Integrated IS-IS), припускають подальшу декомпозицію AS на підмережі, які називаються доменами або областями (Areas) [8-11, 68-73].

Протокол OSPF – це відкритий протокол маршрутизації на основі стану каналу, який базується на алгоритмі пошуку найкоротшого шляху (Open Shortest Path First, OSPF) [75, 76]. Протокол було спроектовано для роботи всередині мережної області AS, яка представляє собою групу маршрутизаторів і мереж, об'єднаних за ієрархічним принципом, що знаходяться під єдиним управлінням і спільно використовують загальну стратегію маршрутизації (рис. 1.9).

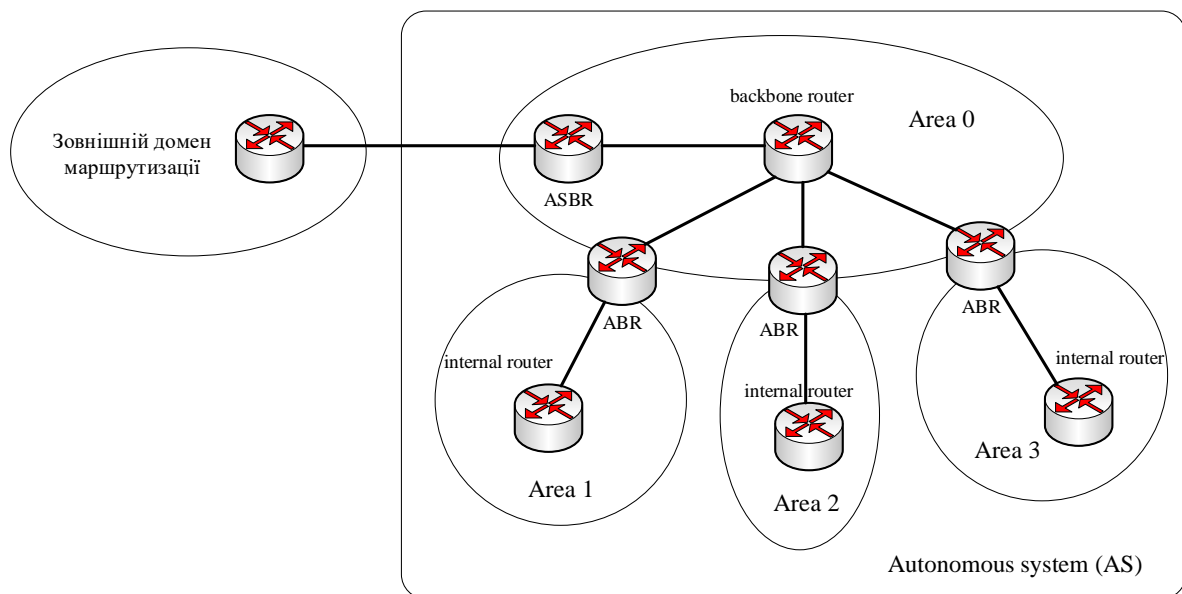


Рис. 1.9. Структурна ієрархія протоколу OSPF

Типи маршрутизаторів в мережі, що використовує протокол OSPF:

1. Внутрішній маршрутизатор (internal router) – маршрутизатор, всі інтерфейси якого належать одній зоні (домену). У таких маршрутизаторів тільки одна база даних стану каналів.

2. Прикордонний маршрутизатор (area border router, ABR) з'єднує одну або більше доменів з магістральним доменом і виконує функції шлюзу для міждоменного трафіку. У прикордонного маршрутизатора завжди хоча б один інтерфейс належить магістральну домену. Для кожного приєднаного домену маршрутизатор підтримує окрему базу даних стану каналів.

3. Магістральний маршрутизатор (backbone router) – маршрутизатор, у якого завжди хоча б один інтерфейс належить магістральному домену. Визначення схоже на прикордонний маршрутизатор, проте магістральний маршрутизатор не завжди є прикордонним. Внутрішній маршрутизатор інтерфейси якого належать нульовому домену, також є магістральним.

4. Прикордонний маршрутизатор автономної системи (AS boundary router, ASBR) обмінюється інформацією з маршрутизаторами, що належать до інших автономних систем або HE-OSPF маршрутизаторами. Прикордонний маршрутизатор автономної системи може знаходитися в будь-якому місці автономної системи і бути внутрішнім, прикордонним або магістральним маршрутизатором. В якості транспортного протоколу для маршрутизації всередині AS OSPF використовує IP-протокол.

Протокол обміну маршрутною інформацією між проміжними системами (Intermediate System to Intermediate System IS-IS) використовує метод маршрутизації на основі стану каналу [8-9, 78]. Він забезпечує швидку збіжність і відмінну масштабованість. Як і всі протоколи на основі стану каналу, IS-IS дуже економно використовує пропускну здатність мереж. Протокол IS-IS підтримує ієрархічну модель маршрутизації шляхом використання зон. При цьому мережа ділиться на підмережі (домени) меншого розміру. Маршрутизатор протоколу IS-IS, які виконують маршрутизацію тільки всередині домена, називаються маршрутизаторами 1-го рівня (L1). У табл. 1.3 наведено порівняння термінології протоколів ієрархічної маршрутизації OSPF та IS-IS.

Маршрутизатор IS-IS, що виконують маршрутизацію між доменами, називаються маршрутизаторами 2-го рівня (L2). Магістраль протоколу IS-IS не є окремим нульовим доменом, як це має місце в протоколі OSPF. Вона являє

собою групу послідовно та безперервно з'єднаних між собою маршрутизаторів 2-го рівня. Кожен маршрутизатор 2-го рівня функціонує тільки в рамках окремого домена, але може мати канали, які з'єднують його з маршрутизаторами 2-го рівня іншого домена. Слід зазначити, що межею домена є не маршрутизатор 2-го рівня, а канал між маршрутизаторами 2-го рівня. На рис. 1.10 показана ієрархічна модель маршрутизації протоколу IS- IS.

Таблиця 1.3

Порівняння термінології протоколів OSPF та IS-IS

IS-IS термінологія	OSPF термінологія
Домен (Area)	Домен (Area)
Кінцева система (End System)	Вузол (Host)
Проміжна система (Intermediate System)	Маршрутизатор
ISO Routing Domain	Autonomous System
Level 1	Внутрішній маршрутизатор
Level 1/ Level 2	Приграничний маршрутизатор (ABR)
Level 2	Магістральний маршрутизатор
Довільна проміжна система (any IS)	Приграничний маршрутизатор автономної системи (ASBR)

Маршрутизатору 1-го рівня відома тільки інформація про мережу, що відноситься до домена, в якому він знаходиться. Якщо маршрутизатор 1-го рівня на основі інформації про свій домен не знає, куди переслати пакет, то він посилає пакет на найближчий маршрутизатор 2-го рівня, який потім направляє пакет у відповідний сусідній домен.

У технології ATM функції ієрархічної маршрутизації покладено на протокол PNNI (Private Network-to-Network Interface), що передбачає поділ мережі на множину кластерів вузлів (peer group) [8-9, 79-80]. PNNI – це протокол маршрутизації, заснований на стані каналів. Він дозволяє використовувати розділені кластери мережі, підтримує маршрутизацію з обліком рівня QoS та ін. (рис 1.11). Ієрархічна структура дозволяє підвищити масштабованість маршрутних рішень.

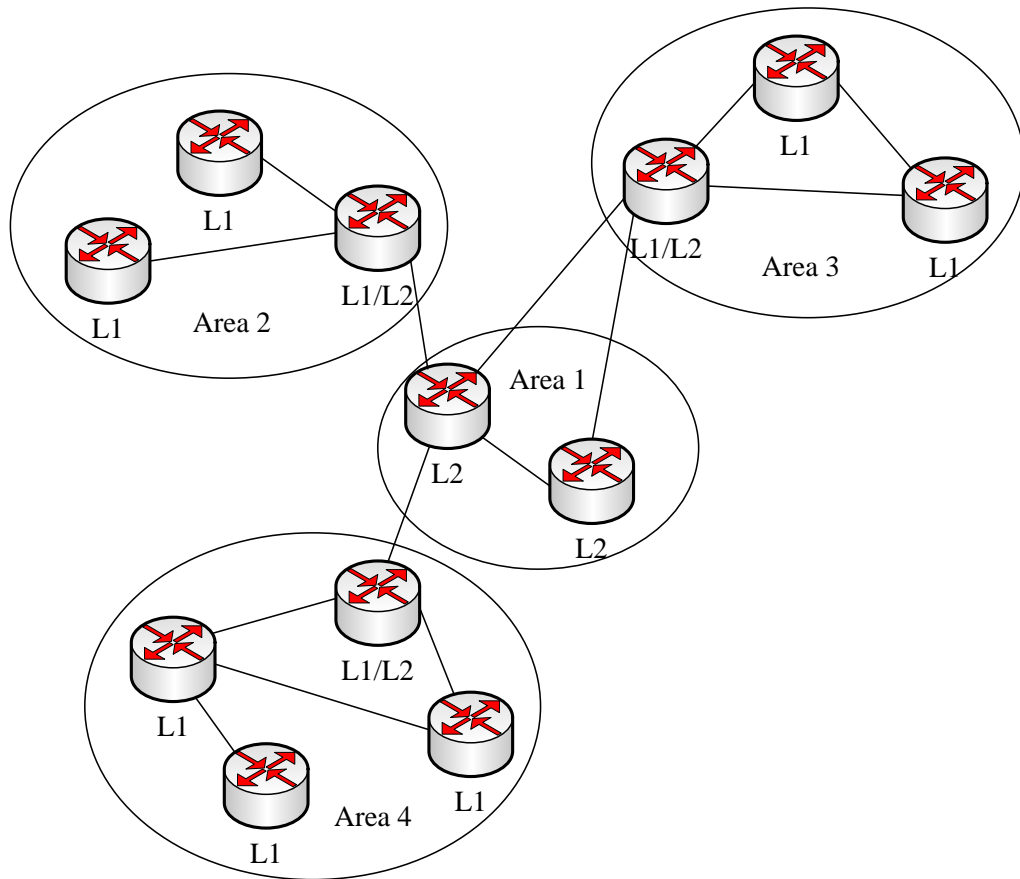


Рис. 1.10. Структурна ієрархія протоколу IS-IS

До переваг ієрархічної маршрутизації можна віднести, по-перше, підвищення масштабованості мережі на підставі її поділу на автономні системи, домени, області, кластери; по-друге, спрощення задачі розрахунку маршрутів; по-третє, в межах кожної AS можна використовувати різні протоколи маршрутизації; та по-четверте, поділ на AS дозволяє скоротити обсяги службового трафіка, що призначений для передачі маршрутних таблиць.

Проаналізовані протокольні рішення засновані переважно на введенні лише структурної ієрархії. Це в IP-мережі проявляється в тому, що нижній ієрархічний рівень визначають маршрутизатори доменів, а передача пакетів між доменами можлива лише за допомогою маршрутизаторів магістральної області (backbone area), що утворюють верхній рівень рішень. Подібна ситуація характерна і для АТМ-мережі (рис. 1.11), в якій комутатори кластерів організовують маршрутизацію нижнього рівня, а комутатори, які є лідерами

груп (peer group leader), утворюють кластер верхнього рівня, через який і обмінюються комірками комутатори кластерів нижнього рівня.

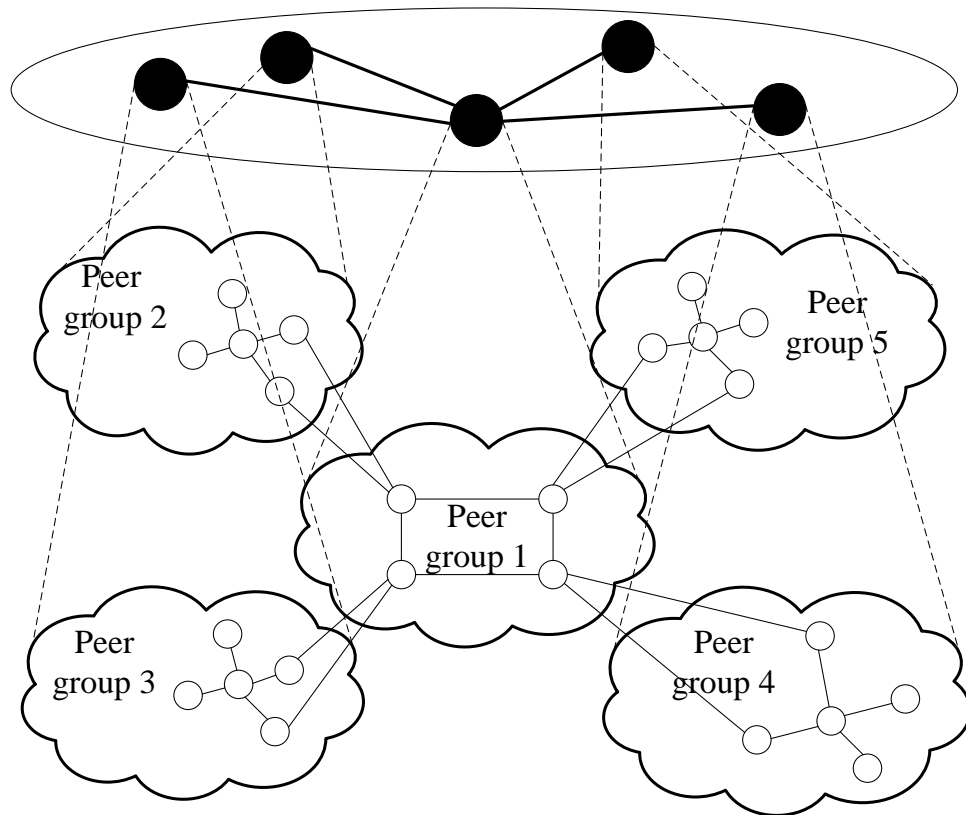


Рис. 1.11. Структурна ієрархія протоколу PNNI

На жаль застосування комбінаторних алгоритмів розрахунку маршрутів стримує реалізацію функціональної ієрархії розрахунків. В даних алгоритмах не проводиться в явному вигляді облік а ні характеристик потоків пакетів, що підлягають маршрутизації, ні фактичної завантаженості інтерфейсів маршрутизаторів мережі, а ні ієрархічної архітектури сучасних ТКМ. Рішення даної задачі засновано, по-перше, на переході до декомпозиційного подання поточкових моделей, що дозволяють найбільш адекватно описати процеси ієрархічної маршрутизації в сучасних телекомунікаційних мережах, а по-друге, на розробці методів ієрархічної маршрутизації, які використовують теоретично обґрунтовані принципи добре апробованої теорії ієрархічних багаторівневих систем [20, 21].

Підхід, заснований на застосуванні теорії ієрархічних багаторівневих систем, вже знайшов своє застосування при розробці ряду моделей і методів управління трафіком [18-19, 81-94]. Так в роботах [81-87] представлені ієрархічно-координаційні рішення по управлінню каналним і буферним ресурсом ТКМ, а в статтях [18-19, 88-93] описані моделі і методи, що стосуються безпосередньо проблематики ієрархічної маршрутизації. Наприклад, результати, що описані в роботі [91], орієнтовані на реалізацію ієрархічної маршрутизації в MPLS-мережах. В цьому випадку маршрутні рішення, що одержуються автономно на кожному з прикордонних маршрутизаторів (LER), координуються верхнім рівнем управління з метою недопущення перевантаження каналів зв'язку, які виступають загальним мережним ресурсом. У роботах [18-19] розглядається варіант ієрархічної маршрутизації, заснований на декомпозиційному поданні як структури ТКМ, так і функціональної моделі, яка описана за допомогою системи різницевих рівнянь завантаженості буферів черг на маршрутизаторах мережі.

Також пошуку підходів до ефективного та узгодженого розв'язання задач маршрутизації та розподілу каналного ресурсу присвячено досить широкий спектр наукових публікацій, серед яких варто виділити статті [94-106]. Саме в цих роботах запропоновані досить ефективні теоретичні рішення зазначених задач як в рамках статичних, так і динамічних моделей [94-100]. Проте вони володіють обмеженими можливостями щодо забезпечення збалансованого завантаження каналного ресурсу, рішення [84, 85] більш орієнтовані на резервування ресурсів в рамках IntServ. Використання теоретичних результатів, наведених у роботах [101-104], як правило, пов'язане з необхідністю розв'язання досить складних з обчислювальної точки зору оптимізаційних задач нелінійної оптимізації. Варто зазначити, що у роботах, які орієнтовані на отримання ефективних з точки зору обчислювальної складності рішень задач багатоадресної [105] та відмовостійкої маршрутизації [106], пропонується використовувати ієрархічно-координаційний підхід [20, 21],

що дозволяє в ряді важливих випадків перейти до лінійної форми використаних моделей та відповідних оптимізаційних методів розрахунку.

1.5. Постановка науково-прикладної задачі

Ефективність протоколів маршрутизації, і в тому числі механізмів балансування навантаження, багато в чому залежить від математичних моделей, які покладені в їх основу. Як відомо, математичне моделювання описує об'єкт мовою математики, а дослідження моделі проводиться з використанням тих чи інших математичних методів [55, 66]. Математичне моделювання дозволяє описати той чи інший процес, зробити кількісний аналіз, а також передбачити поведінку системи при різних умовах. При моделюванні процесу маршрутизації використовуються оптимізаційні моделі, в рамках яких визначаються найкращі з точки зору певного критерію (вартості використання каналів зв'язку, пропускної спроможності каналів, довжини маршруту та ін.) параметри об'єкта, що моделюється (наприклад, розподілу інтенсивності потоку по каналах мережі).

До математичних моделей висуваються наступні вимоги:

1. Адекватність. Модель повинна повною мірою відповідати модельованого об'єкту або процесу, або частково відповідати лише тієї його стороні, яка підлягає вивченню. Для перевірки адекватності моделі порівнюють результати математичного моделювання з результатами натурного експерименту, або з результатами, одержуваними на апробованих моделях.

2. Достовірність. Модель повинна досить точно відображати найбільш істотні сторони модельованих процесів і властивих їм закономірностей.

3. Простота і оптимальність побудови моделі. Якщо існує можливість вибору між різними моделями, які дозволяють отримати однакові результати, очевидно, з цих моделей доцільно вибирати найбільш просту.

4. Ефективність машинної реалізації моделі (оперативність). Ця вимога, насамперед, пов'язано із забезпеченням високого швидкодії програм.

5. Можливість моделювання з різними масштабами часу.

6. Адаптивність. Завдяки адаптивності вдається пристосовуватися до різних зовнішніх обумовлюючих факторів в широкому діапазоні зміни впливів зовнішнього середовища.

7. Відкритість системи. Здатність окремих моделей і системи в цілому до вдосконалення, що забезпечується заміною окремих блоків новими.

8. Оперативність за термінами створення.

9. Цілеспрямованість. Модель завжди відображає тільки деякі аспекти системи, які обираються дослідником для включення в модель в залежності від того, наскільки ці аспекти істотні з точки зору вирішення основного завдання. Вибір мети, таким чином, визначає характер всієї подальшої роботи, пов'язаної з побудовою і використанням моделі, а також корисність і надійність одержуваного результату.

10. Універсальність. Визначається в основному числом і складом врахованих в моделі зовнішніх і вихідних параметрів і ін.

Крім того, модель повинна бути математично прозорою (досить простий) і технологічною в програмній реалізації.

З огляду на новизну концепції програмно-конфігуруються мереж, її розвиток і впровадження потребує вдосконалення існуючих телекомунікаційних технологій і їх адаптацію під нові умови. І в першу чергу це стосується завдань маршрутизації, які в SDN вирішуються більш централізовано на спеціальних серверах, які є більш продуктивними ніж традиційні IP-маршрутизатори. Це дозволяє використовувати більш ефективні і, одночасно, більш складні з обчислювальної точки зору протоколи маршрутизації.

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 осо-

бливостей структурної та функціональної побудови 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 мережного ресурсу при забезпеченні гарантованої якості обслуговування.

Таким чином, актуальності набуває наукова задача, пов'язана з оптимізацією процесів ієрархічної маршрутизації шляхом розробки та вдосконалення математичних моделей і методів ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах.

1.6. Висновки до першого розділу

1. У розділі проведено аналіз стану сучасних телекомунікаційних мереж, та встановлено, що ефективним напрямком розвитку ТКМ є використання архітектури концепції програмно-конфігурованих мереж. Основною метою створення та впровадження концепції SDN є підвищення якості обслуговування в ТКМ, у зв'язку з цим проведено аналіз відповідних механізмів щодо забезпечення QoS для програмно-конфігурованих ТКМ.

2. Проаналізовано сучасні засоби управління трафіком в ТКМ, основною метою впровадження яких є забезпечення необхідного рівня QoS. Встановлено, що важливе місце при забезпеченні необхідних значень показників якості обслуговування займають задачі маршрутизації, які в SDN можуть вирішуватися більш централізовано на спеціальних серверах (контролерах). У зв'язку з цим, проведено аналіз існуючих теоретичних та практичних рішень щодо вирішення задачі маршрутизації, в результаті чого обґрунтовано переважні області застосування того чи іншого виду маршрутизації з точки зору покращення показників якості обслуговування.

3. Проведено аналіз та класифікація основних відомих протоколів маршрутизації, що розрізняються за місцем застосування, за використаним алгоритмом маршрутизації та параметрами, що використовуються в якості метрики. Також встановлено, що на сьогоднішній день з метою задоволення зростаючих вимог щодо забезпечення QoS розробники протоколів маршрутизації розширюють їх класичні функції в напрямку підтримки додаткових можливостей, серед яких підтримка балансування навантаження відповідно до концепції TE (Traffic Engineering).

4. Встановлено, що для підвищення масштабованості маршрутних рішень та ефективності ТКМ в цілому необхідно використовувати ієрархічну маршрутизацію, яка повинна бути адаптованою під основні варіанти побудови SDN-мереж. На жаль існуючі протоколи ієрархічної маршрутизації засновані на графо-комбінаторних моделях та методах пошуку найкоротшого шляху, що не дозволяє провести в повному обсязі врахування особливостей ієрархічної побудови мережі, характеристик потоків та показників якості обслуговування.

5. Таким чином, у даній дисертаційній роботі сформульована актуальна науково-прикладна задача, пов'язана з оптимізацією процесів ієрархічної маршрутизації шляхом розробки та вдосконалення математичних моделей і методів ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах. Рішення даної задачі засновано, по-перше, на переході до декомпозиційного подання поточкових моделей, що дозволяють найбільш адекватно описати процеси ієрархічної маршрутизації в сучасних телекомунікаційних мережах, а по-друге, на розробці методів ієрархічної маршрутизації, які використовують теоретично обґрунтовані постулати та принципи добре апробованої теорії ієрархічних багаторівневих систем.

РОЗДІЛ 2

ПОТОКОВА МОДЕЛЬ ТА МЕТОД ІЄРАРХІЧНО- КООРДИНАЦІЙНОЇ ВНУТРІШНЬОДОМЕННОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНІЙ МЕРЕЖІ SDN/MPLS

У розділі пропонуються рішення щодо організації ієрархічно-координативної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS, що охоплюють випадок дворівневої оптимізації процесів внутрішньодоменної маршрутизації «від джерела». Особливістю запропонованої декомпозиційної моделі маршрутизації є те, що за розподілений розрахунок внутрішньодоменних маршрутів відповідають лише приграничні маршрутизатори, які, наприклад, в технології MPLS називаються LER (Label Edge Router). При цьому оптимальність розрахованих маршрутів може визначатись як формою використаної маршрутною (канальною та шляховою) материкки, так і відповідністю вимогам концепції Traffic Engineering щодо забезпечення збалансованого завантаження (використання) каналних ресурсів мережі.

З метою недопущення перевантаження каналів зв'язку в MPLS-мережі, викликаного відсутністю погодженості в діях окремих приграничних LER-маршрутизаторів, в запропонованому методі внутрішньодоменної маршрутизації вводиться дворівнева ієрархія розрахунків, коли маршрутні рішення нижнього рівня, отримувані на приграничних маршрутизаторах, координуються SDN-контролером верхнього ієрархічного рівня. В основу методу ієрархічно-координативної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS покладено принцип цільової координації, що дозволило, по-перше, коректно сформулювати та розв'язати оптимізаційні задачі нижнього та верхнього ієрархічних рівнів, а по-друге, забезпечити високу збіжність методу до оптимальних рішень, близьких за значеннями до централізованої маршрутизації.

Матеріали розділу опубліковані в роботах [23, 24, 28, 29-39].

2.1. Декомпозиційна модель ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS

Нехай структура MPLS-мережі буде представлена у вигляді орієнтованого графу $G = (M, E)$, де $M = \{M_i, i = \overline{1, m}\}$ – це множина вершин графу, що моделює маршрутизатори у мережі. У свою чергу, $E = \{E_{i,j}; i, j = \overline{1, m}; i \neq j\}$ – множина дуг, що моделює канали зв'язку, які з'єднують маршрутизатори MPLS-мережі.

Позначимо через K множину потоків, що циркулюють у мережі. Введемо дві підмножини: K^O – підмножина одноадресних потоків, та K^B – підмножина багатоадресних потоків, $K^O \cup K^B = K$. Також позначимо через K_r ($K_r \in K$) множину потоків, що підлягають маршрутизації приграничним маршрутизатором M_r ($M_r \in M$). Надалі в цьому розділі під k_r -м потоком ($k_r \in K_r$) буде розумітись k -й потік пакетів, маршрутизація якого здійснюється приграничним маршрутизатором M_r .

Для кожного одноадресного k_r -го потоку ($k_r \in K^O$) введемо ряд характеристик:

λ^{k_r} – середня інтенсивність (швидкість передачі) пакетів, що вимірюється в пакетах за секунду (1/с);

s_{k_r} – маршрутизатор-відправник;

d_{k_r} – маршрутизатор-отримувач k_r -го потоку пакетів.

Для кожного багатоадресного потоку ($k_r \in K^B$) множину вузлів-отримувачів позначимо як

$$d_{k_r}^* = \{d_{k_r}^1, d_{k_r}^2, \dots, d_{k_r}^{m_{k_r}}\}. \quad (2.1)$$

Тоді для кожного приграничного маршрутизатора-відправника пакетів у MPLS-мережі як шукані виступають змінні $x_{i,j}^{k_r}$, що характеризують частку інтенсивності k -го потоку пакетів, що надходить до мережі через приграничний маршрутизатор M_r , та передається за каналом $E_{i,j} \in E$. Через $\phi_{i,j}$ позначимо пропускну здатність каналу зв'язку $E_{i,j} \in E$.

Реалізація одношляхової стратегії маршрутизації передбачає введення в модель наступних умов:

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

Для забезпечення багатошляхової маршрутизації на маршрутні змінні накладаються обмеження виду:

$$0 \leq x_{i,j}^{k_r} \leq 1. \quad (2.3)$$

З метою запобігання втрат пакетів на маршрутизаторах і в MPLS-мережі в цілому в результаті реалізації одноадресної маршрутизації ($k_r \in K^O$), необхідно забезпечити виконання умов збереження потоку:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^{k_r} = 1, \quad M_i = s_{k_r}; \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^{k_r} = 0, \quad M_i \neq s_{k_r}, d_{k_r}; \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^{k_r} = -1, \quad M_i = d_{k_r}. \end{array} \right. \quad (2.4)$$

Система рівнянь (2.4) повинна виконуватися для кожного потоку пакетів. Кількість умов у системі (2.4) залежить від кількості маршрутизаторів.

При реалізації багатоадресної маршрутизації замість умов (2.4) на маршрутні змінні $x_{i,j}^{k_r}$ накладається ряд обмежень:

$$\sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^{k_r} \geq 1, \quad \text{коли } M_i = s_{k_r}, \quad k_r \in K^B, \quad (2.5)$$

якщо маршрутизатор M_i є вузлом-відправником; та обмеження

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{i,j}^{k_r} = 1, \text{ коли } M_j \in d_{k_r}^*, k_r \in K^B, \quad (2.6)$$

які вводяться для усіх вузлів-отримувачів.

Обмеження (2.5) вводяться для вузла-відправника потоку, а їх виконання орієнтоване на те, що від цього вузла потік, що надходить на обслуговування, буде переданий хоча б одному суміжному (сусідньому) вузлу-маршрутизаторові. Умова (2.6) націлена на забезпечення доставки пакетів потоку на кожен вузол-отримувач, та потік повинен надходити на ці вузли лише з одного суміжного маршрутизатора.

Для кожного транзитного маршрутизатора M_j , яким може бути будь-який вузол MPLS-мережі, окрім відправника, при багатоадресній маршрутизації додатково вводяться наступні умови [24, 105]:

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{i,j}^{k_r} \geq x_{j,p}^{k_r}, \text{ коли } M_j \neq s_{k_r} \text{ та } M_j \notin d_{k_r}^*, k_r \in K^B, \quad (2.7)$$

виконання яких робить можливим наявність потоку в будь-якому з вихідних від транзитного вузла каналах зв'язку ($E_{j,p} \in E$) лише в тому випадку, коли цей потік надходить на цей вузол хоча б через один вхідний канал ($E_{i,j} \in E$).

Для запобігання зациклення пакетів, тобто утворення контурів в розрахованих маршрутах, до запропонованої моделі вводяться умови наступного виду (за числом контурів у мережі) [24, 105]:

$$\sum_{E_{(i,j)} \in E_\pi^q} x_{i,j}^{k_r} < |E_\pi^q|, k_r \in K^B, \quad (2.8)$$

де E_π^q – множина дуг графу, що утворюють відповідно до своєї орієнтації q -й контур (π); $|E_\pi^q|$ – потужність множини E_π^q .

Виконання умови (2.8) гарантує, що кількість задіяних в ході багатоадресної маршрутизації дуг, що складають той чи інший контур, завжди менше загальної кількості дуг в цьому контурі, тобто контур не входить до маршруту, який розраховується.

З метою запобігання перевантаження каналів зв'язку багатопотоковим трафіком важливо виконати умови:

$$\sum_{M_r \in M} \sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq \varphi_{i,j}. \quad (2.9)$$

2.2. Розв'язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації на основі метрик в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS

Умова (2.9) орієнтована на централізовану маршрутизацію, коли усі змінні $x_{i,j}^{k_r}$ ($M_r \in M$, $E_{i,j} \in E$) визначаються на єдиному сервері (контролері) маршрутів. При реалізації маршрутизації «від джерела» за розрахунок маршрутів відповідає множина приграничних маршрутизаторів. В цьому випадку умови (2.9) прийматимуть наступний вигляд [18]:

$$\sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq \varphi_{i,j} - \sum_{\substack{M_s \in M, \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} \lambda^{k_s} x_{i,j}^{k_s}. \quad (2.10)$$

Фізичний зміст виразу (2.10) визначається тим, що агрегований потік, який підлягає маршрутизації вузлом M_r , не повинен за своєю інтенсивністю перевищувати пропускну здатність каналу зв'язку, яка залишилася після обслуговування потоків, що надійшли в MPLS-мережу через інші приграничні маршрутизатори. У векторно-матричній формі умови (2.10) можна записати у наступному вигляді:

$$A_r \vec{x}_r \leq D_r \vec{\varphi} - \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \vec{x}_s, \quad (2.11)$$

де \vec{x}_r – маршрутний вектор, координатами якого є змінними $x_{i,j}^{k_r}$;

$\vec{\varphi}$ – вектор пропускних здатностей каналів мережі з координатами $\varphi_{i,j}$;

A_r , D_r , C_{rs} – це матриці погодження, тому що розмірності векторів \vec{x}_r ($M_r \in M$) та $\vec{\varphi}$, а також нумерація їх координат можуть не співпадати.

В ході розрахунку шуканих векторів \vec{x}_r як критерій оптимальності отриманих рішень у роботі пропонується використовувати мінімум наступної цільової функції:

$$F = \sum_{M_r \in M} \vec{x}_r^t H_r \vec{x}_r, \quad (2.12)$$

де $H_r = \|h_{i,j}^r\|$ – це діагональна матриця вагових коефіцієнтів, координати якої є маршрутні метрики $h_{i,j}^r$ каналів зв'язку MPLS-мережі;

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

Наприклад, якщо $h_{i,j}^r = 1$, то в мережі буде використовуватись метрика протоколу RIP. При $h_{i,j}^r = 10^7 / \varphi_{i,j}$ в мережі буде організовано маршрутизацію за аналогом метрики протоколу IGRP.

Для розв'язання сформульованої оптимізаційної задачі, яка пов'язана з мінімізацією виразу (2.12) при наявності обмежень (2.2)-(2.11), використовується принцип цільової координації [20, 21]. Тоді, переходячи до задачі на безумовний екстремум,

$$\min_x F = \max_\mu L$$

необхідно максимізувати за $\vec{\mu}$ лагранжіан вигляду:

$$L = \sum_{M_r \in M} \vec{x}_r^t H_r \vec{x}_r + \sum_{M_r \in M} \vec{\mu}_r^t (A_r \vec{x}_r - D_r \vec{\varphi} + \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \vec{x}_s), \quad (2.13)$$

де $\vec{\mu}$ – це вектор множників Лагранжу,

$\vec{\mu}_r$ – це підвектори вектору $\vec{\mu}$, що віднесені до кожної з умов (2.11).

У рамках принципу цільової координації [20, 21] вводиться дворівнева ієрархія розрахунків: вектори маршрутних змінних пропонується розраховувати на нижньому рівні, розподілено на кожному з приграничних маршрутизаторів, а підвектори $\vec{\mu}_r$ множників Лагранжу – на верхньому рівні (рівні SDN-контролера). Тоді лагранжіан (2.13) представимо у вигляді [23]

$$L = \sum_{M_r \in M} L_r, \quad (2.14)$$

$$L_r = \vec{x}_r^t H_r \vec{x}_r + \vec{\mu}_r^t (A_r \vec{x}_r - D_r \vec{\varphi} + \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} \vec{\mu}_s^t C_{sr} \vec{x}_r), \quad (2.15)$$

припустивши, що $\vec{\mu}_r$ фіксовані та формуються на верхньому рівні ієрархії.

Таким чином, цільова функція (2.14) набуває сепарабельної форми, а загальна проблема ієрархічної маршрутизації підлягає декомпозиції на ряд маршрутних задач (2.15). Розв'язання задач, що пов'язане з мінімізацією за маршрутними змінними виразів (2.15), відбувається на нижньому рівні розрахунків. Отримані таким чином рішення визначають порядок розподіленої маршрутизації «від джерела» потоків, що надходять на кожен з приграничних LSR-маршрутизаторів. Вектори \vec{x}_r передаються на верхній рівень для перевірки виконання умов (2.11).

Основною технологічною задачею верхнього ієрархічного рівня є недопущення перевантаження каналів зв'язку, тобто забезпечення виконання умов (2.9)-(2.11). Таким чином, на верхньому рівні розрахунків згідно принципу цільової координації здійснюється координація рішень, отриманих на нижньому рівні, відбувається модифікація векторів множників Лагранжа в ході виконання ітераційної градієнтної процедури:

$$\vec{\mu}_r(a+1) = \vec{\mu}_r(a) + \nabla \vec{\mu}_r, \quad (2.16)$$

де a – номер ітерації розрахунків;

$\nabla \vec{\mu}_r$ – градієнт функції, що розраховується виходячи з отриманих на верхньому рівні результатів вирішення задач маршрутизації на кожному конкретному маршрутизаторі-відправнику:

$$\nabla \mu_r(x) \Big|_{x=x^*} = A_r \vec{x}_r^* - D_r \vec{\varphi} + \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \vec{x}_s^*, \quad (2.17)$$

де \vec{x}_r^* ($M_r \in M$) – результат розрахунків, отриманий нижнім рівнем ієрархії на поточній ітерації.

Нові значення підвекторів множників Лагранжа (2.16) передаються на нижній рівень (рівень приграничних маршрутизаторів) для перерозрахунку векторів маршрутних змінних. Фактично координати підвекторів (2.16) у виразі (2.15) виступають як корекції маршрутних метрик. Чим більший вплив здійснює той чи інший потік на перевантаження обраного каналу, тим більшого значення набуде відповідна координата вектору (2.16) та більшою стане результуюча метрика перевантаженого каналу для цього потоку.

Таким чином, процес розв'язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS набуває ітераційного характеру. Чим менше ітерацій потребує координація маршрутних рішень (2.16), (2.17) для забезпечення виконання умов (2.11), тим менший обсяг службової інформації буде циркулювати в мережі про її стан, тим оперативнішою буде практична реалізація отриманих результатів на приграничних маршрутизаторах. Тому актуальною задачею є аналіз впливу параметрів мережі (її топології та завантаженості), характеристик та типу трафіка на швидкість збіжності координаційної процедури (2.16), (2.17). Дослідження швидкості збіжності було проведено на різних мережних топологіях для випадків організації як одно, так і багатоадресної маршрутизації.

2.3. Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одноадресних потоків на основі метрик в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS

Для початку проаналізовано випадок одноадресної маршрутизації на структурі мережі, що показана на рис. 2.1. Мережа складалася з шести маршрутизаторів ($M_1 \div M_6$) та дев'яти каналів зв'язку. У розривах каналів зв'язку показана їх пропускна здатність ($1/c$). Для наочності розглядалося два потоки. Перший потік передавався від маршрутизатора M_1 до маршрутизатора M_4 , а

вузлом-відправником та вузлом-отримувачем другого потоку виступали маршрутизатори M_5 та M_4 відповідно. Інтенсивність потоків від кожного маршрутизатора-відправника змінювалась від 0 до 200 1/с.

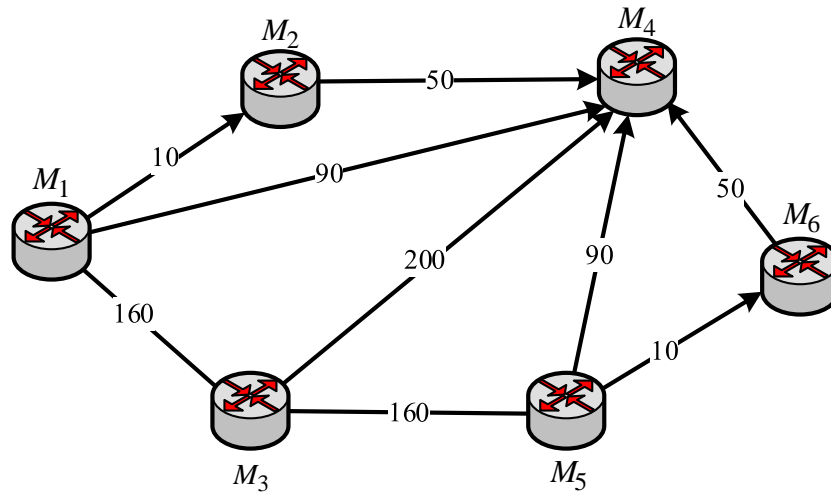


Рис. 2.1. Перший варіант структури мережі, що досліджувався

В ході дослідження було проведено аналіз впливу завантаженості мережі, тобто значень інтенсивності потоків пакетів, на число ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17). Інтенсивність потоків змінювалася з кроком 20 1/с, загальне число варіантів, які були прораховані, склало 100. За результатами дослідження було зроблено висновок, що з ростом інтенсивності потоків збільшується ймовірність перевантаження каналів зв'язку ТКМ, тому зростала й кількість ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17). Для наведених вихідних даних максимальна кількість ітерацій дорівнювала 13 і спостерігалась при максимально можливій завантаженості мережі, тобто при інтенсивностях в 200 1/с для кожного потоку.

Розглянемо більш детально результат маршрутизації потоків для граничної завантаженості ТКМ, тобто коли інтенсивності обох потоків становила 200 1/с. На першій ітерації результат розв'язання задачі маршрутизації нижнього рівня (2.15) показано на рис. 2.2, на якому в розривах каналів зв'язку

представлено дріб з наступними даними (зверху вниз): інтенсивність першого потоку (1/с), інтенсивність другого потоку (1/с), пропускна здатність даного каналу зв'язку (1/с).

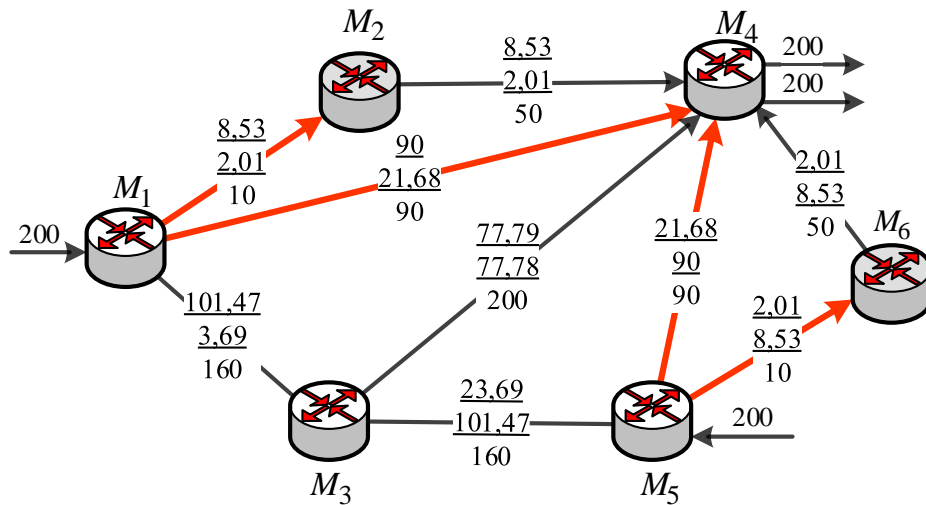


Рис. 2.2. Початковий порядок маршрутизації двох потоків у ТКМ

Зважаючи на неузгодженість рішень, що були отримані на першому та п'ятому приграничних маршрутизаторах, відбувається перевантаження чотирьох каналів зв'язку, що з'єднують маршрутизатори M_1 та M_2 , M_1 та M_4 , M_5 та M_4 , M_5 та M_6 . Розподіл потоків пакетів за каналами зв'язку ТКМ, наприклад, після сьомої ітерації показано на рис. 2.3. На цій ітерації перевантаженими залишаються вже лише два канали зв'язку: між маршрутизаторами M_1 та M_2 , та також між M_5 та M_6 .

Фінальний порядок маршрутизації потоків пакетів, отриманий після тринадцятої ітерації, показано на рис. 2.4. При цьому жоден із каналів зв'язку в ході маршрутизації двох потоків не був перевантажений. Для вихідних даних структури, представленої на рис. 2.1, залежність кількості ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) від інтенсивностей потоків показана на рис. 2.5. В рамках використаного принципу цільової координації кількість

ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) визначає інерційність процесу маршрутизації в мережі і обсяг службового трафіку, що містить дані про \vec{x}_r^* та $\vec{\mu}_r$ ($M_r \in M$).

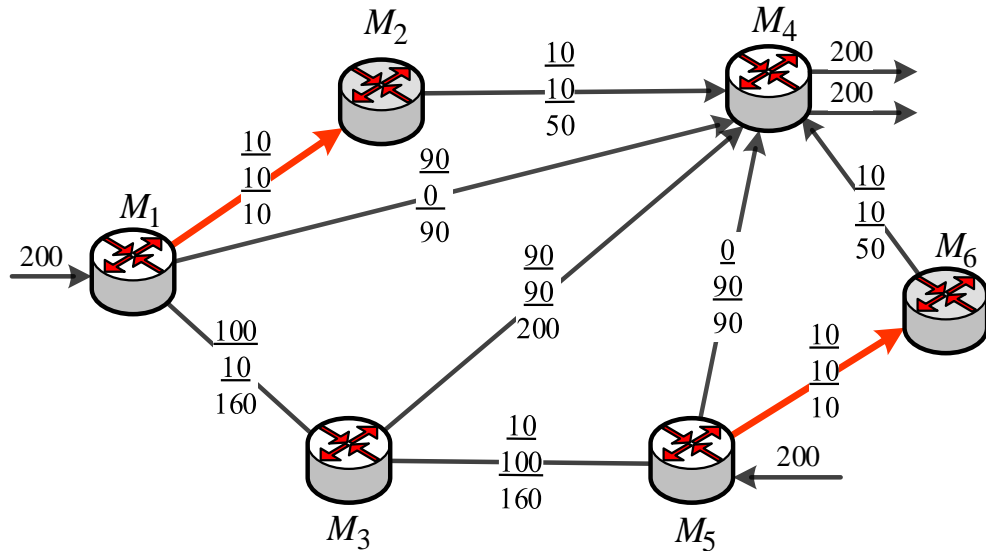


Рис. 2.3. Порядок маршрутизації потоків пакетів за каналами зв'язку після сьомої ітерації

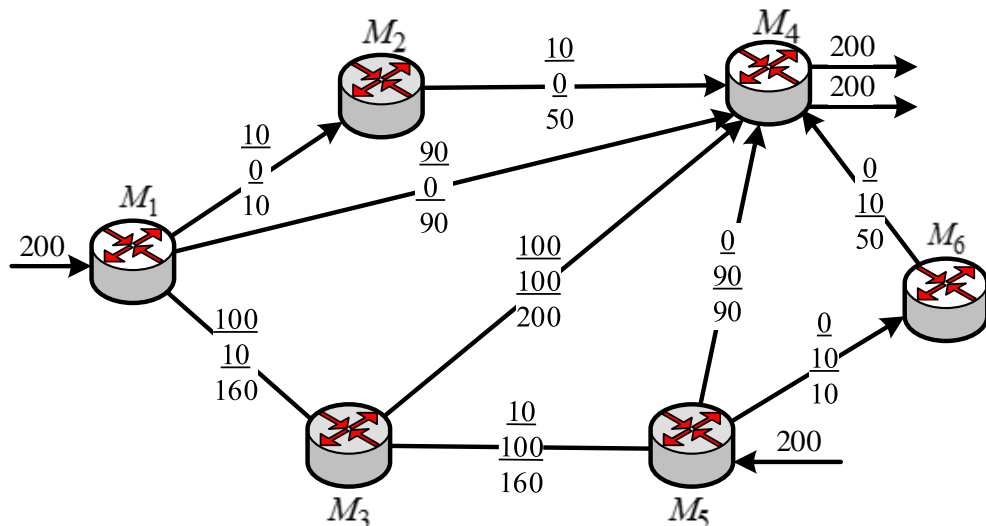


Рис. 2.4. Кінцевий порядок маршрутизації потоків пакетів після тринадцятої ітерації

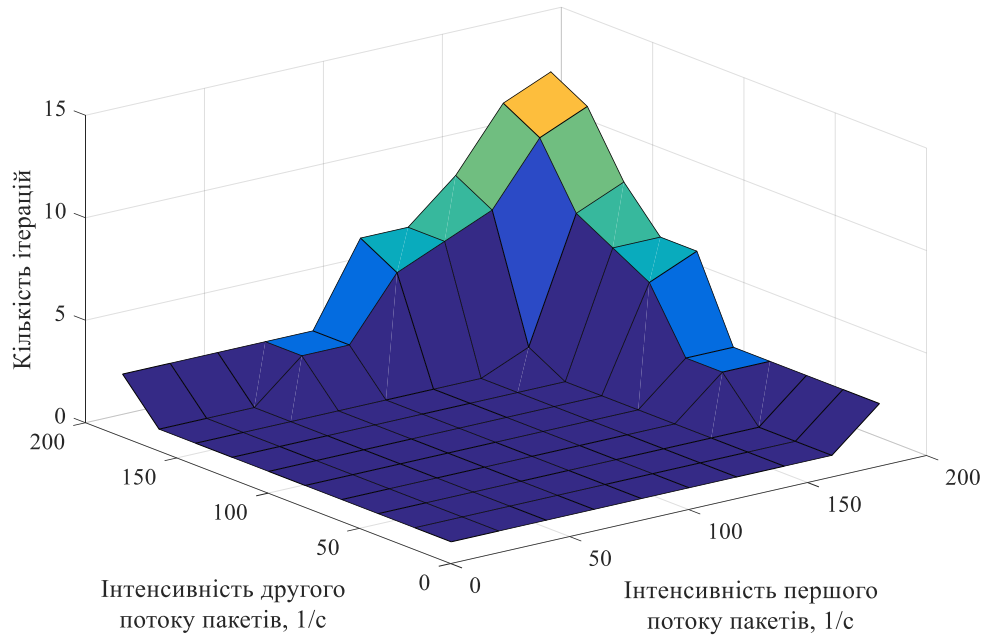


Рис. 2.5. Аналіз збіжності координаційної процедури при ієрархічно-координаційній внутрішньодоменній маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 2.1

Тому важливо у ході ієрархічної маршрутизації, яка організується в рамках рішення (2.13)-(2.17), мінімізувати кількість ітерацій (2.16). В ході дослідження встановлено (рис. 2.2 - 2.4), що причина зростання числа ітерацій координаційної процедури – це перевантаження віддалених за кількістю переприйомів від вузлів відправника або отримувача каналів зв'язку. Це обумовлено тим, що використання квадратичного критерію оптимальності (2.12) сприяє збалансованій завантаженості всіх каналів зв'язку ТКМ.

У зв'язку з цим в роботі для кожного потоку пакетів до початку розрахунків пропонується забезпечити збільшення маршрутної метрики каналів зв'язку, пропорційно віддаленості цих каналів (за числом вузлів) до відповідного вузла-відправника або отримувача. Тому для кожного потоку для модифікації маршрутних метрик пропонуються наступні вирази:

$$h_{i,j}^* = h_{i,j} + g \cdot v_{i,j}^{k_r}, \quad v_{i,j}^{k_r} = \min(\text{hop}_{i,j}^{s_{k_r}}, \text{hop}_{i,j}^{d_{k_r}}) - 1, \quad (2.18)$$

де g – ваговий коефіцієнт зміни метрики ($g > 0$), який регулює рівень впливу введеної модифікації на результуюче значення метрики;

$hop_{i,j}^{s_{kr}}$ – мінімальна кількість вузлів між вузлом-відправником та каналом зв'язку $E_{i,j}$;

$hop_{i,j}^{d_{kr}}$ – мінімальна кількість вузлів між вузлом-отримувачем та каналом зв'язку $E_{i,j}$.

Метрика каналу зв'язку $E_{i,j}$ підлягає зміні залежно від кількості транзитних вузлів між даними каналом і вузлом-відправником (отримувачем). Канали зв'язку, що безпосередньо з'єднані з відправником (отримувачем) пакетів, залишаються з номінальною метрикою.

Використовуючи вирази (2.18) в ході модифікації маршрутних метрик у виразі (2.12) була також отримана залежність кількості ітерацій від інтенсивності вхідних потоків пакетів, представлена як в табл. 2.1, так і на рис. 2.6 в графічному вигляді. Таким чином, модифікація метрики (2.18) каналів зв'язку значно вплинула на кількісний результат щодо збіжності координаційної процедури (2.16), (2.17), а саме – вдалося скоротити число ітерацій в середньому від 1,5 до 5 разів залежно від інтенсивності переданих потоків пакетів (рис. 2.7).

Проведемо додатково аналіз впливу особливостей структури ТКМ на збіжність координаційної процедури при реалізації ієрархічно-координаційної маршрутизації. Основними параметрами, які змінювалися в структурі мережі, були число каналів зв'язку, кількість маршрутизаторів та їх зв'язність. Як приклад розглянемо варіант структури мережі (рис. 2.8), яка містить чотири маршрутизатори ($M_1 \div M_4$) та п'ять каналів зв'язку, тобто розмір ТКМ в порівнянні з варіантом, поданим на рис. 2.1, знизився. Число потоків, що циркулюють у мережі, не змінювалось.

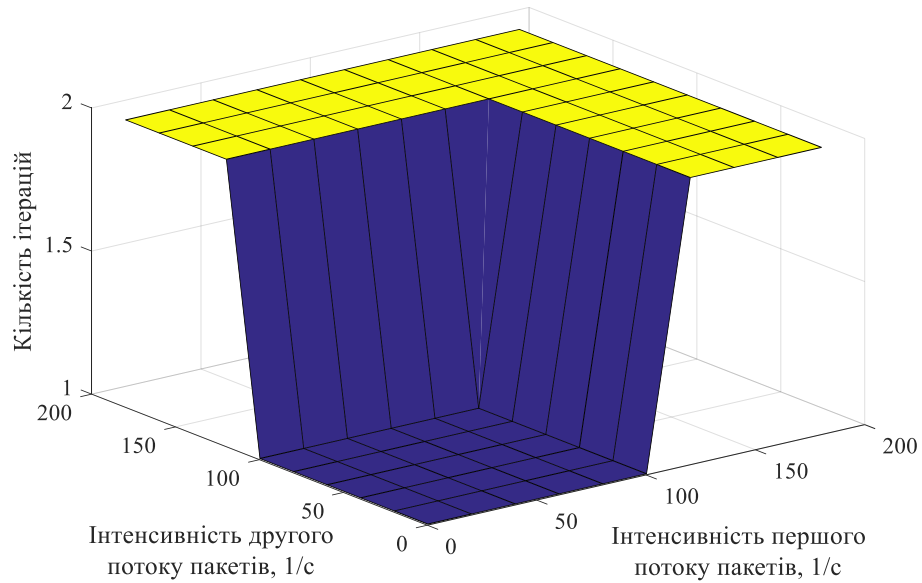


Рис. 2.6. Аналіз збіжності координаційної процедури при ієрархічно-координаційній внутрішньодоменній маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 2.1, з використанням виразів (2.18)

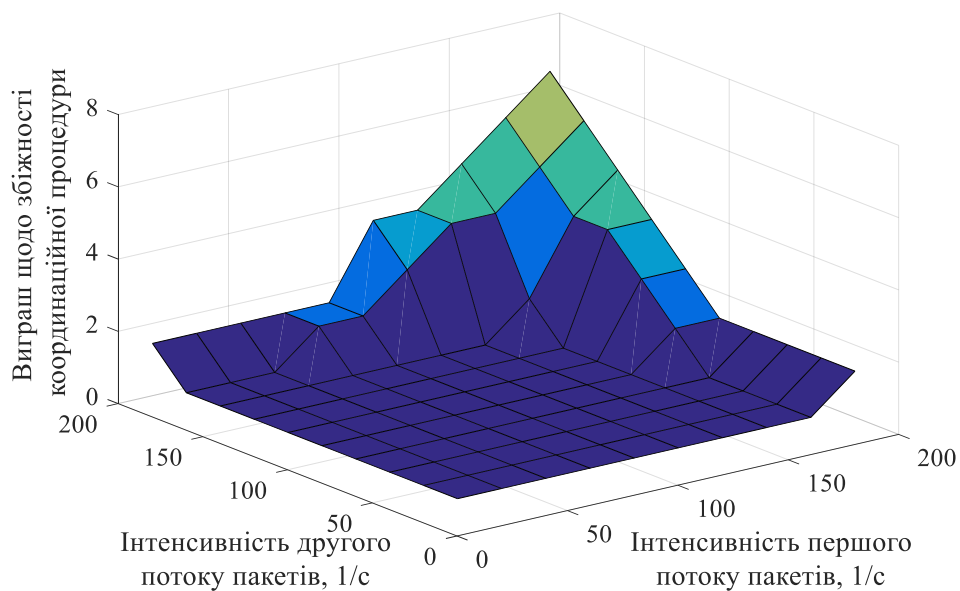


Рис. 2.7. Виграш щодо збіжності координаційної процедури при ієрархічно-координаційній внутрішньодоменній маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 2.1

Так як перший та другий маршрутизатори розраховували шляхи незалежно один від одного, то початково виявились перевантаженими два канали зв'язку: між маршрутизаторами M_1 та M_3 , M_2 та M_4 . Протягом координації маршрутних рішень, що отримувались на кожному приграничному маршрутизаторі, характер перевантаження змінювався. Так після четвертої ітерації (рис. 2.10) залишились перевантаженими знову два, але вже інших каналів зв'язку, що з'єднували маршрутизатори M_2 та M_4 , M_3 та M_4 .

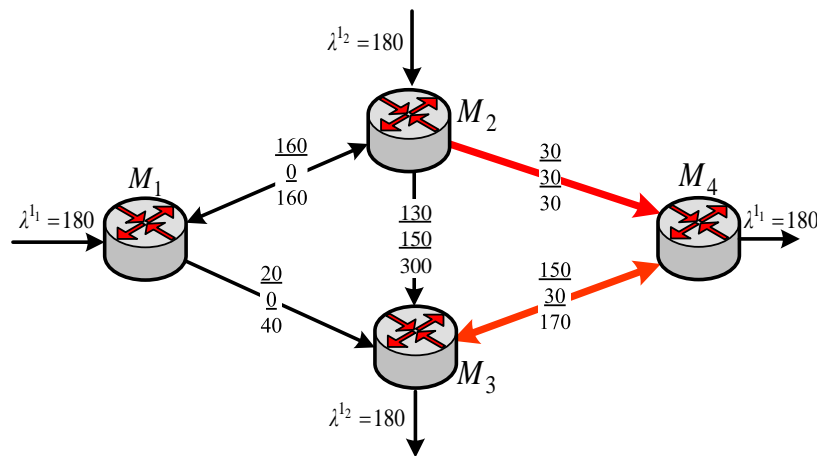


Рис. 2.10. Порядок маршрутизації потоків за каналами зв'язку після четвертої ітерації

Фінальний порядок маршрутизації потоків в ТКМ, тобто після завершення роботи процедури (2.16), (2.17), показано на рис. 2.11.

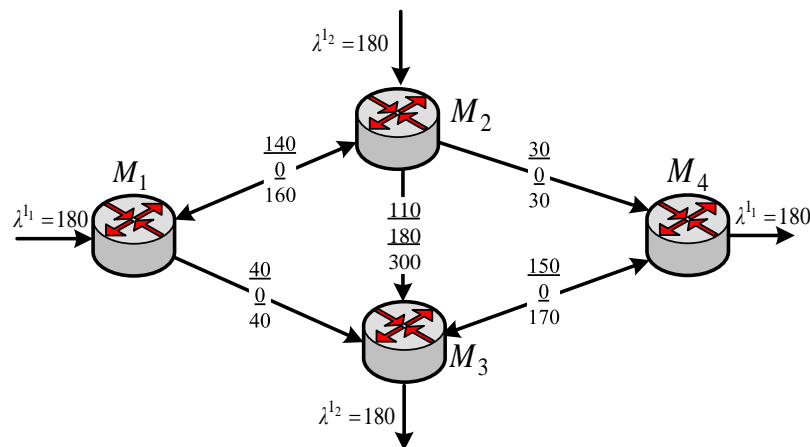


Рис. 2.11. Фінальний порядок маршрутизації потоків пакетів за каналами зв'язку ТКМ (після сьомої ітерації)

Для вихідних даних структури, представленої на рис. 2.8, залежність кількості ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) від інтенсивностей потоків показана на рис. 2.12.

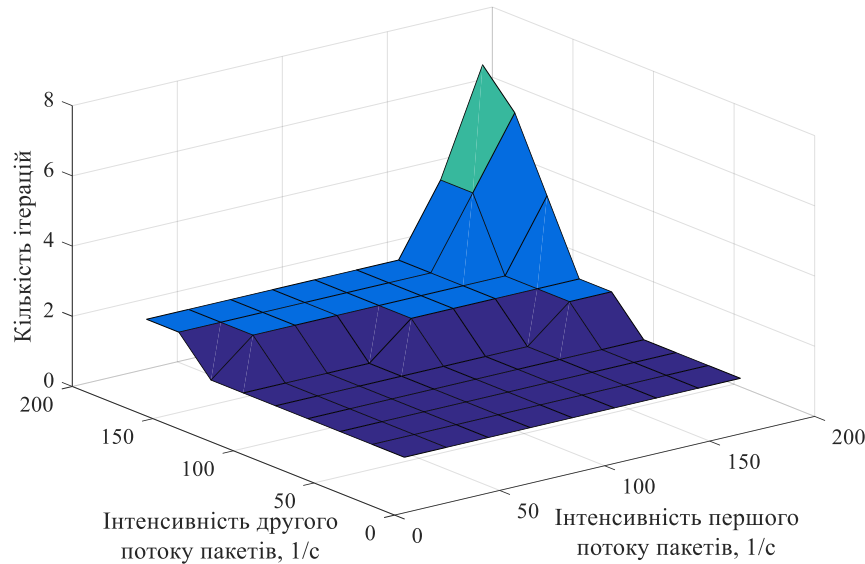


Рис. 2.12. Аналіз збіжності координаційної процедури при ієрархічно-координаційній внутрішньодоменній маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 2.8

З метою підвищення швидкості збіжності координаційної процедури маршрутна метрика також підлягала модифікації за правилом, що задана виразами (2.18). У цьому випадку при граничних значеннях інтенсивності обох потоків в 180 1/с максимальне число ітерацій становило 2 (рис. 2.13). Результати аналізу роботи координаційної процедури при ієрархічно-координаційній внутрішньодоменній маршрутизації для структури ТКМ, що зображена на рис. 2.8, зображено на рис. 2.13 – 2.14.

Як показано на рис. 2.14 модифікація метрики каналів зв'язку (2.18) дозволяє для структури мережі, що представлена на рис. 2.8, зменшити кількість ітерацій координаційної процедури в області середніх і високих навантажень в середньому в 1,5-2 рази, а для граничної завантаженості мережі – до 3,5 разів.

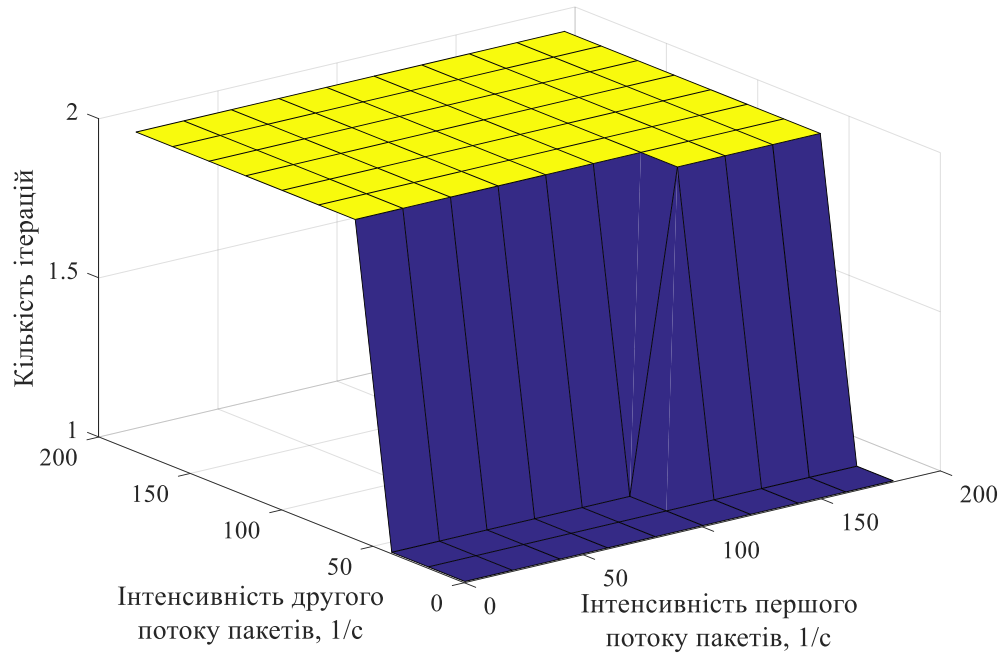


Рис. 2.13. Аналіз збіжності координаційної процедури при ієрархічно-координаційній внутрішньодоменній маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 2.8, з використанням виразів (2.18)

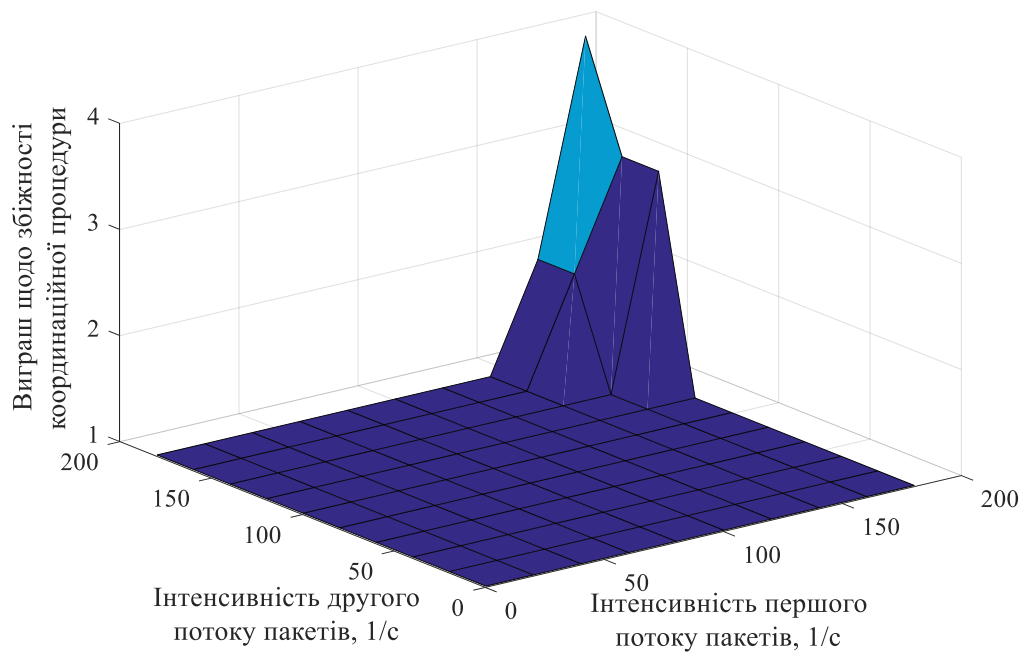


Рис. 2.14. Виграш щодо збіжності координаційної процедури при ієрархічно-координаційній внутрішньодоменній маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 2.8

В ході подальшого дослідження розглянемо ТКМ, структура якої в порівнянні з варіантом, поданим на рис. 2.1, має більш високу зв'язність маршрутизаторів, тобто при тому ж числі маршрутизаторів (шість) кількість каналів зв'язку збільшено з 9 до 11 (рис. 2.15). На рис. 2.15 в розривах каналів зв'язку знову вказані лише їх пропускні здатності (1/с). Число і характеристики потоків, порівняно з першим прикладом (рис. 2.1), не змінювалися.

Реалізація ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації на основі принципу цільової координації (2.13)-(2.17) дозволила забезпечити збіжність координаційної процедури (2.16), (2.17) за п'ятнадцять ітерацій. При цьому на першій ітерації перевантаженими були три канали зв'язку, що з'єднували маршрутизатори M_2 та M_4 , M_1 та M_4 , M_5 та M_4 (рис. 2.16).

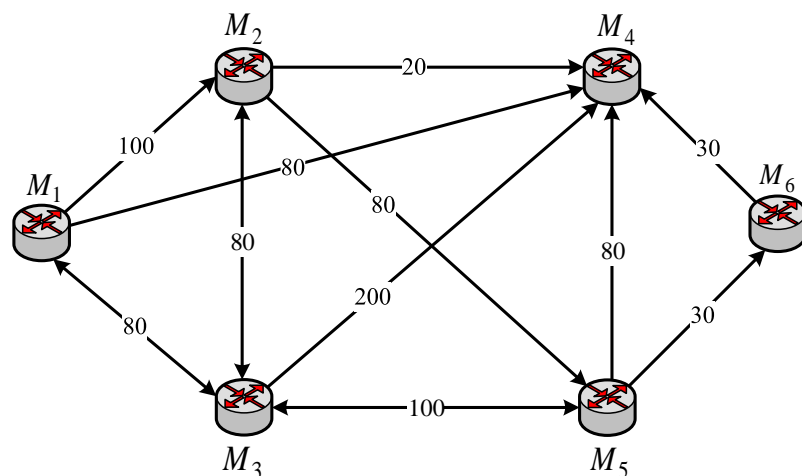


Рис. 2.15. Третій варіант структури мережі, що досліджувався

На рис. 2.16 в розривах каналів зв'язку вказано (зверху вниз): інтенсивність першого потоку (1/с), інтенсивність другого потоку (1/с), пропускна здатність каналу (1/с). Після сьомої ітерації залишилося два перевантажених канали (рис. 2.17), а саме між маршрутизаторами M_1 та M_4 , а також між M_5 та M_3 . Після завершення роботи координаційної процедури (2.16), (2.17), тобто після п'ятнадцятої ітерації, результуючий порядок маршрутизації потоків в ТКМ, структура якої представлена на рис. 2.15, наведена на рис. 2.18. Жоден з одинадцяти каналів зв'язку перевантажений не був.

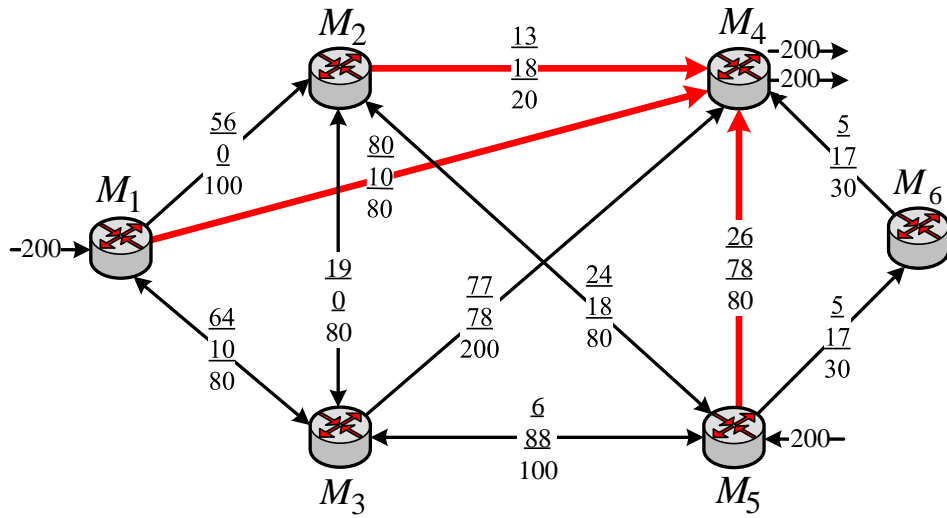


Рис. 2.16. Початковий порядок маршрутизації потоків за каналами зв'язку

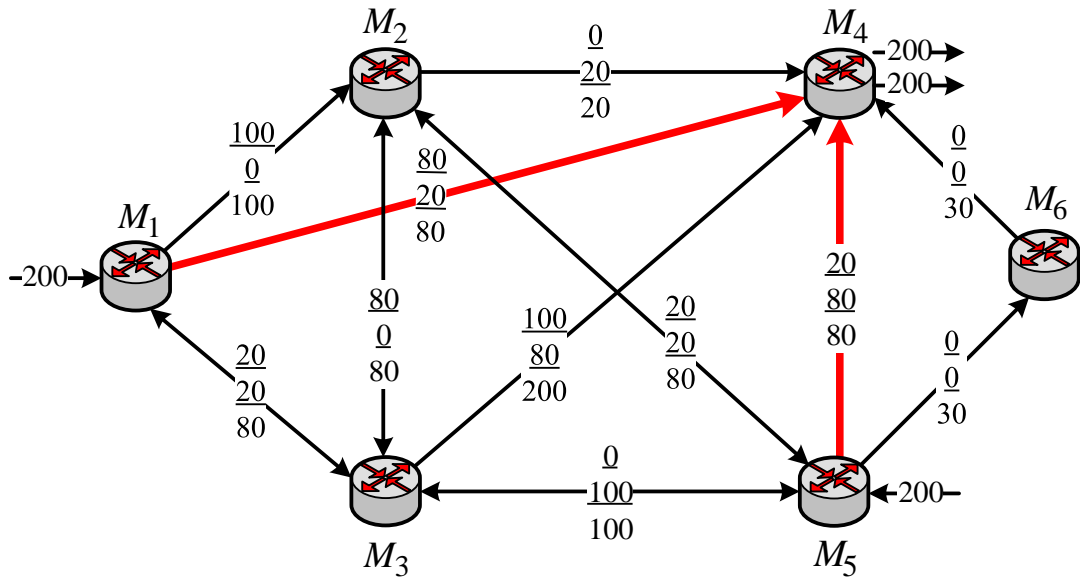


Рис. 2.17. Порядок маршрутизації потоків за каналами зв'язку після сьомої ітерації

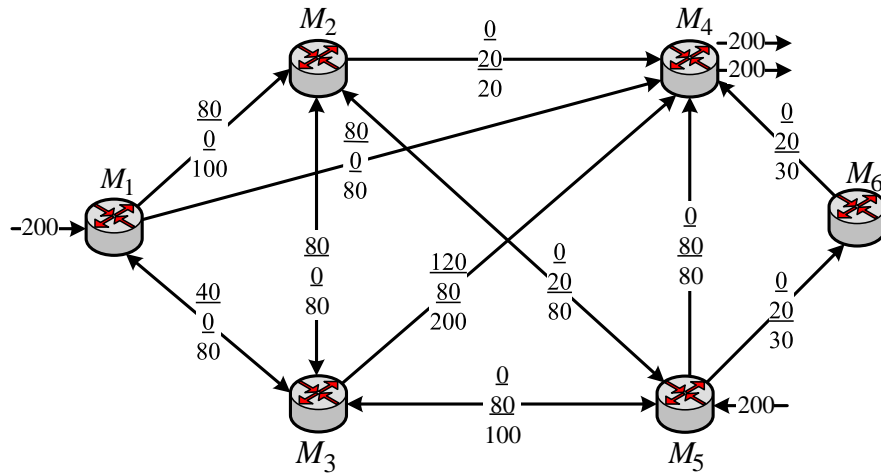


Рис. 2.18. Результуючий порядок маршрутизації потоків пакетів за каналами зв'язку ТКМ (після п'ятнадцятої ітерації)

На рис. 2.19 показано результати аналізу збіжності координаційної процедури (2.16), (2.17) при зміні завантаженості ТКМ, структура якої представлена на рис. 2.15.

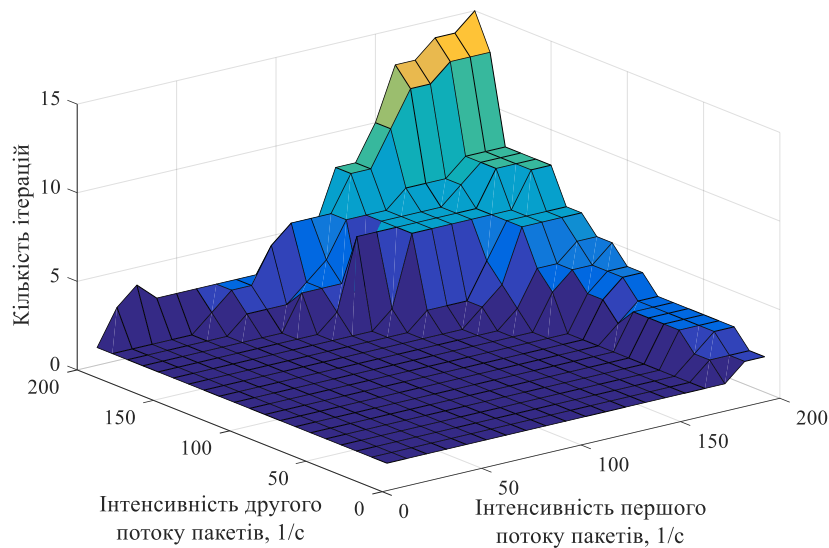


Рис. 2.19. Аналіз збіжності координаційної процедури при ієрархічно-координаційній внутрішньодоменній маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 2.15

При модифікації маршрутної метрики за правилом (2.18) вдалося зменшити кількість ітерацій процедури (2.16), (2.17) до восьми (рис. 2.20), тобто практично в 2 рази (рис. 2.21), порівняно з початковими рішеннями.

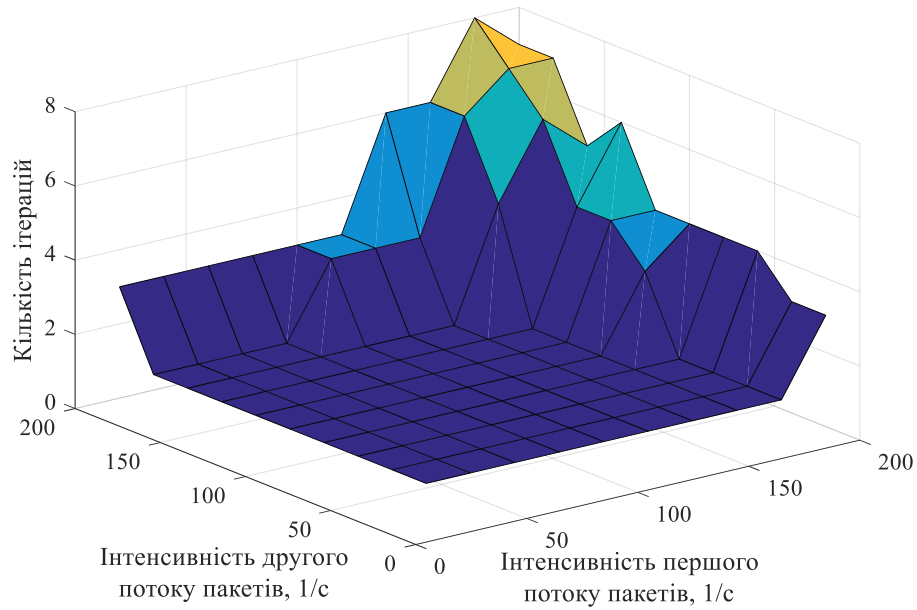


Рис. 2.20. Аналіз збіжності координаційної процедури при ієрархічно-координаційній внутрішньодоменній маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 2.11, з використанням виразів (2.18)

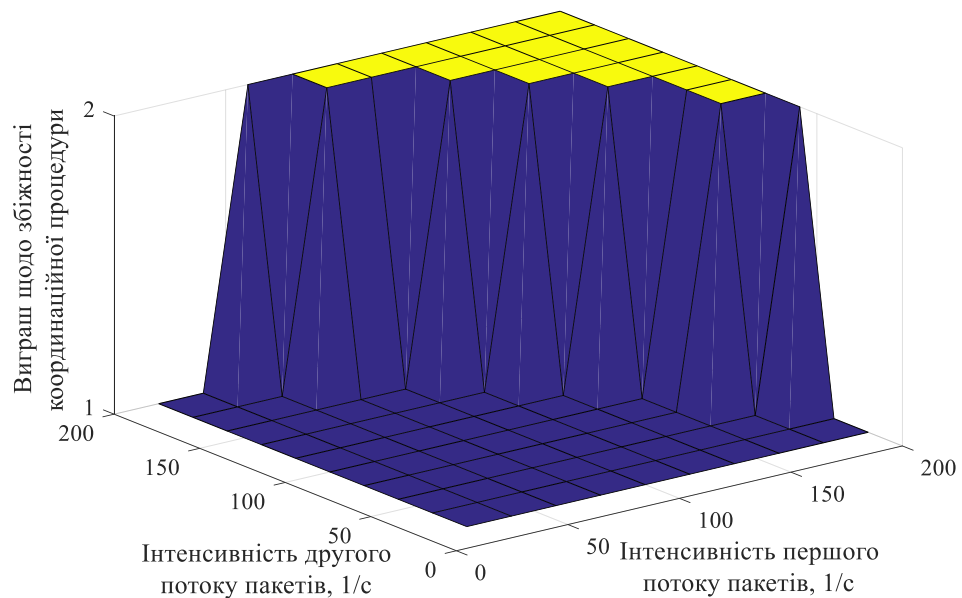


Рис. 2.21. Виграш щодо збіжності координаційної процедури при реалізації ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації для структури ТКМ, що наведена на рис. 2.11

Таким чином, зі збільшенням завантаженості мережі, її розміру та зв'язності маршрутизаторів кількість ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) зростає, що призводить до відповідного зростання часу розв'язання маршрутних задач та об'ємів службового трафіку в мережі. Застосування виразів (2.18) дозволяє суттєво (в середньому від 1,5 до 4 разів) підвищити швидкість збіжності отриманих рішень до оптимальних значень.

2.4. Розв'язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменої маршрутизації одноадресних потоків з балансуванням навантаження в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE

З метою задоволення вимог концепції Traffic Engineering щодо забезпечення балансування навантаження при реалізації ієрархічно-координаційної внутрішньодоменої маршрутизації в мережі SDN/MPLS-TE в моделі (2.1)-(2.11), що заснована маршрутних метриках, змінюється форма запису умов запобігання перевантаження каналів зв'язку (2.9). Як показано в роботах [28, 82], ці умови представляються у наступному вигляді:

$$\sum_{M_r \in M} \sum_{k_r \in K} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq \varphi_{i,j} \alpha, \quad E_{i,j} \in E, \quad (2.19)$$

де α – керуюча змінна балансування, яка кількісно визначає верхній граничний поріг завантаженості каналів зв'язку мережі.

На змінну балансування навантаження накладається умова виду:

$$0 \leq \alpha \leq 1. \quad (2.20)$$

Саме мінімізація цього порогового значення α є метою маршрутизації з балансуванням навантаження за вимогами концепції Traffic Engineering. Однак варто врахувати, що при розподіленому розрахунку маршрутних змінних на кожному окремому приграничному маршрутизаторі вимоги умов (2.19) виконати досить важко. Це обумовлено тим, що кожен приграничний марш-

рутизатор в мережі приймає рішення щодо маршрутизації потоків, які надходять на нього, в умовах відсутності інформації про результати розрахунків на інших приграничних маршрутизаторах. У зв'язку з цим кожна з умов (2.19) розділимо на дві умови-нерівності: на умови (2.10) та умови

$$\sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq \varphi_{i,j} \alpha_r, \quad (2.21)$$

де α_r – верхній граничний поріг завантаженості каналів зв'язку потоками, які підлягають маршрутизації приграничним маршрутизатором M_r .

На змінні α_r також накладаються обмеження, аналогічні до (2.20):

$$0 \leq \alpha_r \leq 1. \quad (2.22)$$

Умови (2.21) вводяться для забезпечення балансування навантаження, а нерівності (2.10) для запобігання перевантаження каналів зв'язку ТКМ. Умови (2.21) можна виконати для кожного з приграничних маршрутизаторів окремо, а от виконання умов (2.10) потребує координації роботи множини приграничних вузлів. Тому надалі умови (2.10) знову будуть використовуватись у векторно-матричній формі (2.11).

Варто відзначити, що на практиці завжди буде виконуватися нерівність:

$$\alpha \leq \sum_{M_r \in M} \alpha_r. \quad (2.23)$$

Тому в ході розрахунку множини шуканих маршрутних змінних, яка представлена векторами \vec{x}_r ($M_r \in M$), як критерій оптимальності одержуваних рішень виберемо мінімум наступної цільової функції:

$$F = \sum_{M_r \in M} \alpha_r, \quad (2.24)$$

яка вже записана в адитивній формі, що дуже важливо для забезпечення координації маршрутних рішень, що розподілено отримуються на приграничних маршрутизаторах MPLS-TE-мережі.

Таким чином, розв'язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE буде пов'язане з мінімізацією цільової функції (2.24) при наявності обмежень (2.2)-(2.8), (2.21), (2.22). Для цього знову використаємо принцип цільової координації [20, 21], в рамках якого переходимо до двоїстої задачі:

$$\min_{\vec{x}, \alpha_r} F = \max_{\mu} L,$$

де лагранжیان має наступний вигляд:

$$L = \sum_{M_r \in M} \alpha_r + \sum_{M_r \in M} \vec{\mu}_r^t (A_r \vec{x}_r - D_r \vec{\varphi} + \sum_{\substack{M_s \in M, \\ s \neq r}} C_{rs} \vec{x}_s). \quad (2.25)$$

Тоді за аналогією з пунктом 2.2.1, в рамках принципу цільової координації [20, 21] лагранжیان (2.25) представимо у вигляді:

$$L = \sum_{M_r \in M} L_r, \quad (2.26)$$

$$L_r = \alpha_r + \vec{\mu}_r^t A_r \vec{x}_r - \vec{\mu}_r^t D_r \vec{\varphi} + \sum_{\substack{M_s \in M, \\ s \neq r}} \vec{\mu}_s^t C_{sr} \vec{x}_s, \quad (2.27)$$

для того, щоб усі маршрутні змінні були віднесені до індексу r .

Таким чином, лагранжیان (2.26) набуває адитивної форми, а загальна проблема маршрутизації виявилася розділеною на ряд окремих маршрутних задач. Розв'язання задачі щодо мінімізації виразу (2.27) при наявності обмежень (2.2)-(2.4) та (2.21) визначає нижній рівень розрахунків. В результаті визначається порядок маршрутизації потоків на кожному окремо взятому приграничному маршрутизаторі. Основна задача верхнього рівня залишилась незмінною – це координація рішень (2.16), (2.17), отриманих на нижньому рівні, з метою запобігання перевантаження каналів зв'язку (2.11).

Як зазначалось в підрозділі 2.2, при невиконанні умов (2.11) координатор змінює градієнт функції (2.17), тим самим збільшуючи значення координат вектору множників Лагранжа (2.16) у виразі (2.27). Тим самим, фактично, координатор змінює метрику перевантажених каналів, ініціюючи зменшення

навантаження на цей канал зв'язку. Чим більшу роль в перевантаженні каналу грають потоки, що надходять в мережу через маршрутизатор M_r , тим вище значення метрики, що залежить від $\vec{\mu}_r$. Нові значення векторів множників Лагранжа координатор направляє на приграничні маршрутизатори.

На нижньому рівні приграничні LER-маршрутизатори розраховують нові значення маршрутних змінних, ґрунтуючись на модифікації векторів множників Лагранжа ($\vec{\mu}_r$). Ці значення маршрутних змінних знову спрямовуються на верхній рівень для перевірки умов перевантаження каналів зв'язку (2.11) та подальшої координації рішень нижнього рівня (2.16), (2.17). Процес координації набуває ітераційний характер, повторюючись до тих пір, поки присутня проблема перевантаження каналів зв'язку.

2.5. Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одноадресних потоків з балансуванням навантаження в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE

Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS-TE проводилось, для різних мережних структур з варійованим числом вузлів (маршрутизаторів) і каналів зв'язку. Для моделювання та розгляду всіх аспектів запропонованих рішень, як приклад була обрана мережа, структура якої представлена на рис. 2.1. Вхідні дані щодо характеристик потоків залишилися незмінними.

На рис. 2.22 представлена залежність кількості ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) від інтенсивностей потоків. Як показано на рис. 2.22 зі збільшенням навантаження на мережу ймовірність виникнення перевантаження каналів у зв'язку з розподіленим характером рішень задачі маршрутизації «від джерела» на нижньому рівні зростає. Тому й зростає число ітерацій

координаційної процедури (2.16), (2.17). Максимальна кількість ітерацій дорівнювала 10 і спостерігалась при гранично можливій завантаженості мережі, тобто коли інтенсивності кожного з потоків дорівнювали 200 1/с.

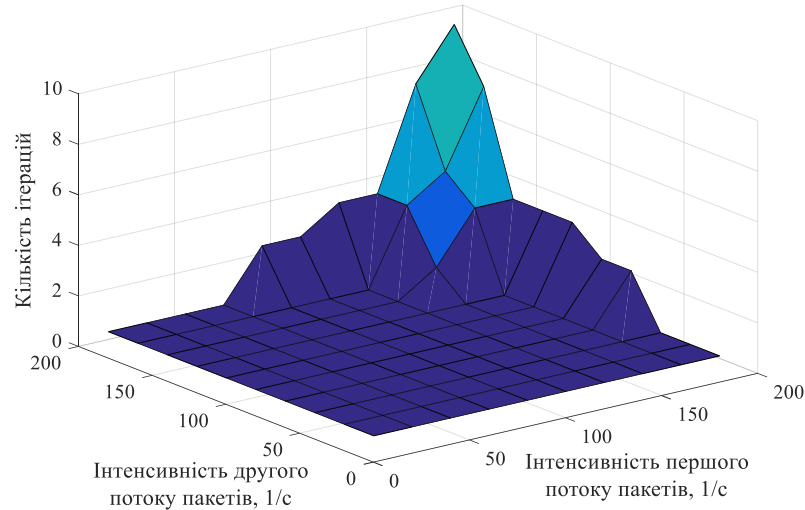


Рис. 2.22. Залежність кількості ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) при реалізації ієрархічно-координаційної маршрутизації з балансуванням навантаження в мережі від інтенсивностей потоків

Як і у випадку, описаному в пункті 2.2.2, причиною зростання числа ітерацій координаційної процедури є перевантаження каналів зв'язку, що віддалені за кількістю переприйомів від вузлів відправника або отримувача. У зв'язку з цим для кожного приграничного маршрутизатора при балансуванні потоків пакетів пропонується дещо змінити величину пропускної здатності каналів зв'язку, яка приймає участь у розрахунках (2.21):

$$\varphi_{i,j}^r = \varphi_{i,j} v_{i,j}^{k_r}, \quad (2.28)$$

$$0 \leq v_{i,j}^{k_r} \leq 1 \quad (2.29)$$

– ваговий коефіцієнт, що характеризує пропорційну віддаленість каналу $E_{i,j} \in E$ (за числом числу вузлів) від відповідного маршрутизатора-відправника або отримувача пакетів k_r -го потоку пакетів.

Для розрахунку цього коефіцієнту пропонується використовувати вираз:

$$v_{i,j}^{k_r} = \frac{1}{\min(\text{hop}_{i,j}^{s_{k_r}}, \text{hop}_i^{d_{k_r}})}, \quad (2.30)$$

де $\text{hop}_{i,j}^{s_{k_r}}$ – мінімальна кількість вузлів між маршрутизатором-відправником k_r -го потоку пакетів і каналом зв'язку $E_{i,j}$;

$\text{hop}_i^{d_{k_r}}$ – мінімальна кількість вузлів між маршрутизатором-отримувачем k_r -го потоку пакетів і каналом зв'язку $E_{i,j}$.

В залежності від місця розташування каналу зв'язку в мережі можливі наступні значення вагового коефіцієнта:

$v_{i,j}^{k_r} = 1$; коли канал зв'язку $E_{i,j} \in E$ є інцидентним до маршрутизатора-відправника або маршрутизатора-отримувача пакетів k_r -го потоку;

$v_{i,j}^{k_r} \rightarrow 1$, чим ближче канал зв'язку $E_{i,j} \in E$ до маршрутизатора-відправника або маршрутизатора-отримувача пакетів k_r -го потоку;

$v_{i,j}^{k_r} \rightarrow 0$, чим далі канал зв'язку $E_{i,j} \in E$ до маршрутизатора відправника або маршрутизатора-отримувача пакетів k_r -го потоку ($k_r \in K_r$).

В ході застосування виразів (2.28)-(2.30) в умовах (2.21) була отримана залежність кількості ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) від інтенсивності потоків (рис. 2.23). На рис. 2.23 показано, що використання (2.28)-(2.30) в умовах балансування навантаження (2.21) при реалізації ієрархічно-координаційної маршрутизації дозволило для аналізованої структури мережі (рис. 2.1) значно знизити кількість ітерацій координаційної процедури (до 1-2), що в середньому від 1,5 до 5 разів менше, ніж без використання виразів (2.28)-(2.30). Максимальне число ітерацій, як і в раніше розглянутому випадку (рис. 2.22), спостерігалось при граничній завантаженості мережі.

На рис. 2.24 показано виграш щодо збіжності координаційної процедури при реалізації ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS-TE.

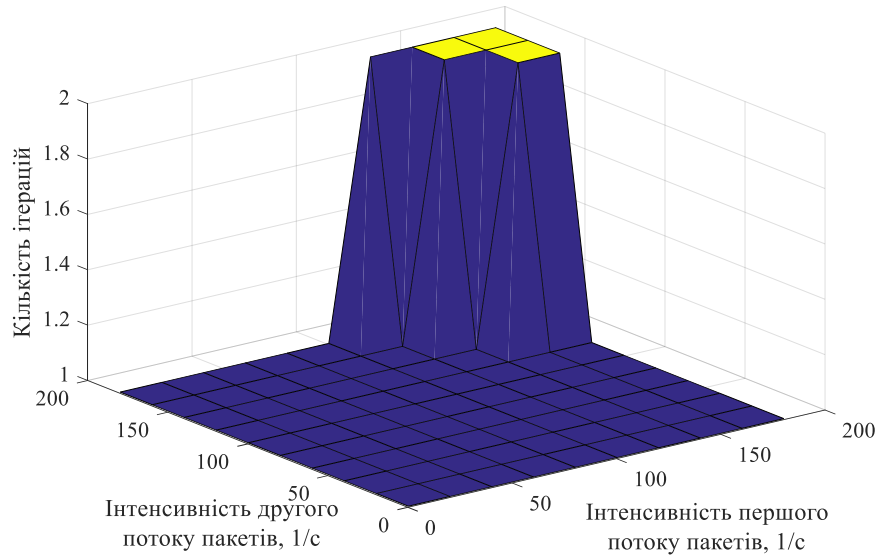


Рис. 2.23. Залежність кількості ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) при ієрархічно-координаційній маршрутизації з балансуванням навантаження в мережі SDN/MPLS-TE від інтенсивностей потоків пакетів при використанні виразів (2.28)-(2.30) в умовах балансування (2.21)

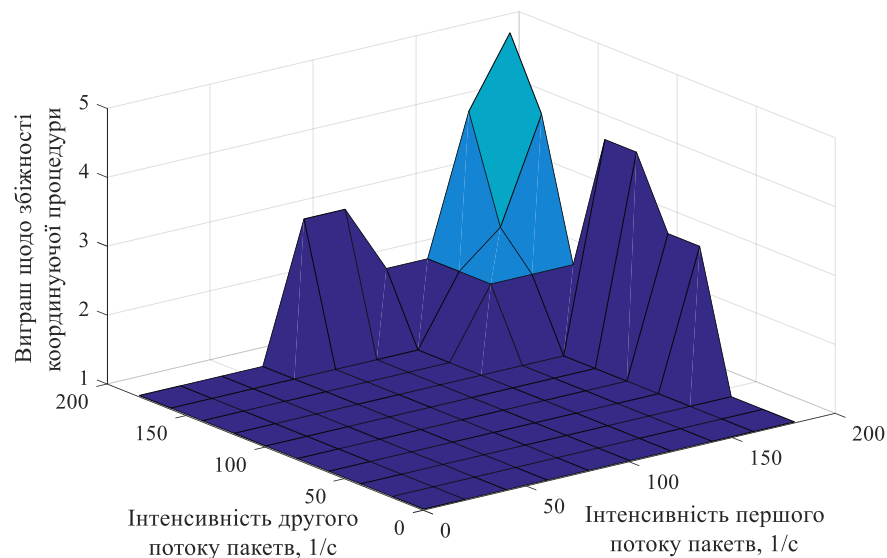


Рис. 2.24. Виграш щодо збіжності координаційної процедури при реалізації методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS-TE, структура якої зображена на рис. 2.1

Результати дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одноадресних потоків, а саме вплив завантаженості мережі на збіжність процедур координації (2.16), (2.17) наведено в табл. 2.1. В цій таблиці показано результати розрахунків, коли порівнювалися швидкість збіжності координаційної процедури (2.16), (2.17) при використанні маршрутних метрик (квадратичного критерію оптимальності (2.12)) та TE-критерію (2.24), орієнтованого на забезпечення балансування навантаження в ТКМ.

Таблиця 2.1

Результати порівняння швидкості збіжності координаційної процедури (2.16), (2.17) при використанні різних критеріїв оптимальності рішень задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації

Інтенсивність першого потоку пакетів, 1/с	Інтенсивність другого потоку пакетів, 1/с	Кількість ітерацій при використанні критерію (2.12)		Кількість ітерацій при використанні критерію (2.24)	
		Без використання умов (2.18)	З використанням умов (2.18)	Без використання умов (2.28)-(2.30)	З використанням умов (2.28)-(2.30)
20	20	1	1	1	1
40	20	1	1	1	1
60	20	1	1	1	1
...
100	100	1	1	1	1
...
140	160	4	2	1	1
140	180	6	2	4	1
140	200	6	2	4	2
...
200	40	2	2	1	1
200	60	2	2	1	1
200	80	2	2	3	1
200	100	2	2	3	1
...
200	160	9	2	8	2
200	180	12	2	8	2
200	200	13	2	10	2

Результати дослідження показали, що мережа може впоратись з максимальним навантаженням в 400 1/с, тобто коли кожен потік мав інтенсивність рівну 200 1/с. З табл. 2.1 видно, що при завантаженості мережі менш ніж на

60% в ході реалізації ієрархічної внутрішньодоменної маршрутизації координація рішень приграничних маршрутизаторів не відбувалась, так як їх автономні дії не призводили до перевантаження каналів зв'язку мережі. При подальшому зростанні завантаженості мережі розподілений характер рішень, отриманих від кожного з приграничних маршрутизаторів, неминуче приводив до перевантаження каналів зв'язку та координації цих рішень SDN-контролері верхнього рівня ієрархії.

Використання TE-критерію оптимальності (2.24) та виразів (2.28)-(2.30) дозволяє знизити кількість ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) від 1,5-2 до 3,5-5 разів, а в ряді випадків і до 8 разів. Це на практиці призводить до пропорційного зниження часу розв'язання маршрутних задач та об'ємів службового трафіку, що циркулює в мережі SDN/MPLS-TE. Особливо це характерно для розмірних мереж та для високої їх завантаженості, що і визначає область переважного використання запропонованих рішень на практиці шляхом заміни існуючих або впровадження нових протоколів маршрутизації в мережах SDN/MPLS та SDN/MPLS-TE.

2.6. Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації багатоадресних потоків в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE

Також проведено аналіз процесу збіжності рішень ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації до оптимальних рішень, але вже для випадку передачі пакетів багатоадресних потоків. Дослідження стосувалось випадків використання двох критеріїв оптимальності: (2.12) та (2.24), а також охоплювало різні мережні структури з варійованим числом вузлів (маршрутизаторів) і каналів зв'язку. Для прикладу розглянемо структуру телекомунікаційної мережі, що наведена на рис. 2.25.

Мережа складається з семи маршрутизаторів ($M_1 \div M_7$) і десяти каналів зв'язку, в розривах яких вказана їх пропускна здатність (1/с). Кількість потоків та їх характеристики, які виступали вихідними даними для розрахунків, представлені в табл. 2.2.

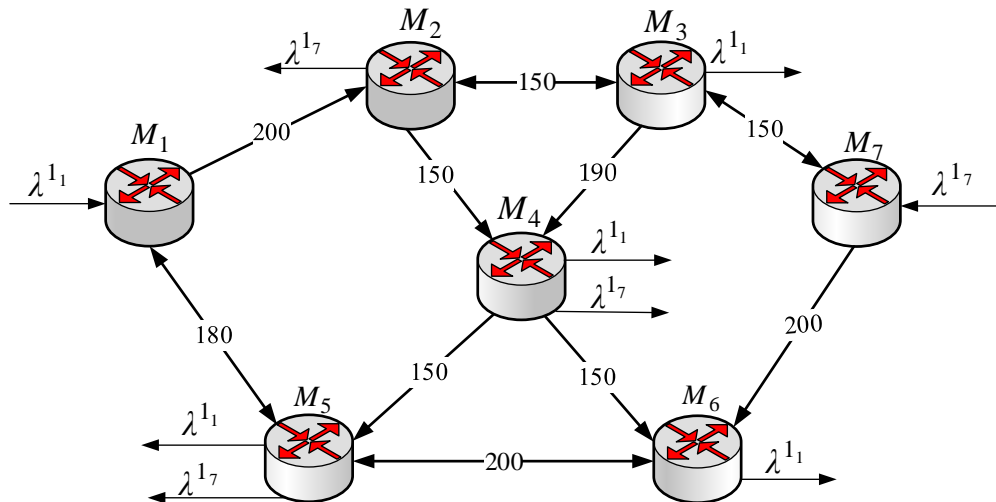


Рис. 2.25. Структура мережі, що була використана для дослідження процесів ієрархічно-координаційної маршрутизації багатоадресних потоків в мережі SDN/MPLS

Таблиця 2.2

Характеристики потоків

№ потоку	Інтенсивність потоку, 1/с	Маршрутизатор-відправник	Маршрутизатори-отримувачі
1	$\lambda^1 = 10 \div 100$	M_1	M_3, M_4, M_5, M_6
2	$\lambda^7 = 10 \div 100$	M_7	M_2, M_4, M_5

Результати аналізу збіжності координаційної процедури (2.16), (2.17) при різних умовах використання критеріїв оптимальності (2.12) та (2.24) рішень задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації багатоадресних потоків наведено в табл. 2.3.

На рис. 2.26 представлено підсумкове (скоординоване) рішення задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації, для варіанту коли інтенсивність кожного багатоадресного потоку пакетів складала 100 1/с.

В цілому використання запропонованих умов (2.18), (2.30)-(2.32) та ТЕ-критерію оптимальності маршрутних рішень дозволило знизити кількість ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) в середньому в 1,5-2 рази, що особливо характерно при високій завантаженості мережі SDN/MPLS.

2.7. Структура методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS

Грунтуючись на запропонованій в підрозділі 2.2 декомпозиційній моделі маршрутизації та результатах проведених в підрозділах 2.3-2.4 досліджень пропонується метод ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS, який включає в себе наступні етапи функціонування (рис. 2.27).

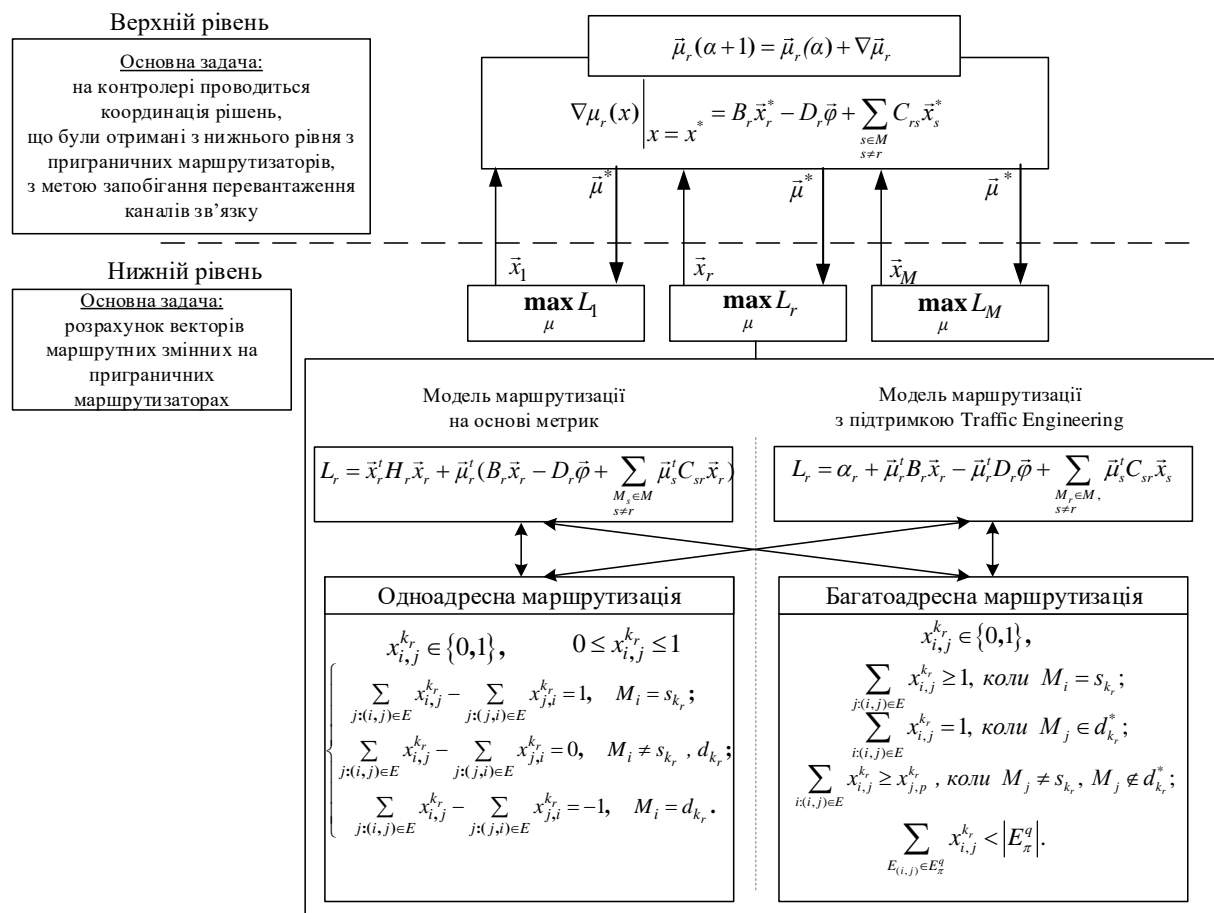


Рис. 2.27. Структура методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS

Етап 1. Збір та аналіз вихідних даних. Це стосуються інформації по топологію MPLS-мережі, кількість приграничних маршрутизаторів, пропускні здатності каналів зв'язку, характеристики потоків (їх типу та інтенсивності).

Етап 2. Розв'язання задач нижнього ієрархічного рівня. Розрахунок на кожному з приграничних LER-маршрутизаторів векторів маршрутних змінних \vec{x}_r , що відбувається в ході рішення відповідних оптимізаційних задач (табл. 2.4). Передача з кожного приграничного маршрутизатора розрахованих маршрутних векторів \vec{x}_r на SDN-контролер верхнього рівня для проведення подальшої координації.

Таблиця 2.4

**Характеристика оптимізаційних задач нижнього рівня
запропонованого методу внутрішньодоменної маршрутизації**

Стратегія маршрутизації *		Критерій оптимальності	Обмеження	Тип оптимізаційної задачі **
ОАМ	ОШМ	На основі маршрутних метрик	(2.12)	ЗЦНП
		Traffic Engineering	(2.24)	ЗЦЛП
	БШМ	На основі маршрутних метрик	(2.12)	КП
		Traffic Engineering	(2.24)	ЛП
БАМ	ОШМ	На основі маршрутних метрик	(2.12)	ЗЦНП
		Traffic Engineering	(2.24)	ЗЦЛП
* ОАМ – одноадресна маршрутизація; БАМ – багатоадресна маршрутизація; ОШМ – одношляхова маршрутизація; БШМ – багатошляхова маршрутизація.				
** ЛП – лінійне програмування; ЗЦЛП – змішане цілочисельне ЛП; КП – квадратичне програмування; ЗЦНП – змішане цілочисельне нелінійне програмування.				

Етап 3. *Перевірка виконання умов запобігання перевантаженню каналів зв'язку та координація маршрутних рішень на верхньому ієрархічному рівні.* При невиконанні умов (2.11) на SDN-контролері виконується координаційна процедура (2.16), (2.17) для запобігання перевантаженню каналів зв'язку MPLS-мережі на основі аналізу змісту маршрутних векторів \vec{x}_r . Забезпечення врахування виразів (2.18) або (2.28)-(2.30) для підвищення швидкості збіжності координаційної процедури (2.16), (2.17). Формування векторів множників Лагранжа $\vec{\mu}_r$ та передача їх на нижній ієрархічний рівень для модифікації лагранжіанів (2.15) або (2.27).

Якщо умови щодо запобігання перевантаженню каналів зв'язку (2.11) виконується, то процес координації завершується, а актуальні маршрутні вектори \vec{x}_r реалізуються в MPLS-мережі шляхом формування таблиць комутації за мітками на приграничних (LER) та транзитних маршрутизаторах (LSR) за допомогою сигнальних протоколів, наприклад, LDP (Label Distribution Protocol) або RSVP-TE (Resource ReServation Protocol TE).

Запропоноване рішення відповідає архітектурі SDN, наведеній на рис. 1.2 б, коли SDN-контролери завантажуються мінімально. В даному випадку на них покладаються лише задачі щодо координації маршрутних рішень, отриманих на приграничних маршрутизаторах MPLS-мережі. Проте даний метод може бути адаптований і під SDN архітектуру, наведену на рис. 1.2 в, коли задачі ієрархічних рівнів розв'язуються на SDN-контролері. При чому за розрахунок векторів маршрутних змінних \vec{x}_r в ході розв'язання відповідних оптимізаційних задач (2.15) або (2.27) можуть відповідати окремі процесори (ядра) обчислювальної системи SDN-контролера. Використання багатопроцесорних (багатоядерних) архітектур маршрутизаторів [89] з розпаралелюванням розрахунків сприяє підвищенню обчислювальної потужності SDN-контролера та масштабованості SDN-архітектури в цілому.

2.8. Висновки до другого розділу

1. Запропонована декомпозиційна модель ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одно- або багатоадресних потоків в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE. В залежності від особливості постановки задачі та множини вихідних даних запропонована модель може бути адаптована під випадок використання маршрутних метрик (2.12) та вимог концепції Traffic Engineering (2.24). Для реалізації стратегії маршрутизації «від джерела», яка є характерною для MPLS-мереж, здійснена декомпозиція умов запобігання перевантаження каналів зв'язку (2.10), (2.11) та балансування навантаження (2.19).

2. Вдосконалено метод ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації «від джерела» в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE. В основу метода покладено розв'язання сформульованої в рамках запропонованої декомпозиційної моделі оптимізаційної задачі щодо розрахунку векторів маршрутних змінних на кожному з приграничних маршрутизаторів MPLS-мережі. Для розв'язання оптимізаційної задачі з критеріями оптимальності (2.12) або (2.24) використано принцип цільової координації з введенням дворівневої ієрархії розрахунків. На нижньому рівні кожним з приграничних маршрутизаторів розраховувався вектор маршрутних змінних для потоків, які надходили через нього в мережу. На верхньому рівні здійснювалась координація рішень нижнього рівня для запобігання перевантаженню каналів зв'язку MPLS-мережі. В загальному випадку процес пошуку оптимальних маршрутних векторів набував ітераційного характеру.

3. З метою зниження обсягів циркулюючого в мережі службового трафіку важливо забезпечити високу швидкість збіжності координаційної процедури (2.16), (2.-17). У зв'язку з цим проведено кількісний аналіз чинників, що впливають на збіжність координаційної процедури при використанні ієрархічної маршрутизації. Встановлено, що з ростом розміру мережі, зв'язно-

сті її маршрутизаторів і завантаженості ТКМ в цілому число ітерацій координаційної процедури зростає. Показано, що при завантаженості мережі менш ніж на 50% перевантаження каналів зв'язку не спостерігалось (табл. 2.1), а метод досягав оптимуму за одну ітерацію. Однак при збільшенні завантаженості мережі від 55% і більше число ітерацій координаційної процедури нелінійно зростало у зв'язку з можливим перевантаженням каналів зв'язку через непогодженість роботи окремих приграничних маршрутизаторів.

4. За результатами проведеного дослідження було визначено, що причина зростання кількості ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) – це перевантаження віддалених за кількістю переприйомів від маршрутизатора-відправника або отримувача каналів зв'язку. Це обумовлено тим, що використання квадратичного критерію оптимальності (2.12) та ТЕ-критерію (2.24) сприяє збалансованій завантаженості всіх каналів зв'язку ТКМ. У зв'язку з цим в роботі запропоновано використовувати модифікацію маршрутної метрики для каналів зв'язку мережі, представлені виразом (2.18). Використання модифікації маршрутної метрики (2.18) у методі (2.13)-(2.17) дозволило, як показали чисельні результати розрахунку для множини мережних структур та різної завантаженості мережі, знизити число ітерацій координаційної процедури в середньому від 1,5 до 4 разів (рис. 2.7, рис. 2.14, рис. 2.21). Використання ТЕ-критерію оптимальності (2.24) та виразів (2.28)-(2.30) дозволяє знизити кількість ітерацій координаційної процедури (2.16), (2.17) від 1,5-2 до 3,5-5 разів, а в ряді випадків і до 8 разів (рис. 2.24). При маршрутизації багатоадресних потоків використання запропонованих рішень дозволило підвищити збіжність координаційної процедури в середньому в 1,5-2 рази (табл. 2.3). Це особливо характерно для високої завантаженості мережі, що і визначає область переважного використання пропонуваніх рішень на практиці шляхом зміни існуючих або розробці нових протоколів маршрутизації.

5. Використання запропонованих у розділі рішень дозволяє підвищити масштабованість маршрутних рішень: значно знизити розмір маршрутних за-

дач (пропорційно кількості приграничних маршрутизаторів) та обчислювальну складність їх розв'язання, покращити збіжність координаційної процедури (2.16), (2.17) з відповідним зниженням об'ємів службової інформації, що циркулює в мережі про її стан, та максимального часу оновлення маршрутних векторів.

6. Крім того, запропонований метод може бути адаптований і під випадок, коли задачі ієрархічних рівнів розв'язуються на SDN-контролері з багатопроцесорною (багатоядерною) архітектурою. Тобто за розрахунок векторів маршрутних змінних \bar{x}_r в ході розв'язання відповідних оптимізаційних задач (2.15) або (2.27) можуть відповідати окремі процесори (ядра) обчислювальної системи SDN-контролера. Розпаралелювання розрахунків також сприяє підвищенню обчислювальної потужності SDN-контролера та масштабованості SDN-архітектури в цілому.

7. В ході розрахунків також оцінювалося в процентному вираженні розбіжність між значеннями критеріїв оптимальності, які отримувались при ієрархічно-координаційній маршрутизації (2.12) та розрахованих для випадку централізованої маршрутизації. Розбіжність збільшувалася при зростанні завантаженості мережі в межах від 2 до 5% для мережних структур з невеликим розміром (рис. 2.8), і в межах від 3 до 11% для структур з більшим розміром (рис. 2.1, рис. 2.15). За ТЕ-показниками (2.20) та (2.24) отримані ієрархічні рішення відрізнялись від централізованих не більше, а ніж на 3-7%.

РОЗДІЛ 3

РОЗРОБКА ТА ДОСЛІДЖЕННЯ МАТЕМАТИЧНОЇ МОДЕЛІ ТА МЕТОДУ ІЄРАРХІЧНО-КООРДИНАЦІЙНОЇ МІЖДОМЕНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ У ПРОГРАМНО-КОНФІГУРОВАНИЙ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНІЙ МЕРЕЖІ

3.1. Модель міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі, що складається з множини послідовно з'єднаних доменів

Нехай структура ТКМ буде представлена у вигляді орієнтованого графа

$$G = (M, E), \quad (3.1)$$

де M – це множина вершин графу, що моделює маршрутизатори мережі, а E – множина дуг графу, що моделює канали зв'язку. Позначимо через K множину потоків, що циркулюють у мережі, тоді $|K| = \tilde{K}$ – потужність множини, що кількісно характеризує загальне число потоків в ТКМ. Для кожного k -го потоку ($k \in K$) вважається відомою його середня швидкість пакетів (інтенсивність) – λ^k , яка вимірюється в пакетах за секунду (1/с).

В ході розробки декомпозиційної моделі міждоменної маршрутизації припустимо, що телекомунікаційна мережа складається з N взаємопов'язаних між собою підмереж – доменів. Тоді, нехай кожен окремий p -й домен в ТКМ описується за допомогою підграфа $G^p = (M^p, E^p)$ графу G , де $M^p = \{M_i^p; i = \overline{1, m_p}\}$ – множина маршрутизаторів p -го домену, а m_p – їх загальна кількість в домені; $E^p = \{E_{i,j}^p; i, j = \overline{1, m_p}, i \neq j\}$ – це множина каналів, що з'єднують маршрутизатори p -го домену (рис. 3.1).

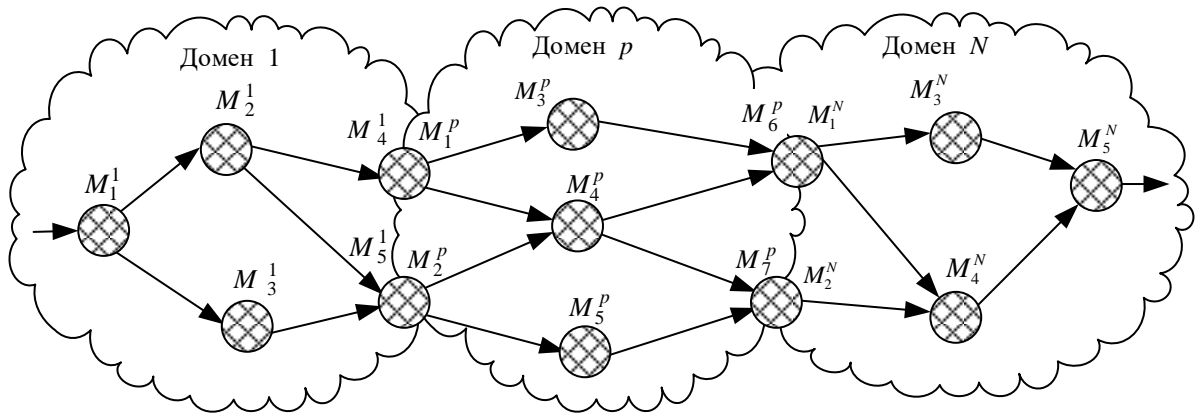


Рис. 3.1. Подання структури ТКМ, що містить декілька послідовно з'єднаних доменів, у вигляді орієнтованого графа

В ході декомпозиції ТКМ границя між доменами проходила через маршрутизатори мережі, як це реалізовано, наприклад, у протоколі OSPF:

$$M^p \cap M^q \neq 0 \text{ та } E^p \cap E^q = 0, \quad (3.2)$$

тобто, деякі маршрутизатори ТКМ можуть належати одночасно кільком суміжним доменам. Також для кожного p -го домену визначимо множину приграничних маршрутизаторів B^p ($B^p \in M^p$). У свою чергу всю множину приграничних маршрутизаторів p -го домену можна розділити на дві підмножини: $B_{in}^{p,k}$ – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які пакети k -го потоку надходять до p -го домену; $B_{out}^{p,k}$ – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які пакети k -го потоку вибувають з p -го домену. Для кожного каналу зв'язку p -го домену через $\varphi_{i,j}^p$ позначимо його пропускну здатність, що вимірюється в пакетах за секунду (1/с).

Нехай в результаті розв'язання задачі ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації для кожного p -го домену необхідно розрахувати маршрутні змінні $x_{i,j}^{p,k}$, які характеризують частку інтенсивності k -го потоку пакетів, що протікає в каналі $E_{i,j}^p \in E^p$. Для кожного маршрутизатора p -го домену необхідно виконати умови збереження k -го потоку, для забезпечення

зв'язності внутрішньодоменних ділянок міждоменних маршрутів. Якщо p -й домен є транзитним для k -го потоку пакетів, то подібні умови мають вигляд:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{B_m^{p,k} \in B^p} \left(\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} \right) = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} = 0; \\ \sum_{B_{out}^{p,k} \in B^p} \left(\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} \right) = -1. \end{array} \right. \quad (3.3)$$

Система рівнянь (3.3) повинна виконуватися для кожного k -го потоку пакетів окремо. Перша умова системи (3.3) охоплює всі приграничні маршрутизатори, через які k -й потік надходить до p -го домену; друга умова вводиться для тих маршрутизаторів p -го домену, які для k -го потоку є транзитними; третя умова має виконуватися для всіх приграничних маршрутизаторів, через які k -й потік вибуває з p -го домену.

Якщо k -й потік пакетів згенеровано в p -му домені, а його джерелом виступає, наприклад, маршрутизатор M_i^p , то для цієї мережі перша умова системи (3.3) дещо спроститься і набуде вигляду

$$\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} = 1.$$

Решта з рівнянь у системі (3.3) залишиться незмінною.

У разі, коли маршрутизатор M_i^p з p -го домену виступає отримувачем пакетів k -го потоку, то спроститься лише останнє рівняння системи (3.3), та матиме наступний вигляд:

$$\sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} = 1.$$

Крім того, з метою запобігання перевантаження каналів зв'язку p -го домену мережі важливо виконати наступні умови:

$$\sum_{k \in K} \lambda^k x_{i,j}^{p,k} \leq \varphi_{i,j}^p, \quad p = \overline{1, N}. \quad (3.4)$$

Для реалізації одношляхової маршрутизації на маршрутні змінні накладаються обмеження вигляду:

$$x_{i,j}^{p,k} \in \{0,1\}, \quad (3.5)$$

а при реалізації багатошляхової маршрутизації – наступні умови:

$$0 \leq x_{i,j}^{p,k} \leq 1. \quad (3.6)$$

Змінні (3.5), (3.6) є координатами маршрутних векторів, які відповідно до проведеної структурної декомпозиції (рис. 3.1), підлягають функціональній декомпозиції:

$$\vec{x} = \begin{bmatrix} \vec{x}_1 \\ \vec{x}_2 \\ \vdots \\ \vec{x}_p \\ \vdots \\ \vec{x}_N \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p = \begin{bmatrix} \vec{x}_p^1 \\ \vec{x}_p^2 \\ \vdots \\ \vec{x}_p^k \\ \vdots \\ \vec{x}_p^{\tilde{K}} \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p^k = \begin{bmatrix} x_{1,2}^{p,k} \\ x_{1,3}^{p,k} \\ \vdots \\ x_{i,j}^{p,k} \\ \vdots \\ x_{m_p, m_p-1}^{p,k} \end{bmatrix}, \quad (3.7)$$

де \vec{x} – це вектор маршрутних змінних, що визначають порядок маршрутизації потоків в ТКМ в цілому;

\vec{x}_p – це вектор, що визначає порядок маршрутизації всіх потоків, що циркулюють в p -му домені;

\vec{x}_p^k – це вектор, який визначає результат розв'язання задачі маршрутизації k -го потоку в p -му домені.

При розподіленому розрахунку векторів \vec{x}_p та \vec{x}_p^k в межах кожного окремого p -го домену важливо забезпечити зв'язність міждоменних маршрутів, тобто маршрутів, що проходять через множину маршрутизаторів різних

доменів. За аналогією з результатами, отриманими в роботах [18, 26], це передбачає введення в структуру моделі (3.1)-(3.5) умов міждоменної взаємодії:

$$C_{p,q}^k \bar{x}_p^k = C_{q,p}^k \bar{x}_q^k, \quad p, q = \overline{1, N}, \quad p \neq q, \quad k \in K, \quad (3.8)$$

де $C_{p,q}^k$ – матриця взаємодії p -го та q -го доменів, що має розмір $m_{p,q} \times m_x^{p,k}$;

$m_{p,q} = |M^p \cap M^q|$ – кількість маршрутизаторів, через які проходить границя між p -м та q -м доменами;

де $m_x^{p,k}$ – число координат $x_{i,j}^{p,k}$ вектору \bar{x}_p^k .

Для отримання більш наочного уявлення про структуру та зміст матриць взаємодії доменів (3.8), що вводяться до запропонованої моделі, розглянемо приклади формування подібних матриць на ряді мережних структур. Нехай в першому випадку розглядається структура мережі, яка представлена на рис. 3.2, та складається з двох доменів. Границя доменів, що була визначена в ході структурної декомпозиції ТКМ, проходить через два маршрутизатори, які належать цим доменам. У позначенні першого домену (рис. 3.2) це маршрутизатори M_5^1 та M_6^1 , а в позначенні другого – M_1^2 та M_2^2 .

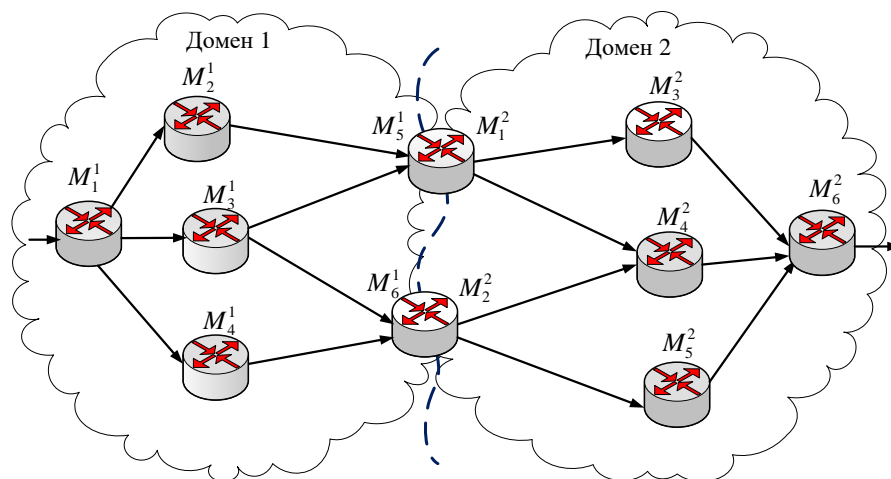


Рис. 3.2. Приклад першої структури ТКМ, що досліджувалась

Необхідно розв'язати задачу міждоменної маршрутизації потоку пакетів, який передається, наприклад, між маршрутизаторами M_1^1 та M_6^2 .

На рис. 3.2 показано випадок, коли кожен з двох приграничних маршрутизаторів містить по два інтерфейси в кожному домені. Тоді вектори \vec{x}_1 та \vec{x}_2 , що визначають результат розв'язання задачі маршрутизації одного потоку в першому і другому доменах відповідно, набуватимуть відповідно вигляд:

$$\vec{x}_1 = \begin{bmatrix} x_{1,2}^{1,1} \\ x_{1,3}^{1,1} \\ x_{1,4}^{1,1} \\ x_{2,5}^{1,1} \\ x_{3,5}^{1,1} \\ x_{3,6}^{1,1} \\ x_{4,6}^{1,1} \end{bmatrix} \quad \text{та} \quad \vec{x}_2 = \begin{bmatrix} x_{1,3}^{2,1} \\ x_{1,4}^{2,1} \\ x_{2,4}^{2,1} \\ x_{2,5}^{2,1} \\ x_{3,6}^{2,1} \\ x_{4,6}^{2,1} \\ x_{5,6}^{2,1} \end{bmatrix}.$$

З урахуванням введених позначень і проведеної декомпозиції, умови взаємодії (3.8) першого та другого доменів (рис. 3.2) мають наступний вигляд:

$$\text{для маршрутизатора } M_5^1 (M_1^2): \quad x_{1,3}^{2,1} + x_{1,4}^{2,1} = x_{2,5}^{1,1} + x_{3,5}^{1,1};$$

$$\text{для маршрутизатора } M_6^1 (M_2^2): \quad x_{2,4}^{2,1} + x_{2,5}^{2,1} = x_{3,6}^{1,1} + x_{4,6}^{1,1}.$$

У зв'язку з цим матриці взаємодії доменів для випадку симетричної структури доменів мають розмір (2×7) та можуть бути записаними у формі:

$$C_{2,1}^1 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad \text{та} \quad C_{1,2}^1 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix},$$

а умови (3.8) для розглянутого випадку (рис. 3.2) допускають запис:

$$\begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_{1,3}^{2,1} \\ x_{1,4}^{2,1} \\ x_{2,4}^{2,1} \\ x_{2,5}^{2,1} \\ x_{3,6}^{2,1} \\ x_{4,6}^{2,1} \\ x_{5,6}^{2,1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_{1,2}^{1,1} \\ x_{1,3}^{1,1} \\ x_{1,4}^{1,1} \\ x_{2,5}^{1,1} \\ x_{3,5}^{1,1} \\ x_{3,6}^{1,1} \\ x_{4,6}^{1,1} \end{bmatrix}.$$

Випадок, коли ТКМ, представлена двома доменами, але які мають асиметричну один по відношенню до другого структуру, показано на рис. 3.3. Границя між доменами, наприклад, також проходить через два приграничних маршрутизатора: M_5^1 (M_1^2) та M_6^1 (M_2^2). Для даного аналізованого варіанта характерно, що приграничні маршрутизатори мають різне число інтерфейсів, що належать різним доменам: два інтерфейси належать першому домену та один інтерфейс – другому.

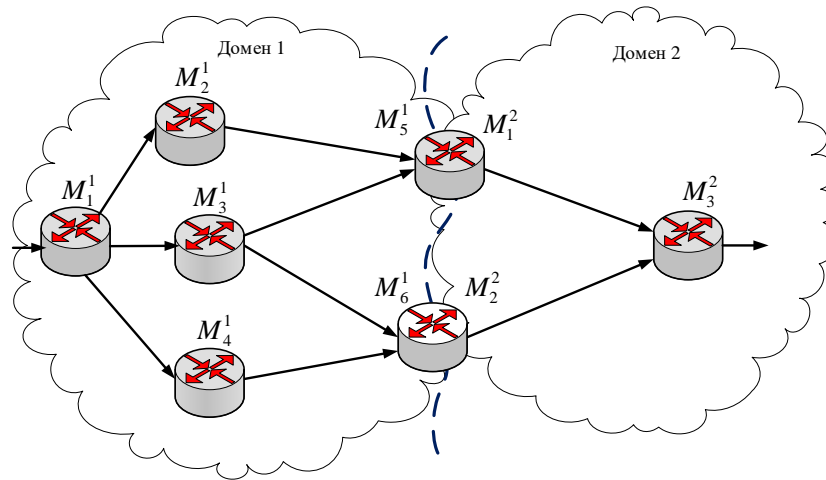


Рис. 3.3. Приклад другої структури ТКМ, що досліджувалась

Результат розв'язання задачі маршрутизації в першому і другому доменах (рис. 3.3) можна представити у вигляді відповідних маршрутних векторів:

$$\bar{x}_1 = \begin{bmatrix} x_{1,2}^{1,1} \\ x_{1,3}^{1,1} \\ x_{1,4}^{1,1} \\ x_{2,5}^{1,1} \\ x_{3,5}^{1,1} \\ x_{3,6}^{1,1} \\ x_{4,6}^{1,1} \end{bmatrix} \quad \text{та} \quad \bar{x}_2 = \begin{bmatrix} x_{1,3}^{2,1} \\ x_{2,3}^{2,1} \end{bmatrix}.$$

Тоді умови взаємодії доменів в скалярному вигляді можна записати наступним чином:

$$x_{1,3}^{2,1} = x_{2,5}^{1,1} + x_{3,5}^{1,1}; \quad x_{2,3}^{2,1} = x_{3,6}^{1,1} + x_{4,6}^{1,1},$$

в зв'язку з чим матриці взаємодії доменів для випадку асиметричної структури доменів ТКМ можуть бути записані у такій формі:

$$C_{2,1}^1 = \begin{vmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{vmatrix} \quad \text{та} \quad C_{1,2}^1 = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{vmatrix},$$

маючи розміри 2×2 і 2×7 відповідно.

У матричній формі умови взаємодії доменів (3.8) для структури ТКМ, наведеної на рис. 3.3, набуватимуть наступного вигляду:

$$\begin{vmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{vmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_{1,3}^{2,1} \\ x_{2,3}^{2,1} \end{bmatrix} = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{vmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_{1,2}^{1,1} \\ x_{1,3}^{1,1} \\ x_{1,4}^{1,1} \\ x_{2,5}^{1,1} \\ x_{3,5}^{1,1} \\ x_{3,6}^{1,1} \\ x_{4,6}^{1,1} \end{bmatrix}$$

або в спрощеній формі: $\vec{x}_2^1 = C_{1,2}^1 \vec{x}_1^1$.

3.2. Метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі

Ґрунтуючись на математичній моделі (3.3)-(3.8), що була запропонована в підрозділі 3.1, в основу методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації буде покладено розв'язання оптимізаційної задачі щодо розрахунку векторів маршрутних змінних \vec{x}_p^k ($p = \overline{1, N}, k \in K$) при дотриманні обмежень (3.3)-(3.6), (3.8) в ході використання наступного критерію оптимальності отриманих рішень:

$$\mathbf{min} F, \quad F = \sum_{p \in N} \sum_{k \in K} (\vec{x}_p^k)^t H_p^k \vec{x}_p^k, \quad (3.9)$$

де H_p^k – діагональна матриця вагових коефіцієнтів, координатами якої, як правило [18, 19], є маршрутні метрики каналів зв'язку p -го домену ТКМ.

Цільова функція F чисельно характеризує сумарні умовні витрати на організацію процесу міждоменної маршрутизації в ТКМ. Для надання шуканим рішенням властивостей ієрархічно-координаційної маршрутизації в ході розв'язання оптимізаційної задачі, пов'язаної з мінімізацією виразу (3.9) при наявності обмежень (3.3)-(3.6), (3.8), буде використано принцип цільової координації [20, 21]. Тоді, переходячи до задачі на безумовний екстремум

$$\mathbf{min}_x F = \mathbf{max}_\mu L,$$

необхідно максимізувати по $\vec{\mu}$ лагранжіан виду:

$$L = \sum_{p=1}^N \sum_{k \in K} (\vec{x}_p^k)^t H_p^k \vec{x}_p^k + \sum_{p=1}^N \sum_{q=1}^N \sum_{\substack{k \in K \\ q \neq p}} (\vec{\mu}_{p,q}^k)^t (C_{p,q}^k \vec{x}_p^k - C_{q,p}^k \vec{x}_q^k), \quad (3.10)$$

де $\vec{\mu}$ – вектор множників Лагранжу,

$\vec{\mu}_{p,q}$ – підвектори вектору $\vec{\mu}$, віднесені до кожного з векторно-матричних умов взаємодії доменів (3.8).

З причини того, що в рамках принципу цільової координації вектори множників Лагранжу $\vec{\mu}$ розраховуються на верхньому рівні та для нижнього рівня є відомими значеннями, то вираз (3.10) можна представити в наступній декомпозиційній формі:

$$L = \sum_{p=1}^N L_p,$$

$$L_p = \sum_{k \in K} (\vec{x}_p^k)^t H_p^k \vec{x}_p^k + \sum_{\substack{q=1 \\ p \neq q}}^N \sum_{k \in K_p^+} (\vec{\mu}_{p,q}^k)^t C_{p,q}^k \vec{x}_p^k - \sum_{\substack{q=1 \\ p \neq q}}^N \sum_{k \in K_p^-} (\vec{\mu}_{q,p}^k)^t C_{p,q}^k \vec{x}_p^k, \quad (3.11)$$

де K_p^+ – підмножина потоків, які надходять до p -го домену з інших доменів;

K_p^- – підмножина потоків, які виходять з p -го домену ($K_p^+, K_p^- \in K$).

Якщо k -й потік генерується в p -му домені, то $k \in K_p^-$. Відповідно до проведеної функціональної декомпозиції в виразі (3.11) всі складові віднесені до p -го домена, а друга і третя складові в цьому виразі відповідають за узгодження порядку маршрутизації відповідно вихідних і вхідних потоків для p -го домена ТКМ.

Таким чином, загальна проблема міждоменної маршрутизації формулюється як задача ієрархічно-координаційної дворівневої оптимізації. На нижньому ієрархічному рівні на SDN-контролерах доменів відбувається розрахунок маршрутних змінних, представлених векторами \vec{x}_p^k ($p = \overline{1, N}$, $k \in K$), в ході мінімізації лагранжианів (3.11) при обмеженнях (3.2)-(3.6). На верхньому рівні – рівні SDN-контролера мережі – запропонованого методу (рис. 3.4) відбувається координація рішень, отриманих на нижньому рівні, з метою забезпечення виконання умов міждоменної взаємодії (3.8) шляхом модифікації векторів множників Лагранжа в ході виконання градієнтної ітераційної процедури:

$$\vec{\mu}_{p,q}^k(\alpha + 1) = \vec{\mu}_{p,q}^k(\alpha) + \nabla \vec{\mu}_{p,q}^k, \quad (3.12)$$

де α – номер ітерації;

$\nabla \vec{\mu}_{p,q}^k$ – градієнт функції (3.11), який розраховується виходячи з одержаних на нижньому рівні результатів розв’язання задач маршрутизації \vec{x}_p^{k*} ($p = \overline{1, N}$, $k \in K$) в кожному конкретному домені:

$$\nabla \vec{\mu}_{p,q}^k(x) \Big|_{x = x^*} = C_{p,q} \vec{x}_p^k - C_{q,p} \vec{x}_q^k. \quad (3.13)$$

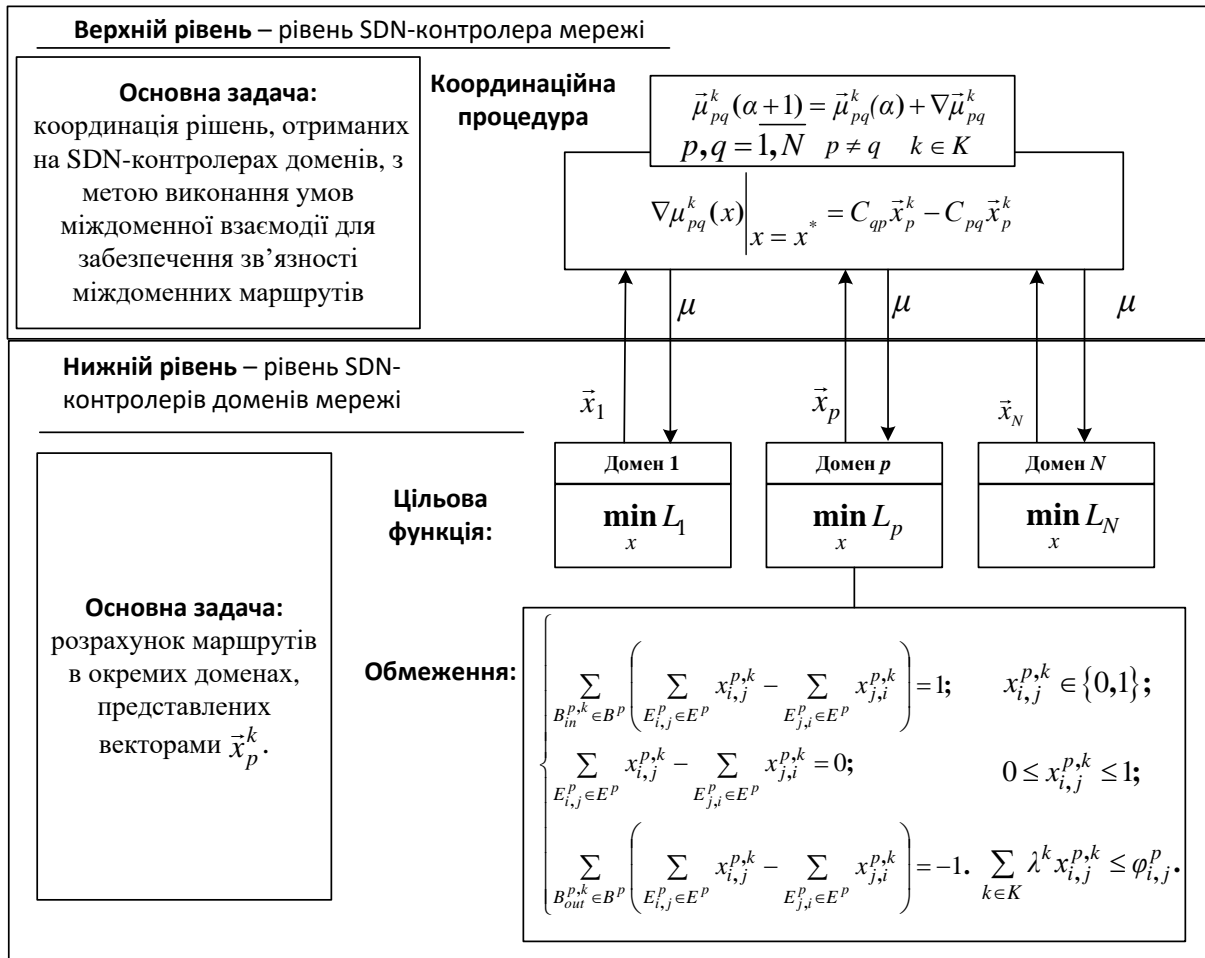


Рис. 3.4. Структура дворівневого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі

При наближенні значень координат градієнту (3.12) до нуля буде забезпечуватися зв'язність міждоменних маршрутів. Ефективність запропонованого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації з точки зору оптимальності та оперативності одержуваних рішень багато в чому залежить від швидкості збіжності координаційної процедури (3.12)–(3.13). З технологічної точки зору чим менше ітерацій потрібно для отримання шуканого оптимального розв'язку, тим нижче обсяг циркулюючого в мережі службового трафіку, що передається між ієрархічними рівнями про результати розрахунків на кожній з ітерацій, і менше час розв'язання задачі маршрутизації в ТКМ в цілому.

3.3. Дослідження запропонованого методу ієрархічно-координаційної міждоменої маршрутизації в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі

Проведемо дослідження запропонованого методу ієрархічно-координаційної міждоменої маршрутизації в ТКМ з метою підтвердження його працездатності, адекватності та ефективності отриманих результатів розрахунку. В ході дослідження методу також проаналізуємо вплив на процес збіжності градієнтної процедури координації (3.12), (3.13) основних топологічних і функціональних параметрів ТКМ: структури мережі і зв'язності доменів; інтенсивності циркулюючих в ній потоків, і реалізованої стратегії маршрутизації – одно або багатошляхової.

В рамках першого розглянутого прикладу проаналізуємо характер рішень задачі ієрархічно-координаційної міждоменої маршрутизації для варіанта структури телекомунікаційної мережі, що показана на рис. 3.5.

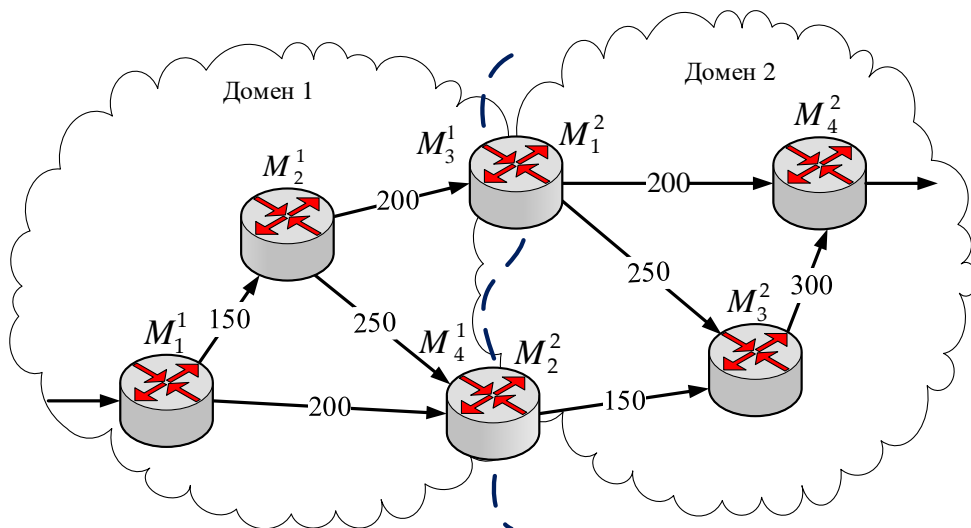


Рис. 3.5. Структура першої мережі, що досліджується

Мережа складається з двох доменів. Перший домен містить чотири маршрутизатори: $M^1 = \{M_1^1, M_2^1, M_3^1, M_4^1\}$, другий домен містить аналогічно першому також чотири маршрутизатори: $M^2 = \{M_1^2, M_2^2, M_3^2, M_4^2\}$. Взаємодія між доменами здійснюється через маршрутизатори M_3^1 (M_1^2) та M_4^1 (M_2^2).

Нехай вузлом-джерелом пакетів виступає маршрутизатор M_1^1 , що знаходиться в першому домені, а вузлом-отримувач – маршрутизатор M_4^2 , що знаходиться відповідно в другому домені. У розривах каналів зв'язку показана їх пропускна здатність ($1/c$). На головній діагоналі матриці H_p^k розташовані величини $10^8/\varphi_{i,j}^p$ за аналогією зі значеннями маршрутних метрик, характерними для протоколу OSPF.

В ході розрахунків інтенсивність потоку пакетів змінювалася від 10 до 300 1/с. Так, наприклад, при інтенсивності потоку в 30 1/с на рис. 3.6 представлено початковий розв'язок задачі міждоменної маршрутизації, тобто до початку процесу координації, де в розривах каналів зв'язку вказано дріб – в чисельнику представлена інтенсивність потоку пакетів, який передається, а в знаменнику – пропускна здатність даного каналу зв'язку.

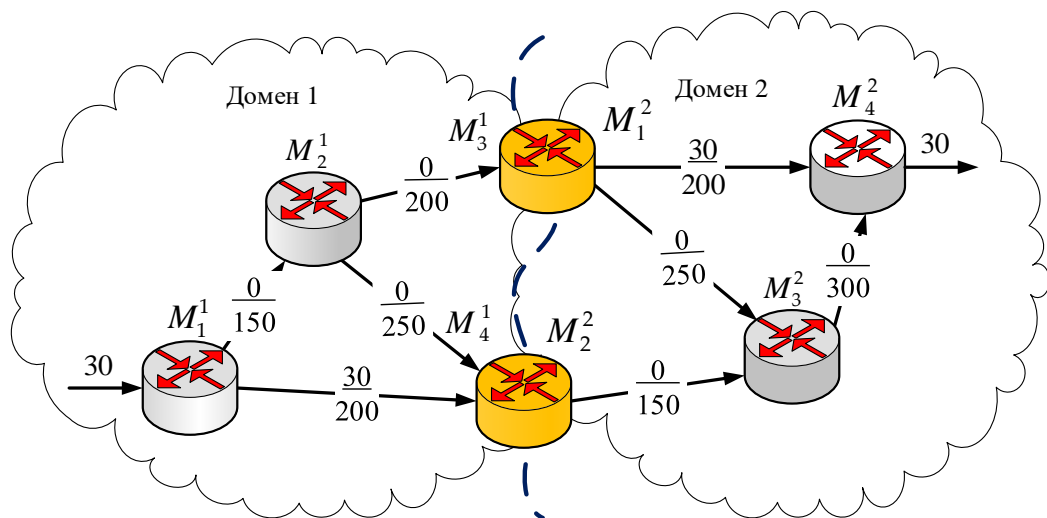


Рис. 3.6. Початковий розв'язок задачі міждоменної маршрутизації потоку з інтенсивністю 30 1/с в ТКМ

З огляду на те, що розрахунок маршрутів в різних доменах проводився незалежно один від одного, то зв'язність міждоменного маршруту не була забезпечена (рис. 3.6), тому що з першого домену потік виходив через маршрутизатор M_4^1 (M_2^2), а до другого домену надходив через маршрутизатор M_1^2 (M_3^1), тобто умови міждоменної взаємодії (3.6) не були виконані. Початковий

вибір маршрутів в кожному з доменів продиктований тим, що саме вони є оптимальними, тобто «найкоротшими» в рамках обраної метрики. Ці маршрути є, з одного боку, найбільш продуктивними, а з іншого, містять мінімальну кількість переприйомів (hops), тому що критерій оптимальності (3.9), який було використано, має адитивний характер.

Проведена на верхньому рівні ієрархії запропонованого методу координація маршрутних рішень, отриманих в окремих доменах, і спрямована на забезпечення виконання умов взаємодії (3.8) призводить до того, що зв'язність єдиного розрахованого міждоменного маршруту була забезпечена вже після третьої координаційної ітерації (рис. 3.7).

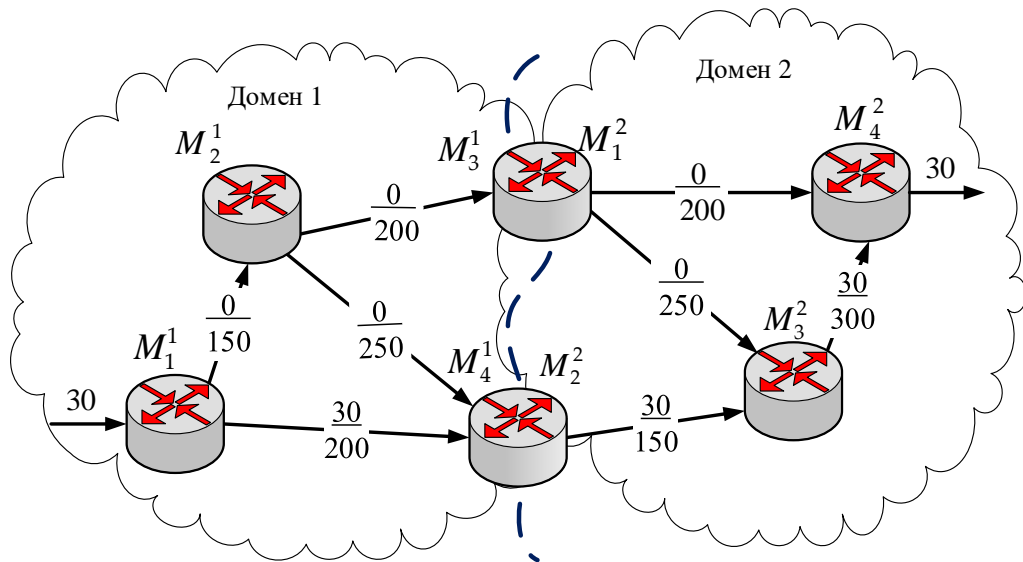


Рис. 3.7. Кінцеве (скоординоване) рішення задачі міждоменної маршрутизації потоку з інтенсивністю 30 1/с в ТКМ

Подібна ситуація була характерна і при збільшенні інтенсивності потоку до 150 1/с, тобто була реалізована одношляхова стратегія маршрутизації, а координація здійснювалася за три ітерації. При подальшому збільшенні інтенсивності того ж потоку за тими ж вихідними даними щодо структури мережі та з незмінними пропускними здатностями каналів зв'язку (рис. 3.5) збіжність координаційної процедури забезпечувалася вже після п'ятої ітерації, а маршрутні рішення носили багатошляховий характер. При цьому на рис. 3.8

показано початкове (до початку дії координаційної процедури) рішення задачі міждоменної маршрутизації при інтенсивності потоку до 300 1/с. Позначення в розривах каналів зв'язку є ідентичними до наведених на рис. 3.6 та 3.7. У кожному з доменів реалізується багатошляхова маршрутизація, тому що жоден із каналів не впорається з таким навантаженням. Однак через відсутність координації маршрутних рішень, що були отримані в окремих доменах, зв'язність міждоменних маршрутів не забезпечувалась (рис. 3.8). На рис. 3.9 показано проміжне рішення задачі ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації, що було отримано після третьої ітерації.

В рамках даного маршрутного рішення все ще не виконуються умови міждоменної взаємодії (3.8), але спостерігається менша розбіжність в результатах розрахунків, отриманих в різних доменах ТКМ, в порівнянні з початковим рішенням (рис. 3.8).

На рис. 3.10 наведено кінцевий порядок ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації після п'ятої координуючої ітерації роботи запропонованого методу, що приводить до виконання умов міждоменної взаємодії (3.8). Зростання числа ітерацій координаційної процедури для отримання шуканого рішення при збільшенні інтенсивності потоку викликано необхідністю реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації, як всередині доменів, так і між ними, що передбачало розширення числа варіантів допустимого розв'язку поставленої задачі.

Продемонструємо як впливає зростання розмірності доменів і зв'язності приграничних маршрутизаторів (числа задіяних на них інтерфейсів) на характер рішень ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації і швидкість збіжності координаційної процедури.

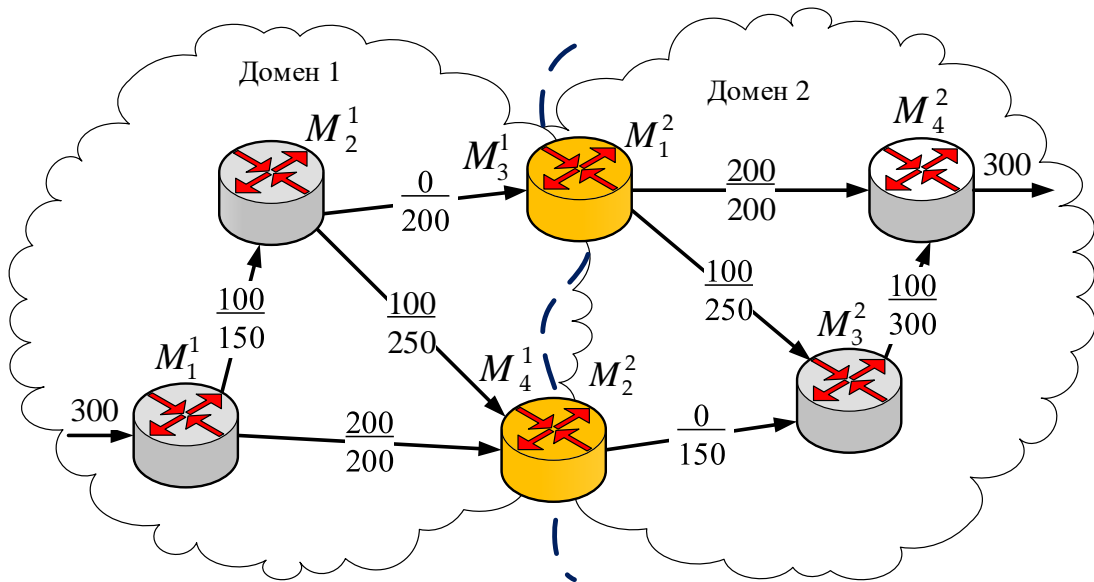


Рис. 3.8. Початкове рішення задачі міждоменної маршрутизації потоку з інтенсивністю 300 1/с в ТКМ

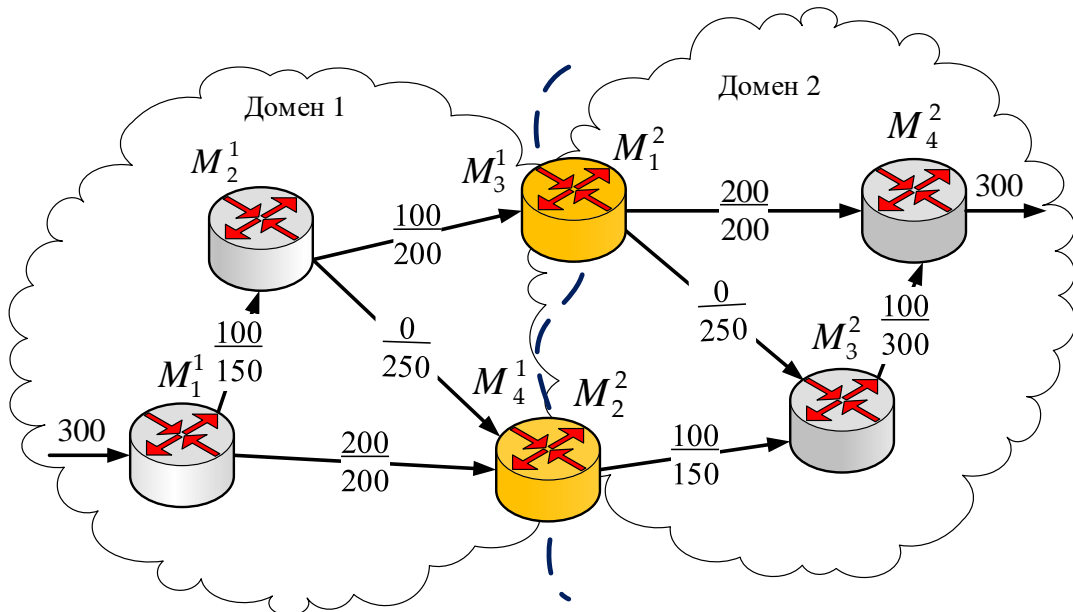


Рис. 3.9. Проміжне рішення задачі міждоменної маршрутизації потоку з інтенсивністю 300 1/с в ТКМ після третьої координаційної ітерації

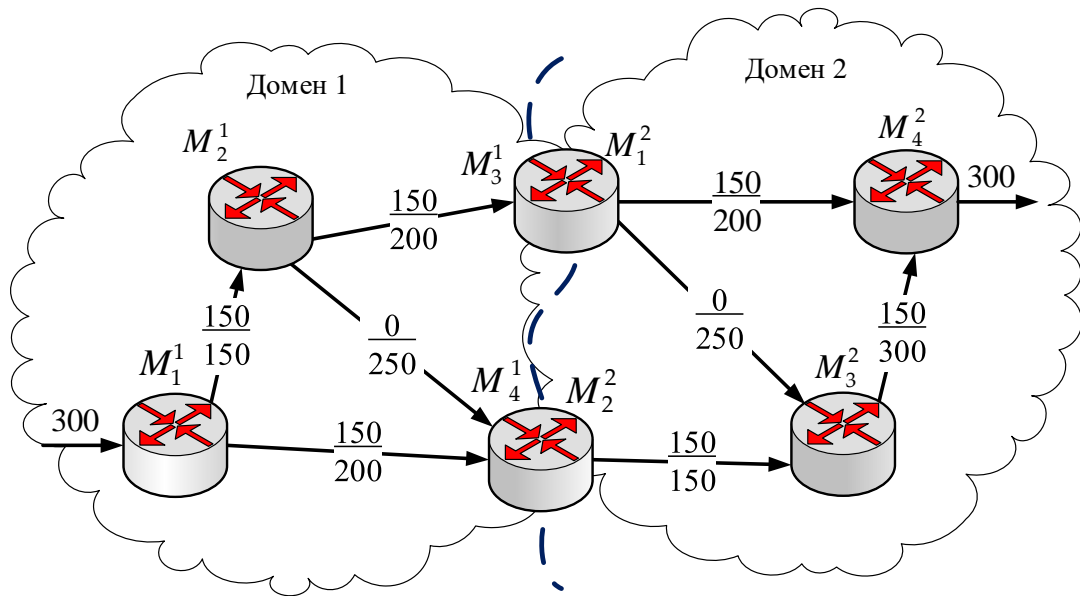


Рис. 3.10. Кінцеве (скоординоване) рішення задачі міждоменої маршрутизації потоку з інтенсивністю 300 1/с в ТКМ

Для цього була досліджена структура ТКМ, що представлена на рис. 3.11, в рамках якої також виділено два домени, але на відміну від раніше розглянутої структури ТКМ (рис. 3.5), перший домен містить більше число маршрутизаторів і каналів зв'язку, що призвело до зростання задіяних інтерфейсів на приграничних маршрутизаторах цих доменив. На рис. 3.11 в розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності (1/с).

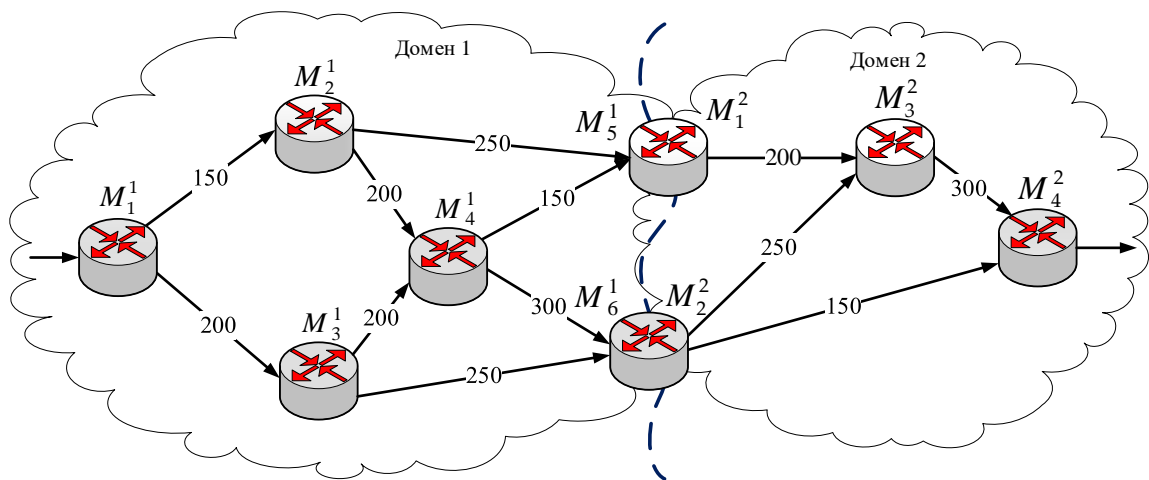


Рис. 3.11. Структура другої мережі, що досліджується

Таким чином, перший домен містить шість маршрутизаторів $M^1 = \{M_1^1, M_2^1, M_3^1, M_4^1, M_5^1, M_6^1\}$, а другий – чотири маршрутизатора $M^2 = \{M_1^2, M_2^2, M_3^2, M_4^2\}$. Взаємодія між цими доменами здійснюється через маршрутизатори M_5^1 (M_1^2) та M_6^1 (M_2^2). Нехай відправником пакетів виступає маршрутизатор M_1^1 , що знаходиться в першому домені, а одержувачем – маршрутизатор M_4^2 , що належить другому домену ТКМ.

В ході дослідження інтенсивність потоку змінювалася від 10 до 350 1/с. При цьому кількість ітерацій координаційної процедури зростала пропорційно завантаженості мережі та змінювалася від однієї до трьох. Так при інтенсивності потоку в 200 1/с (рис. 3.12) зв'язність міждоменного маршруту забезпечувалася вже після першої ітерації координаційної процедури, що, перш за все, пов'язано з реалізацією одношляхової стратегії маршрутизації. На рис. 3.12 в розривах каналів зв'язку представлено дріб, де чисельник – це інтенсивність потоку пакетів, що протікає в даному каналі зв'язку, а знаменник – його пропускну здатність.

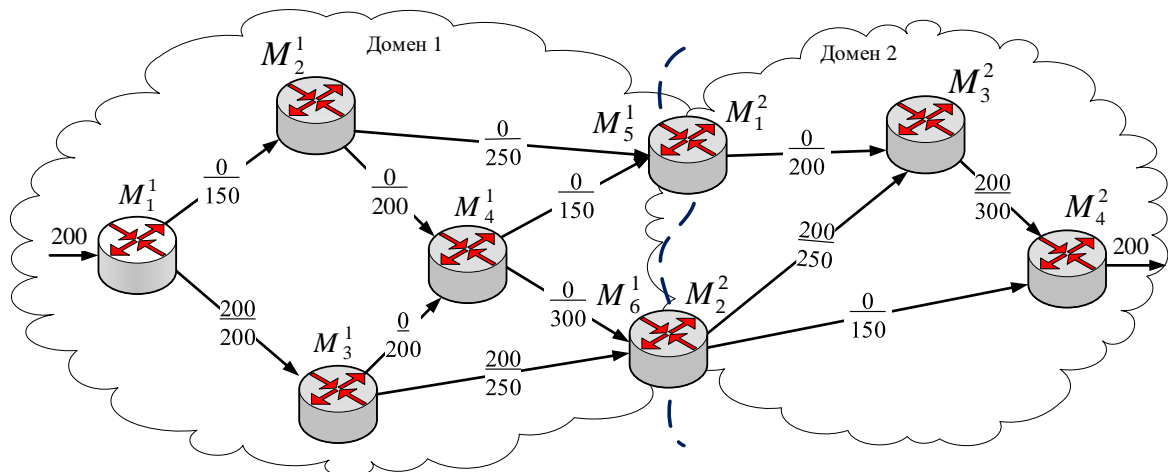


Рис. 3.12. Кінцеве (скоординоване) рішення задачі міждоменої маршрутизації потоку з інтенсивністю 200 1/с в ТКМ

При реалізації багатошляхової міждоменної маршрутизації, наприклад, при інтенсивності потоку в 300 1/с запропонований метод забезпечував збіжність до оптимального рішення за три ітерації координаційної процедури. На рис. 3.13 представлено початкове рішення задачі міждоменної маршрутизації потоку з інтенсивністю 300 1/с в ТКМ, структура якої наведено на рис. 3.11. У рамках початкового рішення поставленої задачі, тобто до початку роботи координаційної процедури, зв'язність міждоменного маршруту не була забезпечена (рис. 3.13), тому що перший домен прагнув передати пакети як через маршрутизатор M_5^1 (M_1^2), так і через M_6^1 (M_2^2) з інтенсивностями відповідно в 100 та 200 1/с, а другий домен намагався приймати пакети від першого домену лише через маршрутизатор M_6^1 (M_2^2). Після закінчення роботи координаційної процедури (3.12)-(3.13), а саме після третьої ітерації, забезпечувалось виконання умов міждоменної взаємодії (3.8), як показано на рис. 3.14.

Подальше дослідження було спрямоване на визначення ступеню впливу на збіжність координаційної процедури числа приграничних маршрутизаторів, через які відбувається взаємодія сусідніх доменів. Для цього підлягала дослідженню структура ТКМ, що представлена на рис. 3.15, в рамках якої було два домени. Кожен з доменів містить по сім маршрутизаторів:

$$M^1 = \{M_1^1, M_2^1, M_3^1, M_4^1, M_5^1, M_6^1, M_7^1\};$$

$$M^2 = \{M_1^2, M_2^2, M_3^2, M_4^2, M_5^2, M_6^2, M_7^2\}.$$

Взаємодія між цими доменами здійснюється вже через три маршрутизатори M_5^1 (M_1^2), M_6^1 (M_2^2) та M_7^1 (M_3^2). Нехай відправником пакетів виступає маршрутизатор M_1^1 , що знаходиться в першому домені, а одержувачем – маршрутизатор M_7^2 , що належить другому домену. На рис. 3.15 в розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності (1/с).

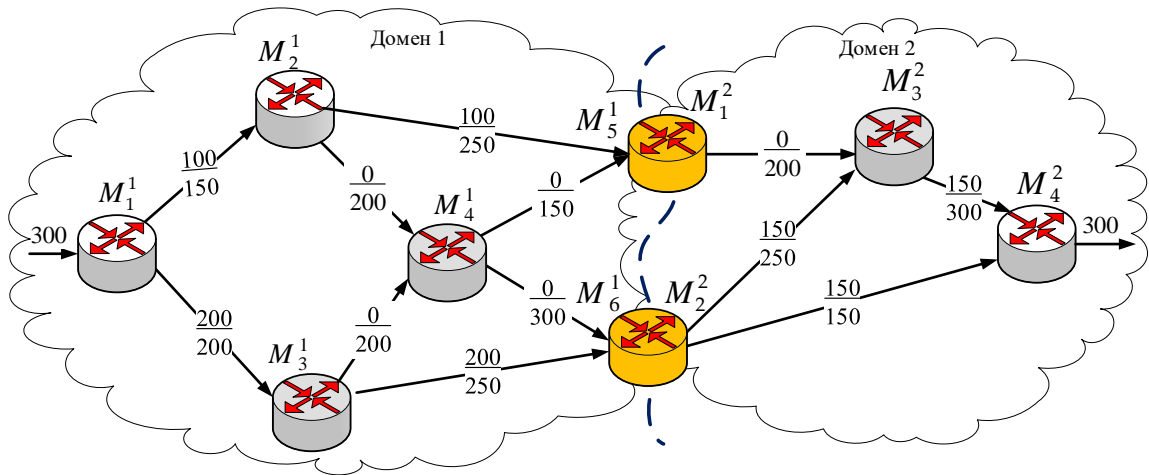


Рис. 3.13. Початкове рішення задачі міждоменої маршрутизації потоку з інтенсивністю 300 1/с в ТКМ

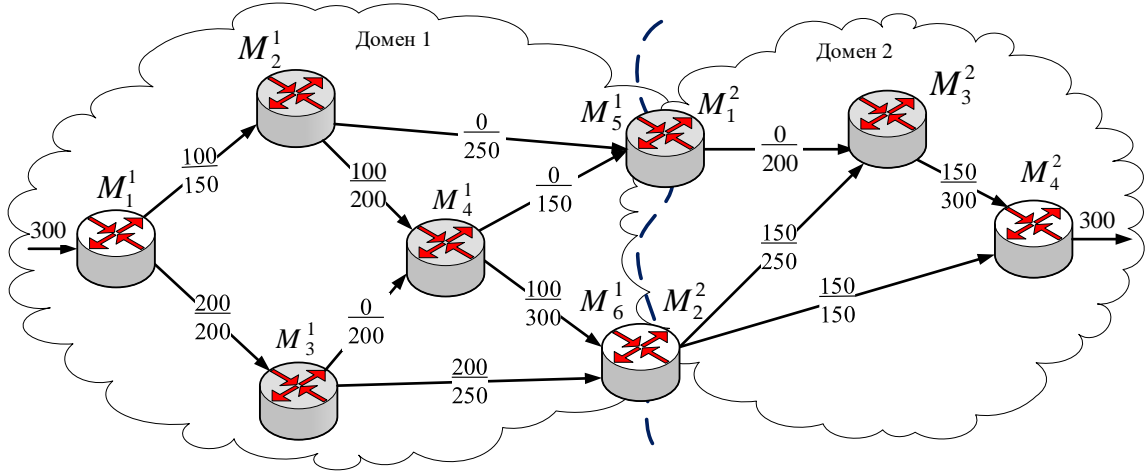


Рис. 3.14. Результуюче (скоординоване) рішення задачі міждоменої маршрутизації потоку з інтенсивністю 300 1/с по каналах зв'язку ТКМ

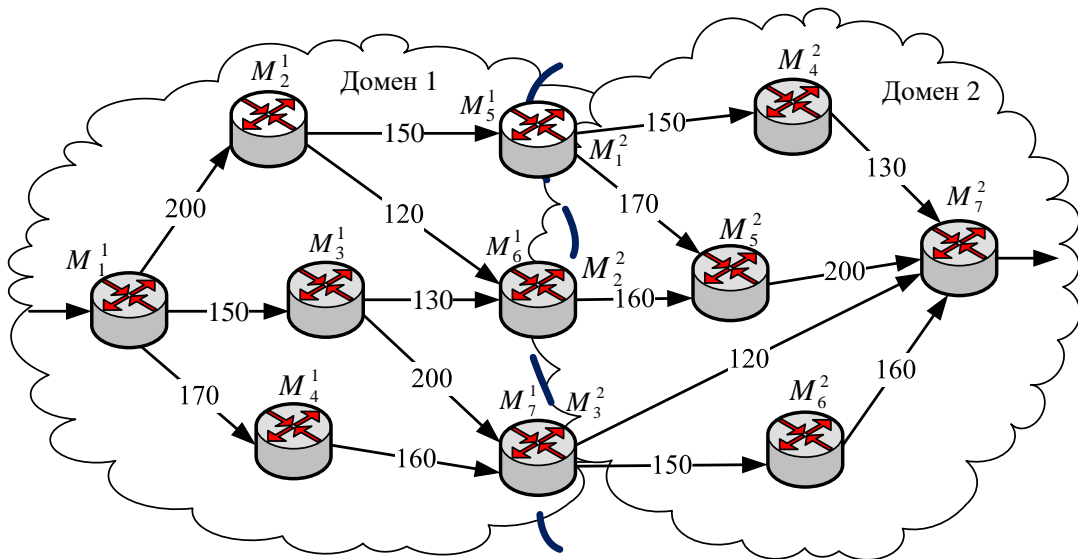


Рис. 3.15. Структура третьої мережі, що досліджується

В ході дослідження інтенсивність потоку змінювалася від 10 до 300 1/с. При цьому кількість ітерацій для збіжності координаційної процедури змінювалася в залежності від інтенсивності потоку і реалізованої стратегії маршрутизації. При інтенсивності потоку до 120 1/с була реалізована одношляхова стратегія маршрутизації, а збіжність координаційної процедури була забезпечена за 1-2 ітерації. При зростанні інтенсивності потоку вже реалізовувалася багатошляхова стратегія маршрутизації, а число ітерацій координаційної процедури варіювалося від 3 до 4. Так, наприклад, на рис. 3.16 показано початкове рішення (до початку роботи координуючої процедури) задачі міждоменної маршрутизації при інтенсивності потоку в 250 1/с, причому в розривах каналів зв'язку представлено дріб, де чисельник – це інтенсивність потоку пакетів, що протікає в даному каналі зв'язку, а знаменник – його пропускну здатність.

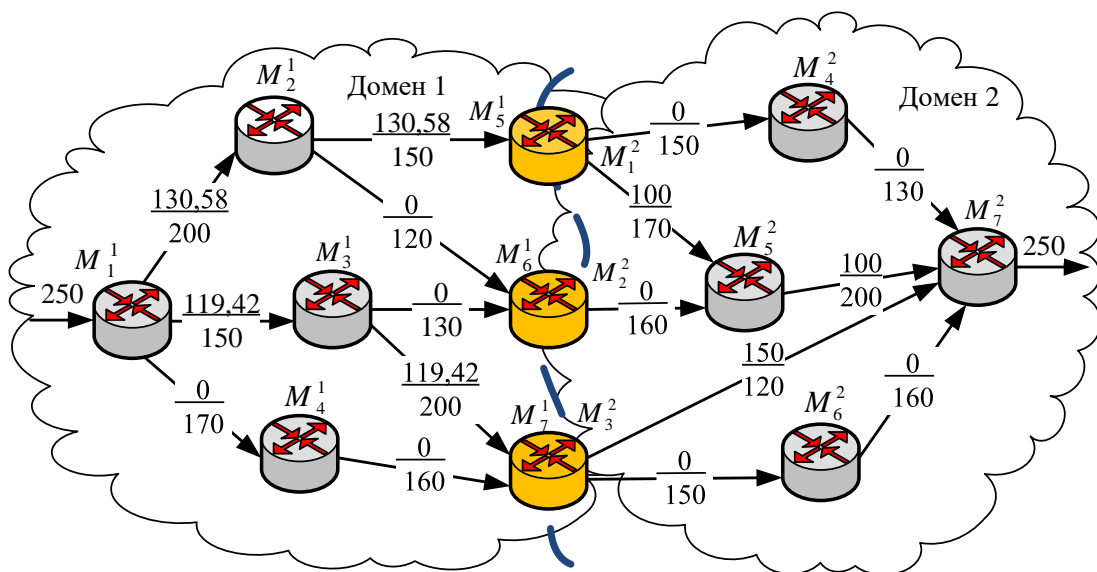


Рис. 3.16. Початкове рішення задачі міждоменної маршрутизації потоку з інтенсивністю 250 1/с в ТКМ

В рамках початкового рішення поставленої маршрутної задачі зв'язність міждоменного маршруту не була забезпечена (рис. 3.16), тому що перший домен прагнув передати пакети через маршрутизатори M_5^1 (M_1^2) та M_7^1 (M_3^2)

з інтенсивностями відповідно в 130,58 та 119,42 1/с, а другий домен намагався приймати пакети від першого домену через ті ж маршрутизатори M_5^1 (M_1^2) та M_7^1 (M_3^2), але з інтенсивностями 100 і 150 1/с відповідно.

Забезпечення виконання умов міждоменної взаємодії (3.8) було отримано після закінчення роботи координаційної процедури (3.10)-(3.11), а саме після третьої ітерації, як показано на рис. 3.17.

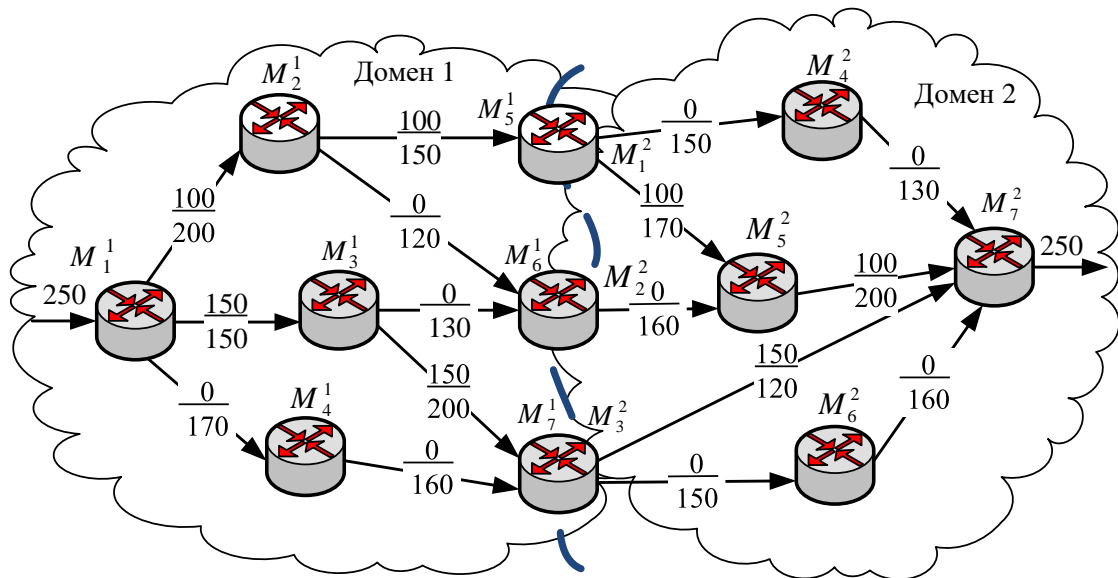


Рис. 3.17. Кінцеве (скоординоване) рішення задачі міждоменної маршрутизації потоку з інтенсивністю 250 1/с в ТКМ

В ході кінцевого рішення при побудові міждоменного мультишляху були задіяні два приграничні вузли M_5^1 (M_1^2) та M_7^1 (M_3^2), через які передавалися пакети з інтенсивностями 100 та 150 1/с відповідно. Для цих маршрутів було характерним висока пропускну здатність та мінімальне число переприємів, що визначалося особливістю використовуваної маршрутної метрики.

Також було проаналізовано ступінь впливу на збіжність координаційної процедури числа доменів. Для цього підлягала дослідженню структура ТКМ, що представлена на рис. 3.18, в рамках якої вже було не два, а три домени. Перший домен мітив п'ять маршрутизаторів: $M^1 = \{M_1^1, M_2^1, M_3^1, M_4^1, M_5^1\}$,

другий домен містив вісім маршрутизаторів: $M^2 = \{M_1^2, M_2^2, M_3^2, M_4^2, M_5^2, M_6^2, M_7^2, M_8^2\}$, а третій домен містив чотири маршрутизатора: $M^3 = \{M_1^3, M_2^3, M_3^3, M_4^3\}$. Взаємодія між першим та другим доменами відбувалась через маршрутизатори M_3^1 (M_1^2), M_4^1 (M_2^2) та M_5^1 (M_2^2). В свою чергу взаємодія між другим та третім доменами проходить через маршрутизатори M_7^2 (M_1^3) і M_8^2 (M_2^3). Вузлом-відправником виступав маршрутизатор M_1^1 , що належав першому домену, а вузлом-отримувачем був маршрутизатор M_4^3 з третього домену. В розривах каналів зв'язку (рис. 3.18) наведено їх пропускну здатність (1/с).

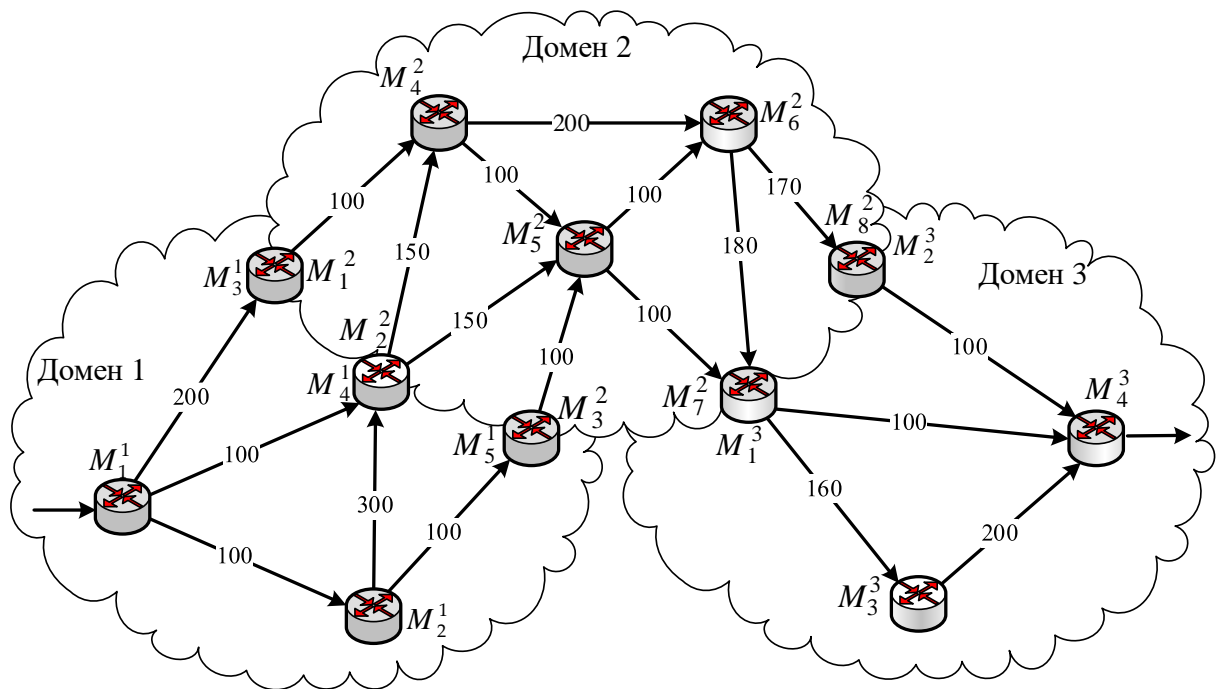


Рис. 3.18. Структура четвертої мережі, що досліджується

Протягом дослідження інтенсивність переданого потоку пакетів змінювалась від 10 до 200 1/с. Кількість ітерацій для збіжності координаційної процедури при реалізації методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації дорівнювало двом. Дана кількість ітерацій показує, що зв'язність

міждоменного маршруту не була забезпечена після початкового рішення задачі маршрутизації, тобто умови міждоменної взаємодії (3.8) не виконувались. Проведена на верхньому рівні ієрархії запропонованого методу координація маршрутних рішень, що були отримані в окремих доменах, спрямована на забезпечення виконання умов взаємодії (3.8) та призводить до того, що зв'язність міждоменного маршруту була забезпечена вже після другої ітерації координаційної процедури.

При інтенсивності потоку до 100 1/с була реалізовувалась одношляхова стратегія маршрутизації, і кінцеве рішення задачі міждоменної маршрутизації показано на рис. 3.19, де в розривах каналів зв'язку вказано дріб, де в чисельнику наведена інтенсивність потоку переданих пакетів, а в знаменнику – пропускна здатність даного каналу зв'язку. При зростанні інтенсивності потоку вже реалізовувалась багатошляхова стратегія маршрутизації. Так, наприклад, на рис. 3.20 показано скоординоване, тобто отримане після другої ітерації рішення задачі ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації при інтенсивності потоку в 200 1/с.

Таким чином, на швидкість збіжності координаційної процедури, а саме на кількість координаційних ітерацій, впливали такі основні фактори: кількість доменів у мережі, структура та розмір доменів, кількість приграничних маршрутизаторів, завантаженість мережі та стратегія маршрутизації (одно чи багатошляхова). При збільшенні кількості приграничних маршрутизаторів в загальному випадку число ітерацій також зростало, збільшуючи час розв'язання задачі міждоменної маршрутизації. В табл. 2.1 наведено залежність кількості ітерацій координаційної процедури (3.12), (3.13) від реалізованої стратегії маршрутизації та кількості доменів у ТКМ при кількості приграничних маршрутизаторів рівною двом.

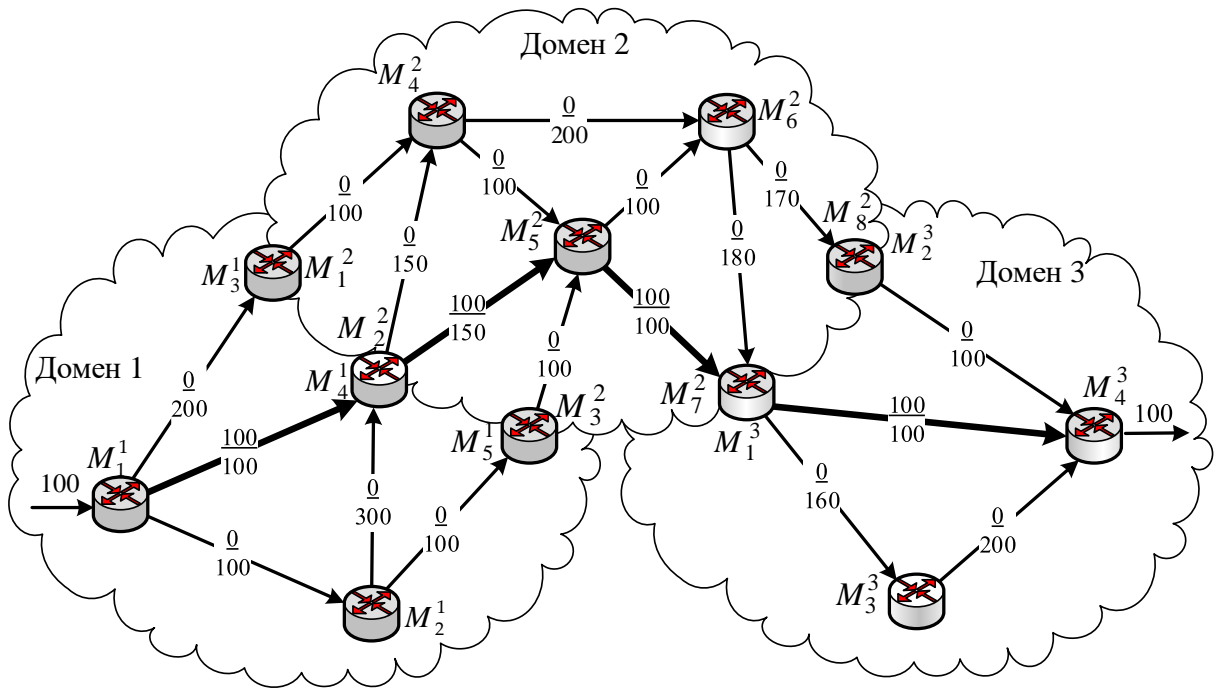


Рис. 3.19. Результуюче (скоординоване) рішення задачі міждоменної маршрутизації потоку з інтенсивністю 100 1/с по каналах зв'язку ТКМ при реалізації одношляхової стратегії маршрутизації

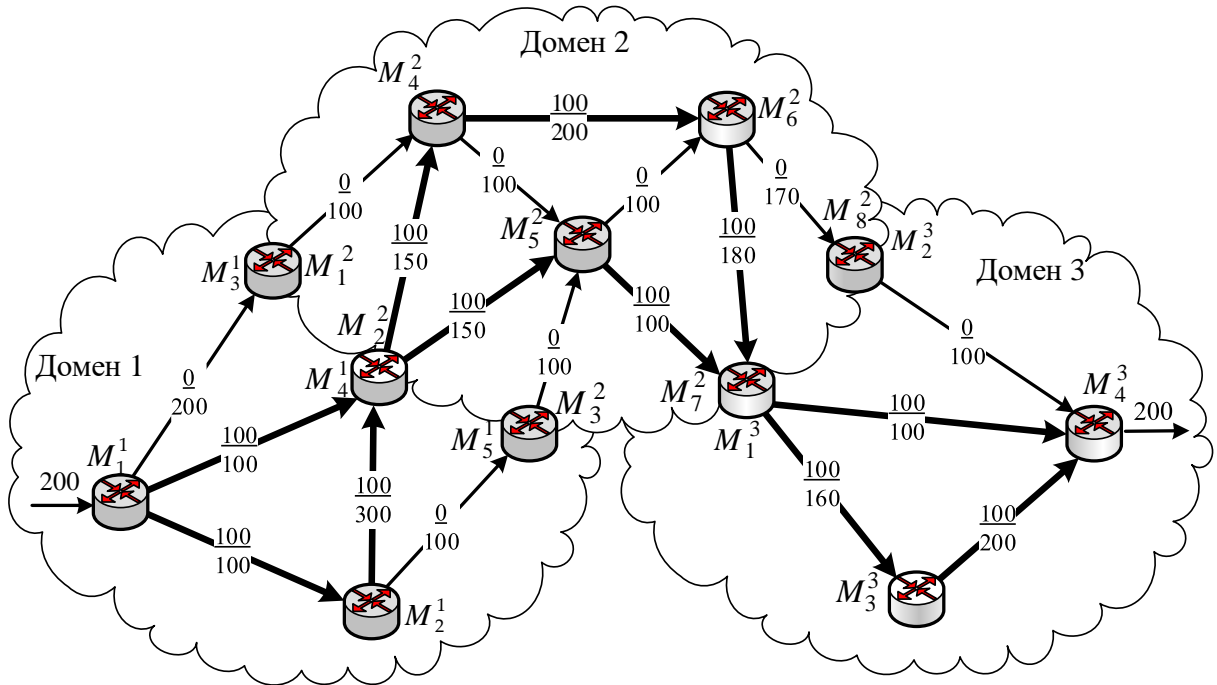


Рис. 3.20. Кінцеве (скоординоване) рішення задачі міждоменної маршрутизації потоку з інтенсивністю 200 1/с в ТКМ при реалізації багатшляхової стратегії маршрутизації

Таблиця 2.1

Залежність кількості ітерацій координаційної процедури від реалізованої стратегії маршрутизації та кількості доменів в ТКМ

Стратегія маршрутизації	Кількість доменів у мережі		
	2	3	4
Одношляхова маршрутизація (3.5)	1-3	2-4	3-6
Багатошляхова маршрутизація (3.6)	2-5	2-6	3-7

Рішення, що представлено в цьому підрозділі охоплює випадок, коли за централізоване розв'язання маршрутних задач в кожному окремому домені відповідає відповідний SDN-контролер домена (рис. 3.4). Якщо ж на рівні транспортної мережі використовується технологія MPLS, то для розрахунку внутрішньодоменних маршрутів «від джерела» можна використати дворівневий метод, запропонований в другому розділі даної роботи. Тоді загальне рішення задачі міждоменної маршрутизації набуває трирівневої архітектури.

3.4. Трирівневий метод ієрархічно-координаційної маршрутизації в багатодоменній телекомунікаційній мережі

Нехай для розробки трирівневого методу структура ТКМ представляється у вигляді орієнтованого графа (3.1). Позначимо через K_r ($K_r \in K$) множини потоків, що підлягають маршрутизації r -м приграничним маршрутизатором p -го домена: M_r^p ($M_r^p \in M$). Для кожного k_r -го потоку ($k_r \in K_r$) вважається відомою його середня швидкість пакетів (інтенсивність) – λ^{k_r} (1/с). Також для кожного p -го домену визначимо множини приграничних маршрутизаторів B^p , де $B^p \in M^p$, через які потоки пакетів надходять або вибувають з даного домену. У свою чергу всю множини приграничних маршрутизаторів p -го домену можна розділити на дві підмножини: B_{in}^{p,k_r} ($k_r \in K_r$) –

підмножина приграничних маршрутизаторів, через які k_r -й потік надходить до p -го домену; B_{out}^{p,k_r} – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які k_r -й потік вибуває з p -го домену. Для кожного каналу зв'язку p -го домену через $\varphi_{i,j}^p$ позначимо його пропускну здатність ($1/c$).

Нехай в результаті розв'язання задачі ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації «від джерела» для кожного p -го домену необхідно розрахувати маршрутні змінні $x_{i,j}^{p,k_r}$, які характеризують частку інтенсивності k_r -го потоку пакетів, що протікає в каналі $E_{i,j}^p \in E^p$. Для кожного маршрутизатора p -го домену необхідно виконати умови збереження для кожного k_r -го потоку. Якщо p -й домен є транзитним для k_r -го потоку пакетів, то подібні умови мають вигляд [27]:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{B_{in}^{p,k_r} \in B^p} \left(\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k_r} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k_r} \right) = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k_r} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k_r} = 0; \\ \sum_{B_{out}^{p,k_r} \in B^p} \left(\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k_r} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k_r} \right) = -1. \end{array} \right. \quad (3.14)$$

Перша умова системи (3.14) справедлива для всіх приграничних маршрутизаторів, через які k_r -й потік надходить до p -го домену; друга умова вводиться для тих маршрутизаторів p -го домену, які для k_r -го потоку є транзитними; третя умова має виконуватися для всіх приграничних маршрутизаторів, через які k_r -й потік вибуває з p -го домену.

Якщо k_r -й потік пакетів згенеровано в p -му домені, а його джерелом є, наприклад, маршрутизатор M_i^p , то для цієї мережі перша умова системи (3.14) кілька спроститься і набуде вигляду

$$\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k_r} = 1.$$

Решта рівнянь у системі (3.14) залишиться незміною. У разі, коли маршрутизатор M_i^p p -го домену виступає одержувачем пакетів k_r -го потоку, то спроститься лише останнє рівняння системи (3.14), приймаючи наступний вигляд:

$$\sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k_r} = 1.$$

З метою запобігання перевантаження каналів зв'язку p -го домену мультипоточковим трафіком важливо виконати наступні умови:

$$\sum_{M_r^p \in M^p} \sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{p,k_r} \leq \varphi_{i,j}^p;$$

ця умова орієнтована на централізовану маршрутизацію, коли розрахунок змінних $x_{i,j}^{p,k_r}$ відбувається на єдиному SDN-контролері домену. Якщо за розрахунок внутрішньодоменних маршрутів відповідає декілька, як правило, приграничних маршрутизаторів з множини M^p , то в цьому випадку умови запобігання перевантаження приймуть наступний вигляд:

$$\sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{p,k_r} \leq \varphi_{i,j}^p - \sum_{\substack{M_s^p \in M^p \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} \lambda^{k_s} x_{i,j}^{p,k_s}, \quad p = \overline{1, N}. \quad (3.15)$$

При реалізації одношляхової маршрутизації на маршрутні змінні накладаються обмеження вигляду:

$$x_{i,j}^{p,k_r} \in \{0,1\}, \quad (3.16)$$

а при забезпеченні реалізації багатошляхової маршрутизації – умови вигляду:

$$0 \leq x_{i,j}^{p,k_r} \leq 1. \quad (3.17)$$

Маршрутні змінні (3.16), (3.17) є координатами маршрутних векторів, які відповідно до проведеної структурної декомпозиції підлягають функціональній декомпозиції:

$$\vec{x}_p = \begin{bmatrix} \vec{x}_p^1 \\ \vec{x}_p^2 \\ \vdots \\ \vec{x}_p^r \\ \vdots \\ \vec{x}_p^{M^p} \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p^r = \begin{bmatrix} \vec{x}_p^{k_1} \\ \vec{x}_p^{k_2} \\ \vdots \\ \vec{x}_p^{k_r} \\ \vdots \\ \vec{x}_p^{\tilde{K}_r} \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p^{k_r} = \begin{bmatrix} x_{1,2}^{p,k_r} \\ x_{1,3}^{p,k_r} \\ \vdots \\ x_{i,j}^{p,k_r} \\ \vdots \\ x_{m_p,m_p-1}^{p,k_r} \end{bmatrix}, \quad (3.18)$$

У векторно-матричній формі умови (3.15) можна представити у вигляді:

$$\sum_{k_r \in K_r} A_r^p \vec{x}_p^{k_r} \leq D_r^p \vec{\varphi}_p - \sum_{\substack{M_s^p \in M^p \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} C_{rs}^p \vec{x}_p^{k_s}, \quad (3.19)$$

де $\vec{x}_p^{k_r}$ – вектор, координатами якого є шукані змінні $x_{i,j}^{p,k_r}$;

$\vec{\varphi}_p$ – вектор пропускних здатностей каналів ТКМ з координатами $\varphi_{i,j}^p$;

A_r^p , D_r^p , C_{rs}^p – матриці, для погодження, тому що розміри векторів $\vec{x}_p^{k_r}$ ($M_r^p \in M^p$) та $\vec{\varphi}_p$, а також нумерація їх координат в загальному випадку можуть не збігатися.

При розподіленому (децентралізованому) розрахунку вектору $\vec{x}_p^{k_r}$ на приграничних маршрутизаторах в межах кожного окремого p -го домену, важливо забезпечити зв'язність міждомених маршрутів, тобто маршрутів, що проходять через множину маршрутизаторів різних доменів. Це стосується введення в структуру моделі (3.14)-(3.19) умов міждоменої взаємодії:

$$C_{p,q}^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} = C_{q,p}^{k_r} \vec{x}_q^{k_r}, \quad p, q = \overline{1, N}, \quad p \neq q, \quad k_r \in K_r, \quad (3.20)$$

де $C_{p,q}^{k_r}$ – матриця взаємодії p -го та q -го доменів, що має розмір $m_{p,q} \times m_x^{p,k_r}$;

$m_{p,q} = |M^p \cap M^q|$ – число маршрутизаторів, через які проходить межа між p -м та q -м доменами;

m_x^{p,k_r} – число координат $x_{i,j}^{p,k_r}$ у векторі $\vec{x}_p^{k_r}$.

Грунтуючись на запропонованій вище математичній моделі (3.14)-(3.20), в основу тривіневого методу ієрархічно-координаційної міждоменої маршрутизації буде покладено розв'язання оптимізаційної задачі щодо розрахунку векторів маршрутних змінних $\vec{x}_p^{k_r}$ ($p = \overline{1, N}$, $k_r \in K_r$) при дотриманні обмежень (3.14)-(3.17), (3.20) в ході використання наступного критерію оптимальності одержуваних рішень:

$$\mathbf{min} F, \quad F = \sum_{p \in N} \sum_{M_r^p \in M^p} \sum_{k_r \in K_r} (\vec{x}_p^{k_r})^t H_p^{k_r} \vec{x}_p^{k_r}, \quad (3.21)$$

в якому $H_p^{k_r}$ – діагональна матриця вагових коефіцієнтів, координатами якої, як правило, є маршрутні метрики каналів зв'язку в p -му домені ТКМ. Цільова функція F чисельно характеризує сумарні умовні витрати на організацію процесу міждоменої маршрутизації в ТКМ.

Для надання шуканим рішенням властивостей ієрархічно-координаційної маршрутизації в ході розв'язання сформульованої оптимізаційної задачі, пов'язаної з мінімізацією вираження (3.21) при наявності обмежень (3.14)-(3.17), (3.20), буде використано принцип цільової координації [20, 21]. Тоді, переходячи до задачі на безумовний екстремум

$$\mathbf{min}_x F = \mathbf{max}_{\mu, \eta} L,$$

необхідно максимізувати за векторами множників Лагранжа $\vec{\mu}$ та $\vec{\eta}$ лагранжіан вигляду:

$$L = \sum_{p \in N} \sum_{M_r^p \in M^p} \sum_{k_r \in K_r} (\vec{x}_p^{k_r})^t H_p^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} + \sum_{p=1}^N \sum_{q=1}^N \sum_{M_r^p \in M^p} \sum_{k_r \in K_r} (\vec{\mu}_{p,q}^{k_r})^t (C_{p,q}^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} - C_{q,p}^{k_r} \vec{x}_q^{k_r}) + \\ + \sum_{p=1}^N \sum_{M_r^p \in M^p} (\vec{\eta}_p^{k_r})^t \left(\sum_{k_r \in K_r} A_r^p \vec{x}_p^{k_r} - D_r^p \vec{\varphi}_p + \sum_{\substack{M_s^p \in M^p \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} C_{rs}^p \vec{x}_p^{k_s} \right), \quad (3.22)$$

$\vec{\mu}_{p,q}^{k_r}$ – підвектор вектору $\vec{\mu}$, віднесений до векторно-матричної умови взаємодії p -го та q -го доменів, представлених виразом (3.20),

$\vec{\eta}_p^{k_r}$ – підвектор вектору $\vec{\eta}$, віднесений до кожної з умов (3.19), представлених в кожному p -му домені.

Відповідно до змісту дворівневих методів, запропонованих у другому розділі та підрозділі 3.2, загальна проблема міждоменої маршрутизації «від джерела» формулюється як задача ієрархічно-координаційної тривірневої оптимізації. Причому задачі введених трьох ієрархічних рівнів маршрутизації полягають в наступному:

- другий (верхній) рівень відповідає за забезпечення зв'язності міждомених маршрутів шляхом розрахунку вектору множників Лагранжа $\vec{\mu}$;

- перший рівень відповідає за запобігання перевантаження каналів зв'язку в кожному з доменів ТКМ шляхом розрахунку вектору множників Лагранжа $\vec{\eta}$;

- нульовий (нижній) рівень повинен забезпечувати розрахунок векторів маршрутних змінних $\vec{x}_p^{k_r}$ ($p = \overline{1, N}$, $k_r \in K_r$) на кожному приграничному маршрутизаторі доменів ТКМ.

Так як вектори множників Лагранжа $\vec{\mu}$ та $\vec{\eta}$ розраховуються на верхніх ієрархічних рівнях і для нульового рівня є відомими значеннями, то вираз (2.22) можна представити в наступній декомпозиційній формі:

$$L = \sum_{p=1}^N \sum_{M_r^p = M^p} L_r^p,$$

$$L_r^p = \sum_{k_r \in K_r} (\vec{x}_p^{k_r})^t H_p^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} + \sum_{\substack{q=1 \\ p \neq q}}^N \sum_{k_r \in K_r^+} (\vec{\mu}_{p,q}^{k_r})^t C_{p,q}^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} - \sum_{\substack{q=1 \\ p \neq q}}^N \sum_{k_r \in K_r^-} (\vec{\mu}_{q,p}^{k_r})^t C_{p,q}^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} +$$

$$+(\vec{\eta}_p^{k_r})^t \left(\sum_{k_r \in K_r} A_r^p \vec{x}_p^{k_r} - D_r^p \vec{\varphi}_p + \sum_{\substack{M_s^p \in M^p \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} (\vec{\eta}_p^{k_s})^t C_{sr}^p \vec{x}_p^{k_r} \right). \quad (3.23)$$

Таким чином, на нульовому рівні кожен r -й приграничний маршрутизатор p -го домена буде формувати маршрутні змінні, що представлені векторами $\vec{x}_p^{k_r}$ ($p = \overline{1, N}$, $M_r^p \in M^p$, $k_r \in K_r$), шляхом мінімізації лагранжіану (3.23). На першому рівні методу в ході мінімізації виразу (3.21) відбувається координація рішень, отриманих з нульового рівня, з метою запобігання перевантажень каналів зв'язку (3.13) в кожному окремо взятому домені:

$$\vec{\eta}_p^{k_r}(a+1) = \vec{\eta}_p^{k_r}(a) + \nabla \vec{\eta}_p^{k_r}, \quad (3.24)$$

де a – номер ітерації роботи координатора першого рівня;

$\nabla \vec{\eta}_p^{k_r}$ – градієнт функції (3.24), який розраховується відповідно до одержуваних с нижнього рівня результатів розв'язання задач маршрутизації $\vec{x}_p^{k_r^*}$ ($p = \overline{1, N}$, $M_r^p \in M^p$, $k_r \in K_r$) в кожному конкретному домені:

$$\nabla \vec{\eta}_p^{k_r}(x) \Big|_{x=x^*} = \sum_{k_r \in K_r} A_r^p \vec{x}_p^{k_r} - D_r^p \vec{\varphi}_p + \sum_{\substack{M_s^p \in M^p \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} C_{rs}^p \vec{x}_p^{k_s}. \quad (3.25)$$

При наближенні координат градієнта $\nabla \vec{\eta}_p^{k_r}$ до нуля буде забезпечуватися виконання умови запобігання перевантаження (3.19) для кожного домена.

Завдання координатора другого рівня полягає в забезпеченні виконання умов міждоменої взаємодії (3.20) шляхом модифікації векторів множників Лагранжа в ході виконання наступної градієнтної ітераційної процедури:

$$\vec{\mu}_{p,q}^{k_r}(b+1) = \vec{\mu}_{p,q}^{k_r}(b) + \nabla \vec{\mu}_{p,q}^{k_r}, \quad (3.26)$$

де b – номер ітерації роботи координатора другого рівня,

$\nabla \vec{\mu}_{p,q}^{k_r}$ – градієнт функції (3.26), який розраховується відповідно до одержуваних с нижнього рівня результатів розв'язання задач маршрутизації $\vec{x}_p^{k_r^*}$ ($p = \overline{1, N}$, $k_r \in K_r$) в кожному конкретному домені:

$$\left. \nabla \vec{\mu}_{p,q}^{k_r}(x) \right|_{x=x^*} = C_{p,q}^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} - C_{q,p}^{k_r} \vec{x}_q^{k_r}. \quad (3.27)$$

При наближенні значень координат градієнта (3.27) до нуля буде забезпечуватися зв'язність міждомених маршрутів. Загальний оптимум досягається, коли $\nabla \vec{\eta}_p^{k_r}(x)$ та $\nabla \vec{\mu}_{p,q}^{k_r}(x)$ наближаються до нуля.

Ефективність запропонованого трирівневого методу ієрархічно-координаційної міждоменої маршрутизації з точки зору оптимальності та оперативності одержуваних рішень багато в чому залежить від швидкості збіжності процедур координації (3.24), (3.25) та (3.26), (3.27). З технологічної точки зору, чим менше ітерацій потрібно для отримання шуканого оптимального рішення, тим нижче обсяг циркулюючого в мережі службового трафіка, що передається між ієрархічними рівнями про результати розрахунків на кожній з ітерацій, і меншим є час розв'язання задачі міждоменої маршрутизації в ТКМ в цілому. На рис. 3.21 надано структуру трирівневого методу ієрархічно-координаційної маршрутизації.

3.5. Висновки до третього розділу

1. В розділі запропоновано математичну модель та метод ієрархічно-координаційної міждоменої маршрутизації у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі. Новизна моделі полягає в тому, що на основі її декомпозиційного представлення, відносно кожного окремого домену, по-перше, набули нової форми умови збереження потоку (3.3) для доменів різних типів: відправників, одержувачів пакетів та транзитних доменів; по-друге, вдалось коректно сформулювати умови міждоменої взаємодії (3.8), виконання яких гарантувало зв'язність міждомених шляхів.

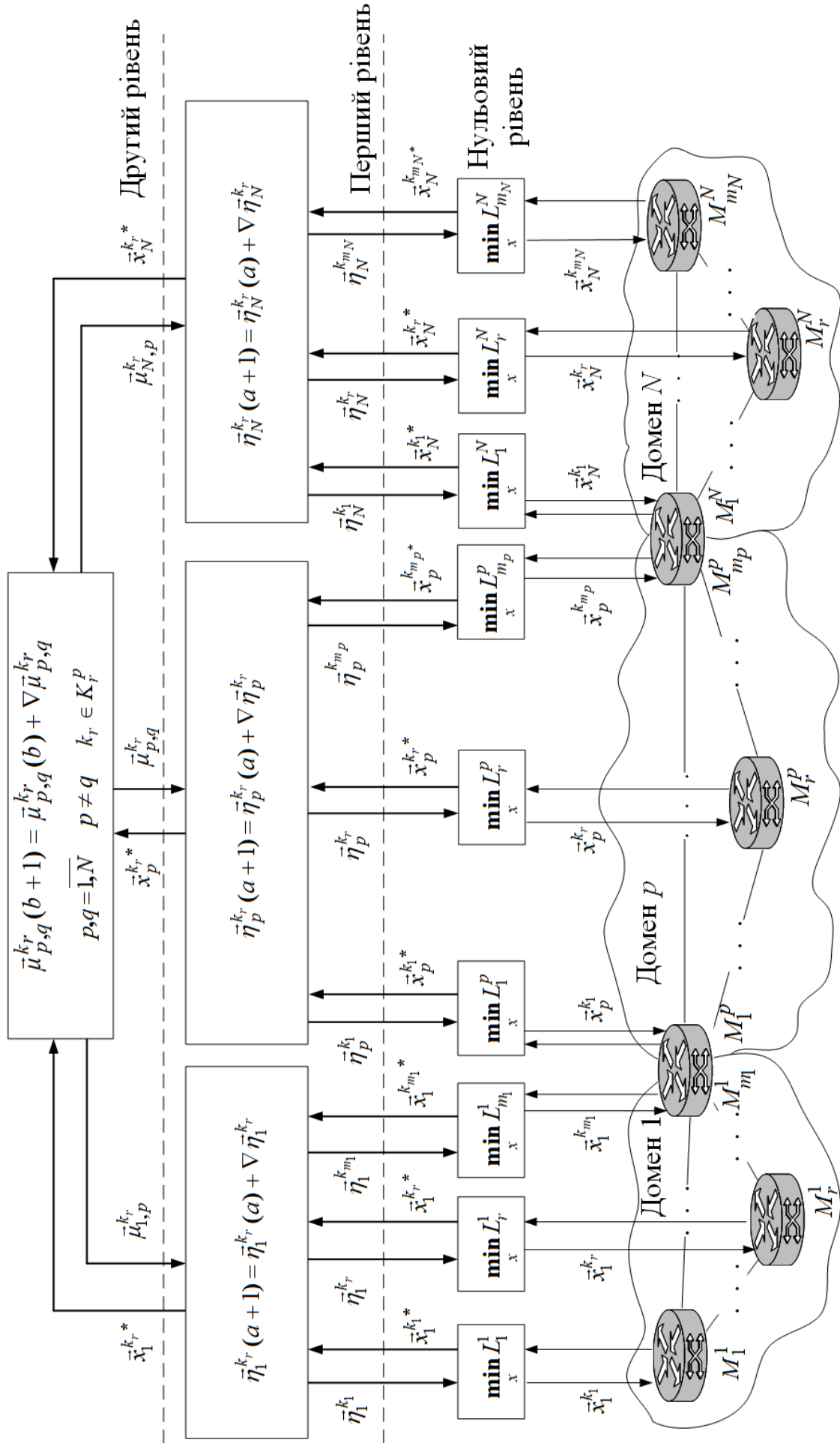


Рис. 3.21. Структура трирівневого методу ієрархічно-координатної маршрутизації

2. У розділі обґрунтовано вибір принципу цільової координації, як основи запропонованого методу, що дозволило реалізувати ієрархічно-координаційну міждоменну маршрутизацію, наблизивши якість розподіленої маршрутизації за доменами до результатів централізованої маршрутизації, але суттєво знизивши при цьому розмірність маршрутної задачі, що в підсумку сприяє підвищенню масштабованості рішень щодо міждоменної маршрутизації. Використання запропонованого методу гарантувало збіжність координаційної процедури (3.10), (3.11) за кінцеве число ітерацій, що було підтверджено в ході розрахункових прикладів.

3. В ході дослідження запропонованого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі було проаналізовано вплив структури мережі, зв'язності маршрутизаторів, числа приграничних маршрутизаторів, реалізованої стратегії маршрутизації (одно або багатошляхової) та завантаженості ТКМ на збіжність координаційної процедури (3.10), (3.11). Результати дослідження показали, що на збільшення числа ітерацій координаційної процедури (3.10), (3.11) впливали зростання завантаженості ТКМ, реалізація багатошляхової стратегії маршрутизації, а також збільшення числа приграничних маршрутизаторів. Це пояснювалося зростанням числа можливих варіантів розв'язку задачі маршрутизації в окремих доменах, що і призводило до збільшення числа ітерацій координаційної процедури (до 3-4). Інші особливості структури доменів ТКМ значно на збіжність методу не впливали. При реалізації одношляхової маршрутизації метод забезпечував зв'язність міждоменного маршруту в середньому за 1-2 ітерації роботи координаційної процедури.

3. У розділі запропоновано трирівневий метод ієрархічно-координаційної маршрутизації «від джерела» в телекомунікаційній мережі. Запропонований метод є удосконаленням методу міждоменної маршрутизації в мережі SDN, в рамках якого розрахунок маршрутних змінних всередині доменів про-

водився централізовано на відповідних SDN-контролерах. Метод може застосовуватись в SDN/MPLS-мережах, коли в кожному з доменів реалізується розподілена маршрутизація «від джерела» на приграничних маршрутизаторах.

4. В основу метода покладено принцип цільової координації, за допомогою якого вдалося розділити задачу розрахунку маршрутних змінних для передачі потоку від відправника до одержувача на три рівні з послідовною координацією рішень. На нульовому рівні відбувається розрахунок маршрутних змінних приграничними маршрутизаторами кожного домена; на першому рівні здійснюється координація рішень нульового рівня з метою запобігання перевантаження каналів зв'язку в кожному окремому домені, а основна задача координатора другого рівня полягає в забезпеченні міждоменної взаємодії.

5. Застосування запропонованих в розділі рішень дозволяє підвищити масштабованість маршрутних рішень, знизити обчислювальну складність розрахунків, зменшивши розмір задач маршрутизації (пропорційно кількості доменів в ТКМ) без суттєвої втрати якості балансування навантаження в SDN/MPLS-мережі. Мінімізація кількості ітерацій координаційної процедури сприяє також зменшенню, по-перше, обсягів службової інформації про стан мережі, що циркулює в ТКМ, по-друге, загального часу розв'язання задачі міждоменної маршрутизації в SDN/MPLS-мережі.

6. В ході розрахунків також оцінювалось в процентному відношенні розбіжність між значеннями критеріїв оптимальності, які отримувались при ієрархічно-координаційній маршрутизації (3.9) та розрахованих для випадку централізованої маршрутизації. Розбіжність збільшувалася при збільшенні числа доменів в межах від 5 до 12% для мережних структур з невеликим розміром (рис. 3.5), і в межах від 8 до 17% для структур з більшим розміром (рис. 3.11, рис. 3.19). За ТЕ-показниками (2.20) та (2.24) отримані ієрархічні рішення відрізнялись від централізованих не більше, а ніж на 5-9%.

Матеріали розділу опубліковані в роботах [25-27, 40-46, 48].

РОЗДІЛ 4

ДВОРІВНЕВИЙ МЕТОД МАРШРУТИЗАЦІЇ З РОЗПОДІЛОМ КАНАЛЬНОГО РЕСУРСУ В ПРОГРАМНО-КОНФІГУРОВАНІЙ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНІЙ МЕРЕЖІ SDN/MPLS-DiffServ-TE

4.1. Поточкова модель маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE

Нехай структура ТКМ представлена в вигляді орієнтованого графу $G = (M, E)$, де M – це множина вершин графу, які моделюють маршрутизатори мережі $M = \{M_i; i = \overline{1, m}\}$, а E – множина ребер графу, що моделює канали зв'язку мережі $E = \{E_{i,j}; i, j = \overline{1, m}, i \neq j\}$. Позначимо через K множину потоків пакетів, що циркулюють у мережі, тоді $|K| = \tilde{K}$ – це потужність множини K , яка характеризує загальну кількість потоків у ТКМ.

Нехай мережа підтримує Z класів диференційованого обслуговування (DiffServ). Тоді всю множину потоків пакетів K , що надходить від користувачів, можна декомпозиціювати на підмножини $\{K^z, z = \overline{1, Z}\}$, де K^z – підмножина потоків z -го класу обслуговування (Class of Service, CoS) (табл. 1.1). Тоді кожному k -му потоку пакетів з z -м класом обслуговування (k^z -му потоку) із множини K^z зіставляється ряд параметрів:

s_{k^z} – маршрутизатор-відправник, через який k^z -й потік пакетів надходить до мережі;

d_{k^z} – маршрутизатор-отримувач, через який k^z -й потік вибуває з мережі;

λ^{k^z} – інтенсивність пакетів k^z -го потоку (1/с).

Нехай для розв'язання задачі маршрутизації необхідно розрахувати маршрутні змінні $x_{i,j}^{k^z}$, кожна з яких характеризує частку інтенсивності k -го

потоків пакетів з z -м класом обслуговування, що протікає в каналі $E_{i,j} \in E$. Згідно з фізичним змістом маршрутних змінних, на них при реалізації багатопотокової маршрутизації накладаються обмеження виду:

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

З метою недопущення втрат пакетів на маршрутизаторах та в мережі в цілому в ході розрахунку маршрутних змінних необхідно забезпечити виконання системи умов збереження кожного k^z -го потоку ($k^z \in K^z$, $z = \overline{1, Z}$):

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k^z} - \sum_{E_{j,i} \in E} x_{j,i}^{k^z} = 1, \text{ якщо } M_i = s_{k^z}; \\ \sum_{E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k^z} - \sum_{E_{j,i} \in E} x_{j,i}^{k^z} = 0, \text{ якщо } M_i \neq s_{k^z}, d_{k^z}; \\ \sum_{E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k^z} - \sum_{E_{j,i} \in E} x_{j,i}^{k^z} = -1, \text{ якщо } M_i = d_{k^z}. \end{array} \right. \quad (4.2)$$

Грунтуючись на результатах робіт [84, 85], в модель вводяться змінні $\beta_{i,j}^z$, що відповідають за розподіл пропускної здатності каналів зв'язку та характеризують частку пропускної здатності каналу зв'язку $E_{i,j} \in E$, яка виділена потокам з z -м класом обслуговування. Загальна кількість цих змінних відповідає величині $Z \cdot |E|$. На ці змінні накладаються наступні обмеження:

$$\beta_{i,j}^z \geq 0, \quad \sum_{z=1}^Z \beta_{i,j}^z \leq 1 \quad (E_{i,j} \in E). \quad (4.3)$$

Виконання умов (4.3) гарантує, що розподілу підлягатиме лише доступний каналний ресурс ТКМ. Крім того, в модель введені умови запобігання перевантаження пропускної здатності каналів, виділеної потокам того чи іншого класу обслуговування:

$$\sum_{k^z \in K^z} \lambda^{k^z} x_{i,j}^{k^z} \leq \beta_{i,j}^z \phi_{i,j} \quad (E_{i,j} \in E, \quad z = \overline{1, Z}). \quad (4.4)$$

Зважаючи на зміст виразів (4.4), введемо ряд додаткових позначень. Нехай

$$\lambda_{i,j}^{k^z} = \lambda^{k^z} x_{i,j}^{k^z} \quad (4.5)$$

– інтенсивність k^z -го потоку пакетів в каналі $E_{i,j} \in E$,

$$\varphi_{i,j}^z = \beta_{i,j}^z \varphi_{i,j} \quad (4.6)$$

– величина пропускної здатності каналу $E_{i,j} \in E$, що виділена потокам з z -м класом обслуговування.

Новизною запропонованої моделі є введення умов балансування навантаження в каналах зв'язку мережі відповідно до їх класу обслуговування та вимог технології Traffic Engineering:

$$\sum_{k^z \in K^z} b_z \lambda^{k^z} x_{i,j}^{k^z} \leq \alpha \beta_{i,j}^z \varphi_{i,j} \quad (E_{i,j} \in E, \quad z = \overline{1, Z}), \quad (4.7)$$

де α – керуюча змінна, що додатково вводиться та характеризує верхній поріг завантаженості пропускної здатності каналів зв'язку, виділеної потокам різних класів обслуговування;

b_z – коефіцієнти, які визначають відносний пріоритет (важливість) потоків з z -м класом обслуговування ($z = \overline{1, Z}$), та приймають значення $b_z \geq 1$.

При цьому значення $b_z = 1$ відповідає потокам, що мають найнижчий CoS. Чим вище CoS в рамках політик DiffServ, тим більше значення приймає коефіцієнт b_z . Таким чином, при одному і тому ж значенні порога α каналний ресурс, який виділено більш пріоритетним потокам, буде завантажений менше, ніж відповідний ресурс низькопріоритетних потоків.

В ході розрахунку шуканих керуючих змінних як критерій оптимальності одержуваних рішень відповідно до вимог концепції Traffic Engineering [60] обрано екстремум наступної функції:

$$\min_{x, \beta, \alpha} \alpha, \quad (4.8)$$

використання якого націлено на забезпечення збалансованого використання каналного ресурсу мережі при розв'язанні задач маршрутизації. В цілому оптимізаційна задача, яка пов'язана з використанням критерію (4.8) при наявності обмежень (4.1)-(4.3), (4.7), відноситься до класу задач нелінійного програмування: умови (4.7) є нелінійними, тому що в них присутня білінійна форма від різнотипних керуючих змінних – α та $\beta_{i,j}^p$.

4.2. Дворівневий метод маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE

В основу метода, що розроблюється, буде покладено розв'язання сформульованої задачі нелінійної оптимізації з критерієм (4.8) та обмеженнями (4.1)-(4.3), (4.7). З цією метою для зниження обчислювальної складності та підвищення масштабованості отримання шуканих рішень без зниження рівня їх адекватності буде використано принцип прогнозування (передбачення) взаємодій з теорії ієрархічних багаторівневих систем управління [20, 21]. Реалізація даного принципу передбачає введення дворівневої ієрархії розрахунків. Нижній (перший) ієрархічний рівень відповідає за розв'язання задач маршрутизації, а верхній (другий) – за розподіл каналного ресурсу ТКМ (рис. 4.1) та координацію рішень нижнього рівня.

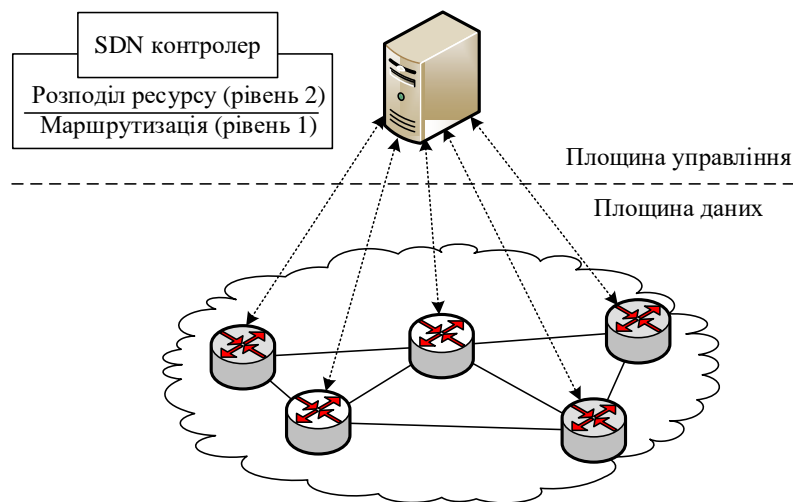


Рис. 4.1. Приклад структури SDN мережі

На рис. 4.2 наведено структурну схему дворівневого методу маршрутизації з балансуванням пріоритетного розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі.

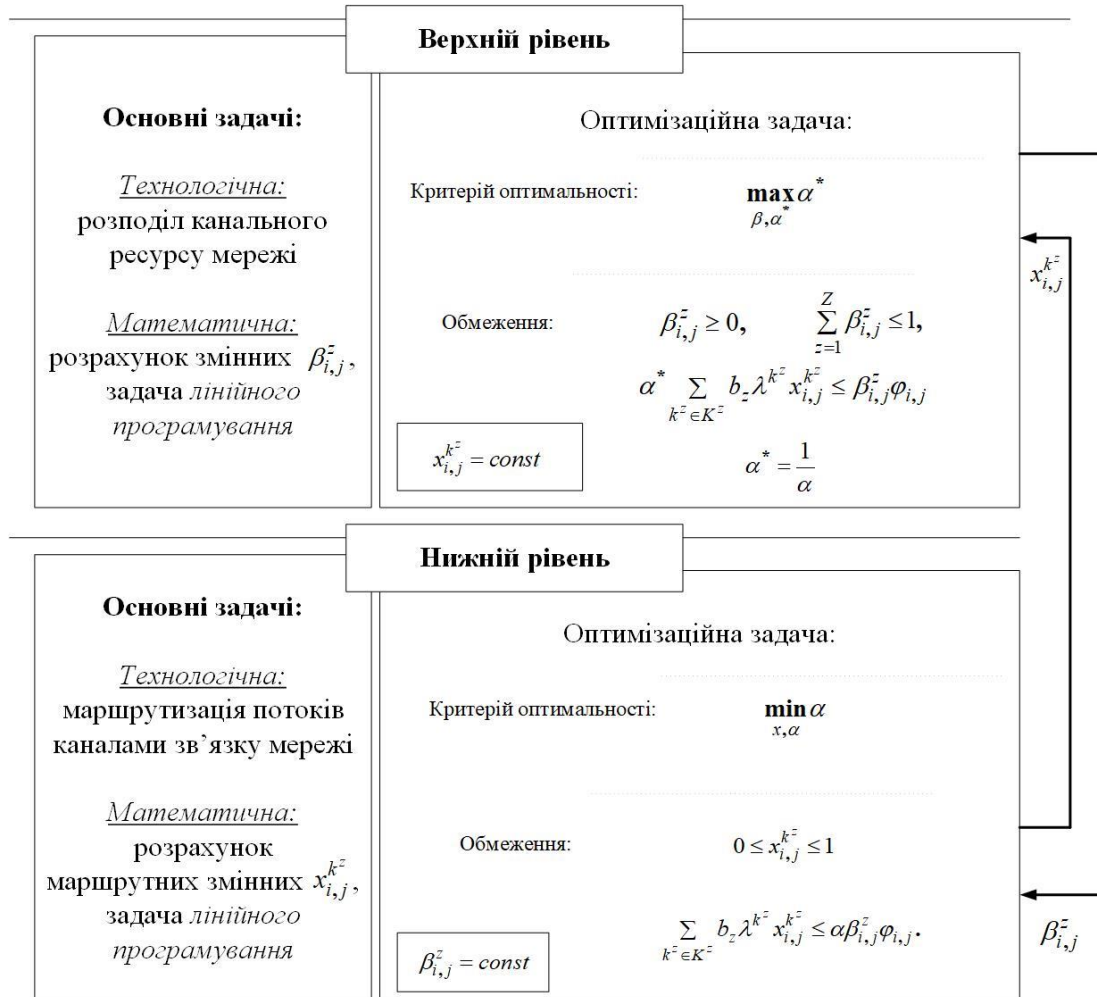


Рис. 4.2. Структурна схема дворівневого методу маршрутизації та розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі

Робота запропонованого методу полягає в наступному:

1. Спочатку на нульовій ітерації методу на його верхньому рівні задається довільний (початковий) порядок розподілу каналного ресурсу між потоками різних класів, який представлений змінними $\beta_{i,j}^z$, що задовольняють

вимогам (4.3). Значення цих керуючих змінних ($\beta_{i,j}^z$) спускаються вже в вигляді констант на нижній ієрархічний рівень.

2. На нижньому рівні розв'язується оптимізаційна задача маршрутизації для визначення змінних $x_{i,j}^{k^z}$ ($k^z \in K^z$, $z = \overline{1, Z}$), які відповідають обмеженням (4.1), (4.2) і (4.7), шляхом мінімізації цільової функції (4.8), але лише за змінними x та α , тобто:

$$\min_{x, \alpha} \alpha. \quad (4.9)$$

У такому формулюванні оптимізаційна задача нижнього рівня відноситься до класу задач лінійного програмування, так як критерій оптимальності (4.9) та всі обмеження (4.1), (4.2) та (4.7) є лінійними. Це стосується і умов (4.7), тому що значення $\beta_{i,j}^z$ попередньо задані та зафіксовані верхнім рівнем.

3. Результати розрахунків нижнього рівня, які представлені маршрутними змінними $x_{i,j}^{k^z}$, в свою чергу, передаються на верхній рівень, який відповідає за визначення (прогнозування) порядку розподілу пропускної здатності в ході обчислення змінних $\beta_{i,j}^z$ на підставі мінімізації цільової функції:

$$\min_{\beta, \alpha} \alpha, \quad (4.10)$$

відповідно до обмежень (4.3) та (4.7). У такій постановці ця оптимізаційна задача залишається нелінійною. Для надання їй лінійної форми умову (4.7) пропонується записати у наступному вигляді:

$$\alpha^* \sum_{k^z \in K^z} b_z \lambda^{k^z} x_{i,j}^{k^z} \leq \beta_{i,j}^z \varphi_{i,j}, \quad (4.11)$$

де модифікована керуюча змінна підпорядковується умовам $\alpha^* = 1/\alpha$ та

$$0 < \alpha^*. \quad (4.12)$$

З урахуванням оновленого запису нерівностей (4.11) в оптимізаційній задачі верхнього рівня як критерій буде виступати умова вигляду:

$$\max_{\beta, \alpha^*} \alpha^* \quad (4.13)$$

вже при наявності лінійних обмежень (4.3), (4.11) та (4.12), що дозволило перейти до розв'язання задачі лінійного програмування без втрати фізичного змісту поставленої прикладної задачі.

4. Результати розрахунків верхнього рівня, що представлені величинами $\beta_{i,j}^z$, знову спускаються на нижній рівень для подальшої координації та уточнення маршрутних змінних $x_{i,j}^{kz}$, тобто знову вирішується оптимізаційна задача з критерієм (4.9) при обмеженнях (4.1), (4.2) та (4.7) – перехід по пункту 2 представленого методу.

Таким чином, процес розрахунків в рамках описаного методу набуває ітераційного характеру. При цьому умовою завершення процесу розрахунків є досягнення оптимуму функції (4.8), що проявляється в близькості значень параметру α , розрахованого на сусідніх ітераціях різних ієрархічних рівнів.

4.3. Аналіз запропонованого дворівневого методу маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі

У роботі проведено дослідження запропонованого дворівневого методу маршрутизації та розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі на множині мережних топологій та для різних характеристик потоків. Методика проведеного дослідження запропонованого методу буде продемонстрована на прикладі мережі, структура якої представлена на рис. 4.3.

На рис. 4.3 в розривах каналів зв'язку показано їх пропускну здатність, що вимірюється в пакетах за секунду (1/с). Розглядався багатопотоковий випадок, коли в мережі передавалися пакети потоків трьох класів обслугову-

вання: кожному класу, для наочності, відповідав один потік (табл. 4.1). Нехай згідно класам потоків коефіцієнти b_z ($p = \overline{1,3}$) приймали значення 1; 1,1; та 1,2 відповідно.

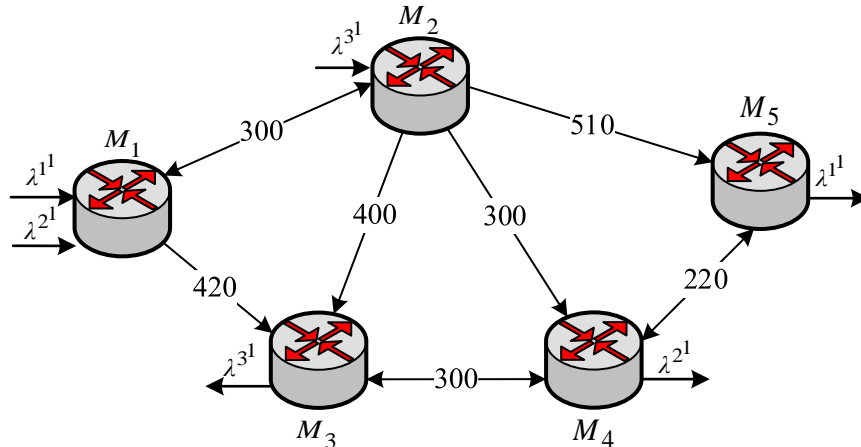


Рис. 4.3. Структура мережі, що досліджується

Таблиця 4.1

Вхідні дані потоків

Номер (клас) потоку	Маршрутизатор-відправник	Маршрутизатор-отримувач	Інтенсивність потоку (1/с)
1	M_1	M_5	120
2	M_1	M_4	90
3	M_2	M_3	130

На нульовій ітерації роботи методу передбачалося, що на верхньому рівні значення змінних $\beta_{i,j}^z$ були обрані однаковими та дорівнювали $1/3$, реалізуючи, таким чином, рівномірний розподіл каналного ресурсу між потоками пакетів з різними CoS. Тоді на нижньому рівні в ході першої ітерації методу при заданих величинах $\beta_{i,j}^z$ визначався порядок маршрутизації для кожного з трьох потоків (табл. 4.2), представлений значеннями інтенсивностей потоків (ІІ) в кожному з каналів мережі $\lambda_{i,j}^{kz}$ та порогу завантаженості

пропускної здатності каналу зв'язку, що виділена для потоків z -го класу обслуговування

$$\alpha_{i,j}^z = \frac{\sum_{k^z \in K^z} b_z \lambda^{k^z} x_{i,j}^{k^z}}{\beta_{i,j}^z \varphi_{i,j}}. \quad (4.14)$$

При цьому на нульовій ітерації значення цільової функції (4.9) дорівнювало $\alpha = 0,6923$.

На першій ітерації відповідно до отриманих на нижньому рівні маршрутних змінних на верхньому рівні проводився розрахунок $\beta_{i,j}^z$ та перерозрахунок $\alpha_{i,j}^z$ (табл. 4.2) згідно умов оптимізаційної задачі (4.13). Це призвело до поліпшення отриманого на нижньому рівні значення порога: $\alpha = 0,5417$.

Отримані на першій ітерації методу оновлені значення $\beta_{i,j}^z$ знову спускалися на нижній рівень, ініціюючи розрахунки в рамках другої ітерації методу. Для наведених вище вихідних даних запропонований ієрархічний метод маршрутизації та розподілення ресурсів забезпечив отримання оптимального рішення за чотири ітерації (табл. 4.2).

На четвертій ітерації обчислення на нижньому рівні методу дозволило забезпечити $\alpha = 0,4482$, а після розрахунків, проведених на верхньому рівні на цій же ітерації, цей поріг завантаженості зменшився до свого мінімального (оптимального) значення в $0,4473$ (табл. 4.2).

Результати роботи методу на усіх чотирьох ітераціях показано в табл. 4.2. В цій таблиці комірки з проміжними (оптимальними для певної ітерації) значеннями порогу завантаженості пропускної здатності каналів зв'язку, виділеної потокам різних класів обслуговування, позначені сірим кольором на окремо наведені у табл. 4.3.

Таблиця 4.2

Порядок розв'язання задачі маршрутизації з розподілом каналного ресурсу в мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE

КЗ $E_{i,j}$	Порядок маршрутизації потоків по каналах зв'язку (нижній рівень)						Порядок розподілення каналного ресурсу між потоками різних класів обслуговування (верхній рівень)					
	Перший CoS		Другий CoS		Третій CoS		Перший CoS		Другий CoS		Третій CoS	
	П	$\alpha^1_{i,j}$	П	$\alpha^2_{i,j}$	П	$\alpha^3_{i,j}$	$\beta^1_{i,j}$	$\alpha^1_{i,j}$	$\beta^2_{i,j}$	$\alpha^2_{i,j}$	$\beta^3_{i,j}$	$\alpha^3_{i,j}$
	Перша ітерація											
$E_{1,2}$	69,231	0,6923	47,735	0,4773	33,984	0,3398	0,4260	0,5417	0,3231	0,4925	0,2509	0,4514
$E_{1,3}$	50,769	0,3626	42,265	0,3019	33,984	0,2427	0,3440	0,3514	0,3342	0,3011	0,3218	0,2515
$E_{2,3}$	0,0000	0,0000	5,146	0,0386	63,329	0,4750	0,0000	0,0000	0,4951	0,0694	0,5049	0,3098
$E_{2,4}$	0,0000	0,0000	24,976	0,2498	17,945	0,1794	0,0000	0,0000	0,5643	0,2067	0,4357	0,1653
$E_{2,5}$	69,231	0,4072	17,613	0,1036	14,742	0,0867	0,4446	0,3054	0,2804	0,1232	0,2751	0,1051
$E_{3,4}$	50,769	0,5077	47,412	0,4741	32,687	0,3269	0,3525	0,4801	0,3600	0,4390	0,2875	0,3790
$E_{4,5}$	50,769	0,6923	17,613	0,2401	14,742	0,2010	0,5030	0,4587	0,2548	0,3141	0,2421	0,2767
	Друга ітерація											
$E_{1,2}$	65,666	0,5138	42,606	0,4396	21,852	0,2903	0,4661	0,4696	0,3368	0,4217	0,1971	0,3695
$E_{1,3}$	54,334	0,3761	47,394	0,3376	21,852	0,1617	0,3599	0,3595	0,3533	0,3194	0,2868	0,1814
$E_{2,3}$	0,0000	0,0000	0,852	0,0082	77,762	0,3927	0,0000	0,0000	0,3988	0,0137	0,6012	0,3213
$E_{2,4}$	0,776	0,0093	34,699	0,3109	23,995	0,2291	0,2472	0,0105	0,3990	0,2899	0,3538	0,2261
$E_{2,5}$	64,890	0,2862	7,055	0,0493	6,391	0,0456	0,4743	0,2682	0,2630	0,0526	0,2627	0,0477
$E_{3,4}$	54,334	0,5138	48,246	0,4467	30,386	0,3523	0,3777	0,4796	0,3689	0,4360	0,2535	0,3996
$E_{4,5}$	55,110	0,4980	7,055	0,1258	6,391	0,1200	0,6072	0,4126	0,1967	0,1630	0,1961	0,1482
	Третя ітерація											
$E_{1,2}$	66,287	0,4741	43,095	0,4265	17,197	0,2908	0,4932	0,4480	0,3527	0,4073	0,1541	0,3721
$E_{1,3}$	53,713	0,3554	46,905	0,3161	17,197	0,1428	0,3680	0,3475	0,3607	0,3096	0,2713	0,1509
$E_{2,3}$	0,0000	0,0000	0,265	0,0030	88,661	0,3929	0,0000	0,0000	0,3579	0,0033	0,6421	0,3472
$E_{2,4}$	2,332	0,0314	37,459	0,3129	18,901	0,1781	0,2468	0,0315	0,4253	0,2936	0,3280	0,1921
$E_{2,5}$	63,955	0,2644	5,371	0,0400	5,241	0,0391	0,4858	0,2581	0,2564	0,0411	0,2578	0,0399
$E_{3,4}$	53,713	0,4741	47,170	0,4262	24,142	0,3175	0,3991	0,4486	0,3856	0,4078	0,2153	0,3738
$E_{4,5}$	56,045	0,4195	5,371	0,1241	5,241	0,1215	0,6471	0,3937	0,1750	0,1395	0,1779	0,1339
	Четверта ітерація											
$E_{1,2}$	66,324	0,4483	43,038	0,4067	16,596	0,3590	0,4959	0,4458	0,3536	0,4057	0,1504	0,3678
$E_{1,3}$	53,676	0,3473	46,962	0,3100	16,596	0,1456	0,3694	0,3459	0,3623	0,3087	0,2683	0,1473
$E_{2,3}$	0,0000	0,0000	0,078	0,0010	89,418	0,3713	0,0000	0,0000	0,2012	0,0010	0,7988	0,2965
$E_{2,4}$	2,8093	0,0379	36,806	0,2885	18,642	0,1895	0,2484	0,0377	0,4240	0,2894	0,3276	0,1897
$E_{2,5}$	63,515	0,2563	6,154	0,0471	5,344	0,0407	0,4837	0,2575	0,2588	0,0466	0,2575	0,0407
$E_{3,4}$	53,676	0,4483	47,040	0,4067	23,986	0,3714	0,4000	0,4473	0,3856	0,4067	0,2145	0,3728
$E_{4,5}$	56,485	0,3968	6,154	0,1599	5,344	0,1365	0,6507	0,3946	0,1761	0,1589	0,1732	0,1402

Таблиця 4.3

Проміжні значення порогу завантаженості пропускної здатності каналів зв'язку, виділеної потокам різних класів обслуговування

№ ітерації	α	
	Нижній рівень методу	Верхній рівень методу
1	0,6923	0,5417
2	0,5138	0,4756
3	0,4740	0,4485
4	0,4482	0,4473

Для наочності на рис. 4.4 показано оптимальне рішення задачі маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій ТКМ за допомогою запропонованого методу для потоків першого класу обслуговування. На рис. 4.5 та на рис. 4.6 представлено оптимальне рішення задачі маршрутизації та розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій ТКМ за допомогою запропонованого методу для потоків другого та третього класів обслуговування відповідно.

В розривах каналів зв'язку на рис. 4.4 – рис. 4.6 показано наступні дані (зверху вниз): інтенсивність потоку пакетів, що протікає у цьому каналі зв'язку; пропускна здатність каналу зв'язку, яка виділена потокам даного класу обслуговування, та значення порогу завантаженості (4.14).

Наведений приклад підтвердив збіжність методу до оптимального рішення за кінцеве число ітерацій. До переваг запропонованого методу також варто віднести те, що завдяки використанню принципу прогнозування взаємодій в разі жорстких часових обмежень на час розв'язання поставленої задачі перерозрахунок маршрутів і порядку розподілу пропускної здатності можна завершити на довільній ітерації. Це обумовлено тим, що кожне з отриманих рішень на довільній ітерації рішень є допустимим (хоча і субоптимальним), тобто задовольняє умовам-обмеженням (4.1)-(4.3) та (4.7).

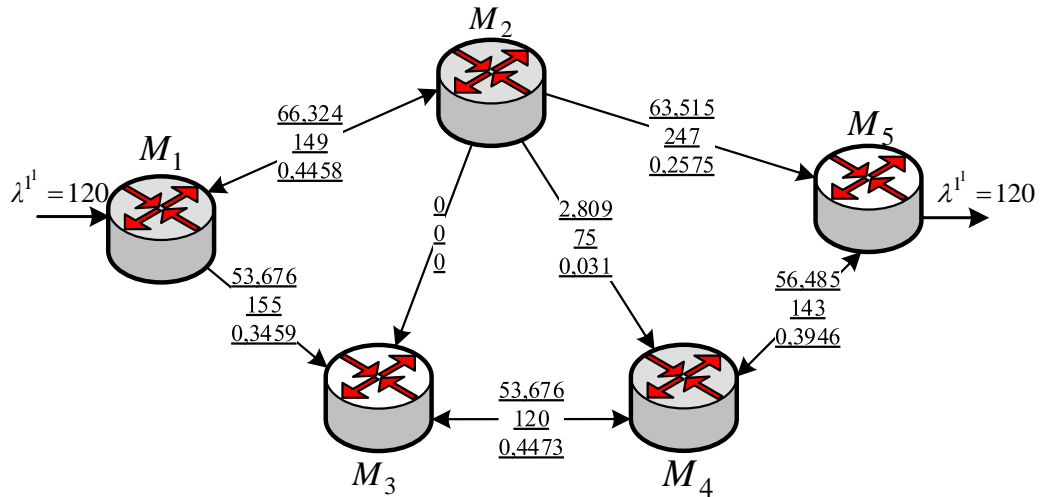


Рис. 4.4. Оптимальне рішення задачі маршрутизації та розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій ТКМ за допомогою запропонованого методу для потоків першого класу обслуговування

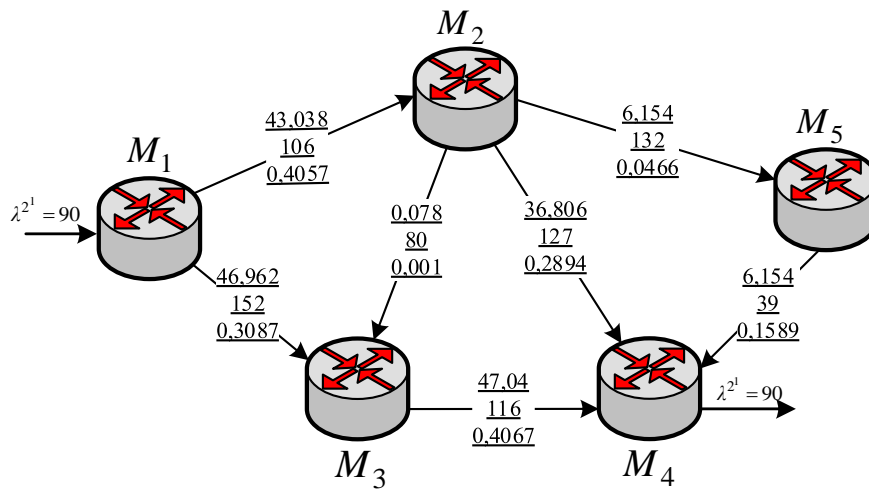


Рис. 4.5. Оптимальне рішення задачі маршрутизації та розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій ТКМ за допомогою запропонованого методу для потоків другого класу обслуговування

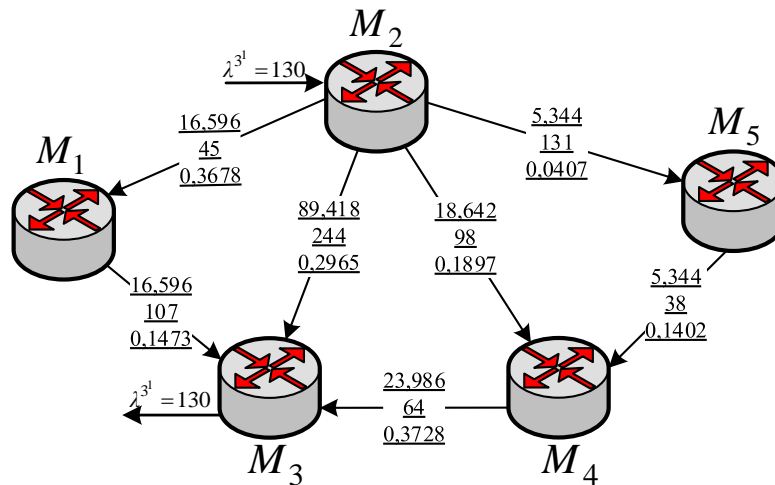


Рис. 4.6. Оптимальне рішення задачі маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій ТКМ за допомогою запропонованого методу для потоків третього класу обслуговування

4.4. Висновки до четвертого розділу

1. Запропоновано потокову модель маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE (4.1)-(4.8). Вона орієнтована на забезпечення узгодженого розв'язання задач маршрутизації та розподілу пропускнуої здатності каналів зв'язку відповідно до принципів концепції Traffic Engineering. Це вдалося завдяки введенню в структуру моделі умов балансування навантаження в каналах зв'язку мережі відповідно до їх класу обслуговування та вимог технології Traffic Engineering (4.7).

2. В рамках запропонованої моделі шукані рішення отримуються в ході розв'язання задачі нелінійної оптимізації з критерієм (4.8), лінійними обмеженнями (4.1)-(4.3) і нелінійними умовами (4.7), що містять білінійну форму від різнотипних керуючих змінних – α та $\beta_{i,j}^z$.

3. Розв'язання сформульованої оптимізаційної задачі покладено в основу розробленого дворівневого методу маршрутизації з розподілом каналного

ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE. Для розв'язання оптимізаційної задачі використано принцип прогнозування взаємодії, що відноситься до теорії ієрархічних багаторівневих систем управління. Це дозволило ввести дворівневу ієрархію розрахунків: нижній рівень відповідав за розрахунок маршрутних змінних, а верхній – за розподіл каналного ресурсу. При цьому вдалося звести вихідну досить розмірну задачу нелінійної оптимізації до ітераційного розв'язання менш розмірних задач лінійного програмування без втрати адекватності кінцевих рішень.

4. На числовому прикладі продемонстрована збіжність методу до оптимальних рішень за кінцеве число ітерацій, а також його відповідність архітектурі DiffServ-TE з точки зору забезпечення збалансованої завантаженості каналного ресурсу згідно пріоритету і класу обслуговування переданих пакетів. Перехід до розв'язання лінійної оптимізаційної задачі сприяє зниженню обчислювальної складності практичної реалізації запропонованого методу на контролері програмно-конфігурованої мережі.

5. До переваг запропонованих у розділі рішень варто віднести:

- по-перше, погоджене розв'язання задач маршрутизації та розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі з врахування характеристик потоків, що циркулюють в мережі, в т.ч. класів та пріоритетів пакетів;

- по-друге, забезпечення збалансованого використання каналного ресурсу, що виділяється потокам різних класів (пріоритетів) відповідно до вимог концепції Traffic Engineering;

- по-третє, зниження обчислювальної складності реалізації маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-DiffServ-TE.

Матеріали розділу опубліковані в роботах [49, 52].

РОЗДІЛ 5

ЛАБОРАТОРНЕ ДОСЛІДЖЕННЯ ЗАПРОПОНОВАНИХ МОДЕЛЕЙ ТА МЕТОДІВ З РОЗРОБКОЮ РЕКОМЕНДАЦІЙ ЩОДО ЇХ ПРАКТИЧНОГО ВИКОРИСТАННЯ

5.1. Методика проведення лабораторного експерименту

Одним з найбільш важливих етапів розробки математичних моделей та методів маршрутизації в ТКМ є експериментальне (лабораторне) дослідження, основною метою якого є перевірка на адекватність розроблених моделей та методі маршрутизації, а також аналіз ефективності запропонованих результатів шляхом їх порівняння з відомими рішеннями. Результати лабораторного експерименту є більш достовірними, ніж результати аналітичного моделювання, їм характерна більш висока точність завдяки тому, що подібне дослідження проводиться на реальному мережному обладнанні.

Процес проведення лабораторного експерименту ґрунтується на вирішенні наступних завдань:

1. Розробка та опис загальної структурної схеми експерименту по дослідженню запропонованих моделей ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих мережах.
2. Аналіз та обґрунтування вибору пакетів навантажувального тестування та аналізаторів трафіку для проведення експерименту.
3. Опис фрагмента телекомунікаційної мережі, яка буде підлягати дослідженню.
4. Налаштування обладнання ТКМ та кінцевих станцій під рішення задачі маршрутизації в рамках запропонованих моделей і методів.
6. Аналіз отриманих результатів лабораторного експерименту.

Складність дослідження запропонованих моделей і методів маршрутизації на реальному мережному обладнанні визначається тим, що, як правило,

операційні системи маршрутизаторів (IOS) – це закрите програмне забезпечення, модифікація якого з боку користувачів або навіть адміністраторів мережі неможлива. Тому експериментальне дослідження розроблених було проведено при використанні раніше апробованого підходу [107, 108], в рамках якого для налаштування необхідного порядку маршрутизації, який визначався запропонованими моделями або методами, використовувався протокол динамічної маршрутизації OSPF, метрики якого розраховувались та налаштовувались спеціальним чином. Особливості подібних налаштувань будуть наведені нижче.

Лабораторний експеримент проводився на мережному обладнанні виробництва компанії Cisco Systems, яке розгорнуто та функціонує на кафедрі інфокомунікаційної інженерії ХНУРЕ (рис. 5.1).



Рис. 5.1. Мережне обладнання виробництва компанії Cisco Systems на кафедрі інфокомунікаційної інженерії ХНУРЕ

Для проведення лабораторного експерименту була використана схема, загальна структура якої представлена на рис. 5.2. Схема моделі експерименту складалася з трьох модулів.

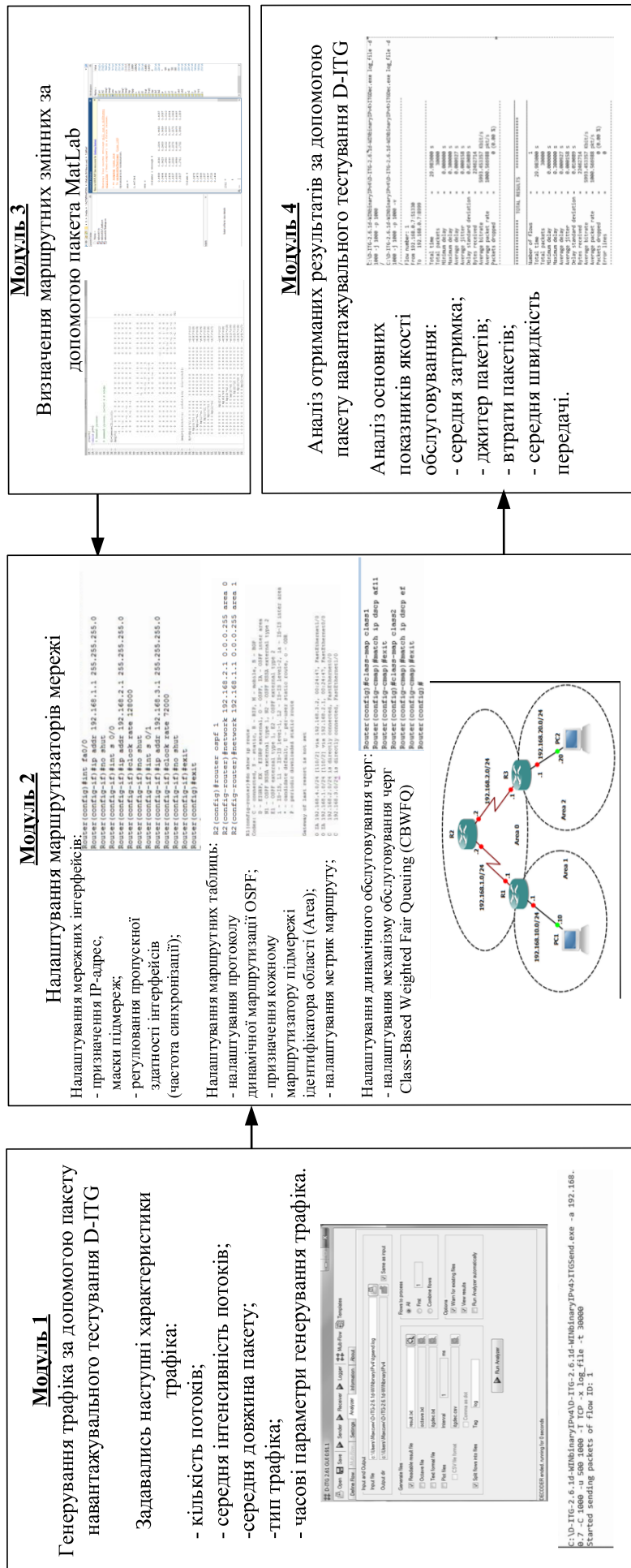


Рис. 5.2. Загальна структура схеми лабораторного експерименту

Перший модуль відповідав за налаштування кінцевої станції абонента з точки зору генерування трафіка. В ході дослідження використовувався пакет навантажувального тестування D-ITG [109], який є безкоштовним пакетом, але з широкими можливостями щодо генерування трафіка та оцінки міжкінцевих QoS-показників. За допомогою D-ITG задавались такі параметри (рис. 5.3): кількість потоків; середня інтенсивність пакетів кожного з потоків; середня довжина пакета; тип трафіка; часові параметри процесу генерування трафіка.

```
C:\D-ITG-2.6.1d-WINbinaryIPv4\D-ITG-2.6.1d-WINbinaryIPv4>ITGSend.exe -a 192.168.0.7 -C 1000 -u 500 1000 -T TCP -x log_file -t 30000
Started sending packets of flow ID: 1
```

Рис. 5.3. Приклад налаштування параметрів мережного трафіку за допомогою D-ITG

Другий модуль відповідав за налаштування маршрутизаторів Cisco в рамках обраного фрагмента ТКМ. До попередніх налаштувань відносились фізична комутація маршрутизаторів відповідно до обраної мережної топології; призначення IP-адрес інтерфейсам маршрутизаторів; регулювання пропускної здатності інтерфейсів (за необхідністю) шляхом встановлення частоти синхронізації (clock rate). Основні налаштування охоплювали процес конфігурування протоколу маршрутизації, до якого входило задання налаштування на кожному інтерфейсі маршрутизатора протоколу OSPF з заданим ідентифікатором підмережі (рис. 5.4).

```
R2 (config)#router ospf 1
R2 (config-router)#network 192.168.2.1 0.0.0.255 area 0
R2 (config-router)#network 192.168.1.1 0.0.0.255 area 1
```

Рис. 5.4. Приклад налаштування протоколу маршрутизації OSPF

Крім того, в ході дослідження процесів маршрутизації з розподілом каналного ресурсу ТКМ проводилось налаштування механізму CBWFQ, за

допомогою якого реалізувався на інтерфейсі розрахований у 4-му розділі порядок розподілу його пропускної здатності (рис. 5.5).

```
Router(config)#policy-map dscp-based
Router(config-pmap)#class class1
Router(config-pmap-c)#bandwidth 4000
Router(config-pmap-c)#class class2
Router(config-pmap-c)#bandwidth 3500
Router(config-pmap-c)#exit
```

Рис. 5.5. Приклад налаштування механізму обслуговування черг CBWFQ

Третій модуль був представлений програмною реалізацією запропонованих у роботі рішень в пакеті MatLab. Саме розраховані за його допомогою маршрутні змінні використовувались в другому модулі для модифікації маршрутних метрик протоколу OSPF.

Четвертий модуль відповідав за аналіз міжкінцевих QoS-показників на кінцевій робочій станції за допомогою пакета D-ITG (рис. 5.6).

```
C:\D-ITG-2.6.1d-WINbinaryIPv4\D-ITG-2.6.1d-WINbinaryIPv4>ITGDec.exe log_file -d
1000 -j 1000 -p 1000
/
C:\D-ITG-2.6.1d-WINbinaryIPv4\D-ITG-2.6.1d-WINbinaryIPv4>ITGDec.exe log_file -d
1000 -j 1000 -p 1000 -v
/-----
Flow number: 1
From 192.168.0.7:51330
To 192.168.0.7:8999
-----
Total time = 29.983000 s
Total packets = 30000
Minimum delay = 0.000000 s
Maximum delay = 0.300000 s
Average delay = 0.000927 s
Average jitter = 0.000158 s
Delay standard deviation = 0.010089 s
Bytes received = 22462714
Average bitrate = 5993.453357 Kbit/s
Average packet rate = 1000.566988 pkt/s
Packets dropped = 0 (0.00 %)
```

Рис. 5.6. Приклад аналізу показників якості обслуговування за допомогою пакета навантажувального тестування D-ITG

5.2. Результати експериментального дослідження запропонованих моделей та методів маршрутизації

Лабораторний експеримент проводився для мережних топологій, які розглядались у другому та третьому розділах роботи. Порівнювався порядок маршрутизації, отриманий за допомогою рішень отриманих у другому та третьому розділах, зі схемою маршрутизації, яку реалізує протокол OSPF на основі своєї стандартної метрики. Для прикладу, отримані варіанти рішень ієрархічної маршрутизації порівнювались за середньою міжкінцевою затримкою пакетів, яка замірювалась між маршрутизаторами відправником та отримувачем пакетів (табл. 5.1).

Зміні підлягала сама мережна структура та інтенсивність вхідного потоку, яка змінювалась від 90 до 200 1/с. В ході дослідження варіанта мережної структури, наведеної на рис. 3.5, використання запропонованого в третьому розділі методу маршрутизації дозволило покращити середню міжкінцеву затримку від 8 до 12%. При дослідженні ТКМ, структура якої наведена на рис. 3.15, виграл щодо середньої затримки при зміні навантаження на мережу складав від 10 до 17%. При дослідженні трьохдоменної ТКМ використання запропонованого методу ієрархічно-координаційної маршрутизації дозволило знизити середню міжкінцеву затримку від 14 до 22%, дякуючи забезпеченню більш ефективного балансування навантаження.

Таким чином, рекомендована область використання запропонованих рішень щодо реалізації ієрархічно-координаційної маршрутизації – це мультидоменні ТКМ, які функціонують в умовах високих навантажень. Зі збільшенням зв'язності маршрутизаторів мережі запропоновані рішення дозволяють забезпечити більш ефективне балансування навантаження та використання мережного ресурсу, що і дозволяє покращити основні показники якості обслуговування (табл. 5.1).

Таблиця 5.1

**Порівняння характеристика отриманих маршрутних рішень
за середньою міжкінцевою затримкою**

Значення інтенсивності потоку, що надходить до мережі, 1/с	90	100	110	120	130	140	150	160	170	180	190	200
Для структури мережі, що представлена на рис. 3.5												
Середня затримка при використанні запропонованого методу, мс	31,5	32,93	34,04	35,1	35,6	37,72	38,64	41,4	43,68	44,16	46,8	47,7
Середня затримка при використанні протоколу OSPF, мс	35,1	37,4	37,05	39,3	40,12	41,4	42,8	46,5	48,2	48,14	51,28	53,53
Для структури мережі, що представлена на рис. 3.15												
Середня затримка при використанні запропонованого методу, мс	34,3	34,9	35,2	35,45	36,16	36,73	36,46	40,14	45,54	46,4	50,9	51,3
Середня затримка при використанні протоколу OSPF, мс	37,73	38,72	39	39,7	40,12	42,13	42,8	46,16	50	48,14	53,36	55,15
Для структури мережі, що представлена на рис. 3.18												
Середня затримка при використанні запропонованого методу, мс	41,15	45,12	46,4	51,9	52,3	59,45	64,7	73,8	80,7	91,7	96,9	101
Середня затримка при використанні протоколу OSPF, мс	47,2	50	55,2	56,36	57,22	71,34	78,9	80,4	85,3	97,8	110	121,2

5.3. Рекомендації щодо практичного використання отриманих у роботі результатів в сучасних та перспективних програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах

Запропоновані у роботі моделі та методи ієрархічно-координаційної маршрутизації можуть знайти своє безпосереднє використання в сучасних та перспективних програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах. При цьому отримані рішення добре функціонально інтегруються в варіанти SDN архітектур, які наводились у першому розділі (рис. 1.2).

Моделі та метод внутрішньодоменної ієрархічно-координаційної маршрутизації, які розроблено у другому розділі дисертації, можуть стати алгоритмічно-програмною основою гібридної SDN-архітектури (рис. 1.2 б), коли лише деякі (координуючі) функції передаються на SDN-контролер. Проте, рішення цього розділу можуть добре адаптуватись і під централізовану SDN-архітектуру (рис. 1.2 в), коли SDN-контролер з багатопроцесорною (багатоядерною) обчислювальною системою реалізує функції і розрахунку маршрутів, і їх координацію з точки зору запобігання перевантаження каналів зв'язку ТКМ (рис. 5.7). Це ж стосується і методу маршрутизації з розподілом каналного ресурсу в ТКМ, запропонованого в 4-му розділі.

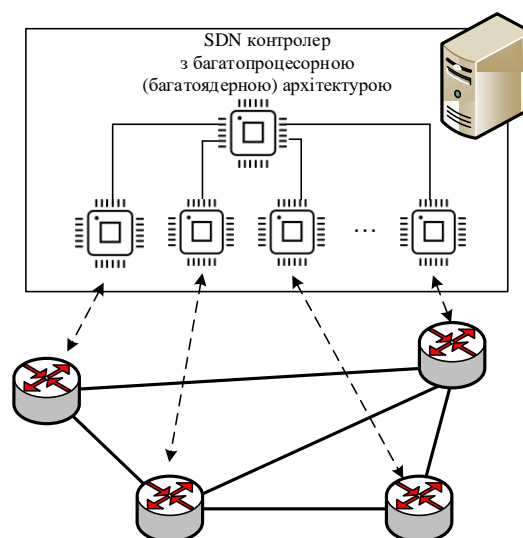


Рис. 5.7. Варіант централізованої SDN-архітектури з багатопроцесорною (багатоядерною) обчислювальною системою SDN-контролера

Трирівневий метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації, який запропоновано в третьому розділі, може використовуватись в SDN з багаторівневою архітектурою, коли за управління мережею відповідає не один на декілька контролерів різних рівнів ієрархії (рис. 5.8). При чому розроблений метод чітко формалізує розподіл задач між контролерами різних ієрархічних рівнів та пропонує ефективні з обчислювальної точки зору процедури розрахунку маршрутних змінних, які повинні стати змістом відповідних маршрутних таблиць.

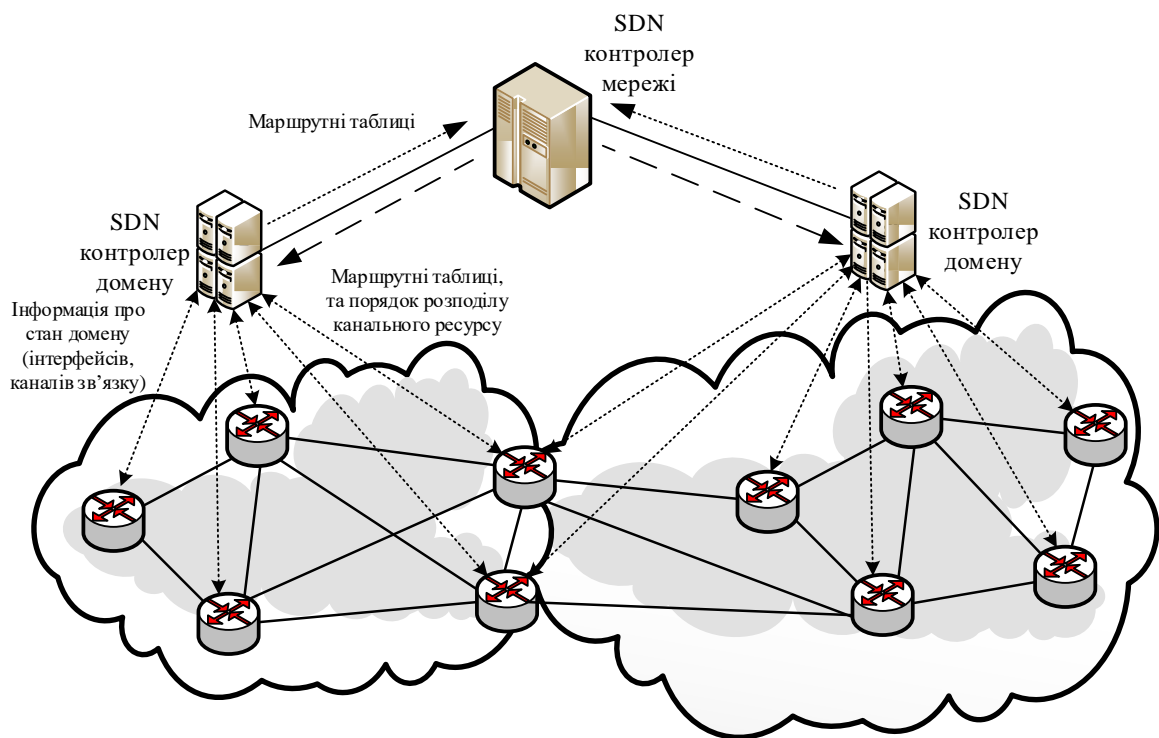


Рис. 5.8. Варіант багаторівневої SDN-архітектури

5.4. Висновки до п'ятого розділу

1. Для перевірки ефективності розроблених моделей та методів був проведений лабораторний експеримент, який базувався на використанні маршрутизаторів компанії Cisco Systems в рамках лабораторії кафедри інфокомунікаційної інженерії ХНУРЕ. Експериментальне дослідження проводилось шляхом підналаштування метрик протоколу ієрархічної маршрутизації OSPF для забезпечення отримання порядку маршрутизації, отриманого за

допомогою розроблених моделей та методів. Даний підхід було обрано виходячи з того, що операційні системи маршрутизаторів Cisco є закритим програмним забезпеченням. За допомогою пакета навантажувального тестування D-ITG здійснювалось генерування трафіка з заданими параметрами та оцінювались показники міжкінцевої якості обслуговування.

2. В ході дослідження проаналізовано множину мережних топологій, які відрізнялись кількістю маршрутизаторів то доменів. Використання запропонованих у роботі рішень дозволило покращити основні показники якості обслуговування. Так наприклад, вдалось знизити середню міжкінцеву затримку пакетів від 8-12% (для мереж невеликого розміру) до 14-22% (для мереж більшого розміру у порівнянні з використанням протоколу ієрархічної маршрутизації OSPF, дякуючи забезпеченню більш ефективного балансування навантаження.

3. Розроблено рекомендації щодо особливостей використання запропонованих у роботі моделей та методів ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах з різною архітектурою: централізованою, гібридною та ієрархічною (багаторівневою). Використання запропонованих рекомендацій дозволить підвищити масштабованість маршрутних рішень в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах із забезпеченням рівня якості обслуговування, близьким до централізованої маршрутизації.

ВИСНОВКИ ПО РОБОТІ

В дисертаційній роботі розв'язано актуальну науково-прикладну задачу, що пов'язана з оптимізацією процесів ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах шляхом розробки та вдосконалення відповідних математичних моделей та методів з метою підвищення масштабованості маршрутних рішень та якості обслуговування в ТКМ. За підсумками проведених досліджень та результатами розв'язання поставленої задачі можна зробити ряд важливих висновків.

1. У ході проведеного в роботі аналізу встановлено, що дієвим засобом підвищення якості обслуговування та масштабованості ТКМ є використання ієрархічної маршрутизації, яка на сьогоднішній день представлена множиною протокольних рішень. Проте існуючі протоколи ієрархічної маршрутизації засновані лише на структурній ієрархії мережі та на досить простих комбінаторних алгоритмах пошуку найкоротшого шляху на графі, за допомогою якого описується структура ТКМ. Це значно знижує ефективність функціонування ТКМ і передбачає перегляд і вдосконалення існуючих моделей і методів ієрархічної маршрутизації, на яких засновані відомі протокольні рішення.

2. Вдосконалено потокову модель та метод ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації «від джерела» в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE. Новизна рішень полягає, по перше, в декомпозиційному поданні потокової моделі маршрутизації з балансуванням навантаження за принципами Traffic Engineering, по-друге, в модифікації маршрутних метрик та умов балансування навантаження пропорційно віддаленості каналів зв'язку за кількістю переприйомів від маршрутизаторів відправника та отримувача, що дозволило, підвищити масштабованість маршрутних рішень: знизити об'єм службового навантаження, що циркулює у мережі, а також час розв'язання маршрутних задач в цілому. Це досягалось, по-перше,

за рахунок зменшення розміру маршрутних задач пропорційно кількості приграничних маршрутизаторів та числа потоків пакетів; по-друге, на підставі підвищення збіжності методів до оптимальних рішень в середньому від 1,5-2 до 3,5-5, а в ряді випадків і до 8 разів в залежності від розміру та зв'язності мережі, а також її завантаженості.

3. Вперше запропоновано математичну модель і метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі, що складається з множини послідовно з'єднаних доменів. Новизна моделі полягає в тому, що на основі її декомпозиційного представлення, відносно кожного окремого домену, по-перше, набули нової форми умови збереження потоку для доменів різних типів: відправників, отримувачів пакетів та транзитних доменів; по-друге, вдалось коректно сформулювати умови міждоменної взаємодії, виконання яких гарантувало зв'язність міждоменних шляхів. Новизна методу міждоменної маршрутизації полягає у використанні принципу цільової координації, що дозволило реалізувати ієрархічно-координаційну міждоменну маршрутизацію, наблизивши якість розподіленої маршрутизації за доменами до результатів централізованої маршрутизації, але суттєво знизивши при цьому розмірність маршрутної задачі, що в підсумку сприяє підвищенню масштабованості рішень щодо міждоменної маршрутизації.

4. Вперше запропоновано трирівневий метод ієрархічно-координаційної маршрутизації в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS. Новизна методу полягає у введенні трирівневої ієрархії розрахунку маршрутних змінних з послідовною координацією отриманих рішень: нульовий та перший рівні відповідали за організацію та координацію внутрішньодоменної маршрутизації, а задача другого рівня – реалізація та координація міждоменної взаємодії. Це дозволило підвищити масштабованість рішень задачі міждоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS.

5. Отримав подальший розвиток дворівневий метод маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій мережі

SDN/MPLS-DiffServ-TE. Новизна методу полягає, по-перше, у застосуванні принципу прогнозування взаємодій при забезпеченні збалансованого використання каналного ресурсу, що виділяється потокам різних класів в ході їх маршрутизації. Введення дворівневої ієрархії рішень дозволило звести вихідну досить розмірну розрахункову задачу нелінійної оптимізації до ітераційного розв'язання менш розмірних задач лінійного програмування без втрати адекватності кінцевих рішень, що, в свою чергу, дозволило знизити обчислювальну складність практичної реалізації запропонованого методу на SDN-контролерах в реальному масштабі часу.

6. Проведено лабораторний експеримент щодо дослідження на реальному мережному обладнанні розроблених моделей та методів маршрутизації. Результати експериментального дослідження підтвердили адекватність та ефективність запропонованих рішень. Розроблено науково-методичні рекомендації щодо практичного застосування запропонованих рішень щодо ієрархічно-координаційної маршрутизації в сучасних та перспективних телекомунікаційних технологіях, що охоплюють основні варіанти побудови програмно-конфігурованих ТКМ.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Stallings W. Foundations of Modern Networking: SDN, NFV, QoE, IoT, and Cloud. 1st Edition. Pearson Education Inc., 2016. 510 p.
2. Monge A.S., Szarkowicz K.G. MPLS in the SDN Era: Interoperable Scenarios to Make Networks Scale to New Services. 1st ed. O'Reilly Media, 2016. 920 p.
3. QoS-aware Adaptive Routing in Multi-Layer Hierarchical Software Defined Networks: A Reinforcement Learning Approach / S.C. Lin, I.F. Akyildiz, P. Wang, M. Luo // 2016 IEEE International Conf. on Services Computing (San Francisco, CA, USA, 27 June-2 July 2016). San Francisco, 2016. P. 25-33.
4. Duan Q., Toy M. Virtualized Software-Defined Networks and Services. Boston-London: Artech house, 2016. 319 p.
5. RFC 7426 – Software-Defined Networking (SDN): Layers and Architecture Terminology / E. Haleplidis, K. Pentikousis, S. Denazis [and other] // IETF. proposed standard, January 2015. 35 p.
6. Blial O., Mamoun M. Ben, Benaini R. An Overview on SDN Architectures with Multiple Controllers // Journal of Computer Networks and Communications. 2016. Vol. 2016, Article ID 9396525. P. 1-8.
7. Röpke C., Holz T. SDN Rootkits: Subverting Network Operating Systems of Software-Defined Networks // RAID 2015 Proceedings of the 18th International Symposium on Research in Attacks, Intrusions, and Defenses (Kyoto, Japan, 02-04 Nov. 2015). Kyoto, 2015. P. 339-356.
8. Uyles D. Black. IP routing protocols: RIP, OSPF, BGP, PNNI and Cisco routing protocols. Prentice Hall PTR, 2000. 287 p.
9. Олифер В.Г., Олифер Н.А. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы: учебник для вузов. 3-е изд. СПб.: Питер, 2006. 958 с.
10. Дансмор Б., Скандьер Т. Справочник по телекоммуникационным технологиям / Пер. с англ. М.: Издательский дом «Вильямс», 2004. 640 с.
11. Medhi D., Ramasamy K. Network Routing, Second Edition: Algorithms, Protocols, and Architectures (The Morgan Kaufmann Series in Networking) 2nd Edition. Cambridge, MA, USA: Elsevier Inc., 2018. 1018p.
12. Rak J. Resilient Routing in Communication Networks (Computer Communications and Networks), 1st edition. Springer, 2015. 181 p.

13. Гольдштейн А.Б., Гольдштейн Б.С. Технология и протоколы MPLS. СПб.: БХВ, 2005. 304 с.
14. Misra S., Goswami S. Network Routing: Fundamentals, Applications, and Emerging Technologies 1st Edition. Wiley, 2017. 536 p.
15. White R., Tantsura J.E. Navigating Network Complexity: Next-generation routing with SDN, service virtualization, and service chaining. AddisonWesley Professional, 2015. 320 p.
16. Seok Yo., Lee Yo., Choi Ya., Kim C. A constrained multipath traffic engineering scheme for MPLS networks // Proc. of IEEE ICC 2002. (New York, 2002). New York, 2002. P. 2431-2436.
17. Wang Y., Wang Z. Explicit routing algorithms for Internet Traffic Engineering // Computer Communications and Networks: Proceedings Eight International Conference. (Boston, USA, 11-13 Oct. 1999). Boston, 1999 P. 582-588.
18. Лемешко А.В. Алгоритм иерархическо-координационного управления информационным обменом в сети передачи данных // Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. 1998. Вып. №1. С. 323-328.
19. Евсеева О.Ю. Решение задачи иерархическо-координационной маршрутизации в телекоммуникационных сетях методом предсказания взаимодействия // Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. 2003. Вып.21. С. 102-111.
20. Месарович М., Мако Д., Такахара И. Теория иерархических многоуровневых систем. М.: Мир, 1973. 344 с.
21. Сингх М., Титли А. Системы: декомпозиция, оптимизация и управление. М.: Машиностроение, 1986. 494 с.
22. Методичні вказівки до практичних занять з дисципліни «Управління та маршрутизація в ТКС» для студентів денної форми навчання спеціальності 6.050903 – Телекомунікації / Упоряд: О.В. Лемешко, О.С. Невзорова, О.С. Єременко, О.Ю. Євсеева. Харків: ХНУРЕ, 2016. 64 с.

23. Лемешко А.В., Невзорова Е.С., Арус К.М. Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации в телекоммуникационной сети // Проблемы телекоммуникацій. 2015. № 1 (16). С. 54-71. URL: http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_lemeshko_coordination.pdf.
24. Nevzorova Ye.S., Arous K.M., Salakh M.T.R. Method for hierarchical coordinated multicast routing in a telecommunication network // Telecommunication and Radio Engineering. 2016. Vol. 75. P. 1137- 1151.
25. Лемешко А.В., Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Разработка и анализ метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации в телекоммуникационной сети // Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку. 2016. №4 (44). С. 49- 67.
26. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O. Hierarchical Method of Inter-Area Fast Rerouting // Transport and Telecommunication Journal. 2017 18(2). P. 155-167.
27. Лемешко А.В., Невзорова Е.С. Разработка трехуровневого метода иерархической маршрутизации на основе принципа целевой координации // Радиоэлектроника и информатика. 2017. №2 (77). С. 15-19.
28. Невзорова О.С. Розробка та дослідження методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі MPLS-TE // Проблемы телекоммуникацій. 2017. № 2 (21). С. 3-15. URL: http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_nevzorova_hierarchical.pdf
29. Невзорова Е.С., Ахмед К. Хасан, Бильчук В.А. Анализ метода двухуровневой маршрутизации на основе принципа целевой координации // ИНФОКОМ-2014: межд. молодежная научно-практическая конф. СКФ МТУСИ Часть I. (Ростов-на-Дону, 2014). Ростов-на-Дону, 2014. С. 289-293.
30. Nevzorova O., Hasan A.K., Korshets O.A. Convergence Analysis of the Hierarchical Routing Method // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications, and Computer Science: proc. of XIIth International Conf. (Lviv-Slavske, 25 February-1 March 2014). Lviv-Slavske, 2014. P. 587-589.

31. Невзорова Е.С. Анализ сходимости метода иерархической маршрутизации // Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке: материалы 18-го Международного мол. форума (Харьков, 14-16 апреля 2014). Харьков: ХНУРЭ, 2014. С. 71-72.
32. Lemeshko O., Nevzorova O., Nailan A. The increasing convergence of coordination procedure in the implementation of multipath hierarchical routing // Problems of Infocommunications Science and Technology PICS&T'2014: proceedings of First International Scientific-Practical Conference (Kharkiv, Ukraine, 14-17 Oct. 2014). Kharkiv, 2014. P. 45-48.
33. Лемешко А.В., Невзорова Е.С. Повышение эффективности реализации иерархическо-координационной маршрутизации в телекоммуникационной сети // ИНФОКОМ-2015: межд. молод. научно-практическая конф. СКФ МТУСИ Часть I (Ростов-на-Дону, 2015). Ростов-на-Дону, 2015. С. 215-219.
34. Невзорова Е.С., Тарики Надия Анализ сходимости иерархической маршрутизации с использованием технологии Traffic Engineering // Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке: материалы 19-го Международного молодежного форума. Сб. материалов форума. Т4. (г.Харьков: ХНУРЭ, 20-22 апреля 2015). Харьков, 2015. С. 75-76.
35. Nevzorova O., Abdulwahd M.N. Hierarchical routing with load balancing in wireless mesh networks // Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи, ЭМС-2015: сборник научных трудов первой международной научно-технической конф. (Харьков, 27 мая 2015). Харьков, 2015. С. 24-27.
36. Невзорова Е.С. Исследование сходимости иерархическо-координационного метода маршрутизации // Проблеми експлуатації та захисту інформаційно комунікаційних систем: тези науково-практичної конференції (м. Київ, 2-4 червня 2015). Київ, 2015. С. 157-158.
37. Nevzorova O., Arous K., Nailan A. Flow-based model of hierarchical multicast routing // Problems of Infocommunications Science and Technology, PICS&T'2015: proceedings of Second International Scientific-Practical Conference (Kharkiv, 13-15 Oct. 2015). Kharkiv, 2015. P. 50-53.

38. Невзорова Е.С., Арус К.М. Анализ модели двухуровневой многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети // Современные информационно-телекоммуникационные технологии: материалы научно-технической конф. (м. Київ, 17-20 ноября 2015). Киев, 2015. С. 98-100.
39. Nevzorova O., Arous K. M., Ali A.S. Research of the flow-based model of hierarchical multicast routing // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications, and Computer Science: proceedings of XIIIth International Conference (Lviv-Slavske, 23-26 Feb. 2016). Lviv-Slavske, 2016. P. 889-892.
40. Lemeshko O., Nevzorova O., Vavenko T. Hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network // Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo): proceedings of International Conference (Kyiv, 11-16 Sept. 2016). Kyiv, Ukraine, 2016. P.1-4.
41. Lemeshko O., Nevzorova O., Hailan A. M. Research of hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network // Problems of infocommunications Science and Technology (PIC S&T'2016): IIIth Intern. Scientific-Practical Conf. (Kharkiv, 4-6 Oct.2016). Kharkiv, 2016. P. 135-138.
42. Lemeshko O., Nevzorova O., Vavenko T. Two-level method of hierarchical inter-area routing in network // Physical and technological problems of transmission, processing and storage of information in infocommunication systems: proceedings of Vth International Scientific Practical Conference (Chernivtsi, 3-5 november 2016). Chernivtsi, 2016. P. 154-155.
43. Yeremenko O., Nevzorova O., Ali Salem Ali Two-level method of fault-tolerant inter-area routing // The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (CADSM): 14th International Conference (Polyana-Svalyava (Zakarpattya), 21-25 February 2017). Polyana-Svalyava, 2017. P. 105-108.
44. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Метод иерархической междоменной маршрутизации на основе принципа целевой координации // Информатика, математика, автоматика: матеріали науково-технічної конференції (Суми, 17-21 квітня 2017). Суми, 2017. С. 106.

45. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Исследование метода иерархической междоменной маршрутизации // *Радіоелектроніка та молодь у ХХІ столітті: матеріали 21-го міжнародного молодіжного форуму (Харків, 25-27 квітня 2017)*. Харків, 2017. С. 57-58.
46. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Трехуровневый метод иерархической маршрутизации // *Перспективи розвитку інформаційно-телекомунікаційних технологій та систем ПРІТС 2017: тези допов. ІХ Міжнародна науково-технічна конференція студентів та аспірантів (Київ НТУУ «КПІ ім. Ігоря Сікорського», 2017)*. Київ, 2017. С. 475
47. Yeremenko O.S., Lemeshko O.V., Nevzorova O.S., Hailan A.M. Method of hierarchical QoS routing based on network resource reservation // *electrical and computer engineering (UKRCON): First Ukraine Conference (Kyiv, 29 May-2 June 2017)*. Kyiv, 2017. P. 971-976.
48. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O., Vavenko T. Three-level Method of Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network // *Conference on Information and Telecommunication Technologies and Radio Electronics (UkrMiCo'2017): IEEE The Second International Conference, (Kyiv, 11-15 Sept. 2017)* Kyiv, 2017. P. 1-4
49. Lemeshko O., Ilyashenko A., Nevzorova O., Mal-allah A.M. Method of Segment Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network // *Advanced Information And Communication Technologies-2017 (AICT-2017): IEEE 2nd International Conference (Lviv, 4-7 July 2017)*. Lviv, 2017. P. 262-265.
50. Nevzorova O., Vavenko T., Arif F. A. R. Hierarchical method of load-balancing routing in MPLS network // *Problems of Infocommunications. Science and Technology (PIC S&T): 4th International Scientific-Practical Conference (Kharkov, Ukraine, 10-13 Oct. 2017)*. Kharkov, 2017. P. 434-438.
51. Лемешко О.В., Єременко О.С., Невзорова О.С., Ільяшенко А.Є. Модель сегментної ієрархічної маршрутизації // *Практичне застосування нелінійних динамічних систем в інфокомунікаціях: Матеріали VI міжнародної науково-практичної конференції (I Міжнародний симпозіум). (Чернівці: «Місто», 9-11 листопада 2017)*. Чернівці, 2017. С. 94-95.

52. Lemeshko, O., Nevzorova O., Hailan A.M. Hierarchical Method of Routing and Resource Allocation in DiffServ-TE Network // Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET'2018): 14th International Conference (Lviv-Slavske, Ukraine, 20-24 Feb. 2018). Lviv, 2018. P. 1-5.
53. Спосіб підвищення збіжності координаційної процедури в ході оптимізації процесу ієрархічної маршрутизації в телекомунікаційній мережі: патент Україна: МПК (2015.01) G 06 G 3/00. № u201412829; заявка 01.12.2014; опуб. 25.05.2015, бюл. №10. 7 с.
54. Многоканальная электросвязь и телекоммуникационные технологии: учеб. пособие / В.В. Поповский, Ю.И. Лосев, С.А. Сабурова и др.; под главной ред. В.В. Поповского. Харьков: СМІТ, 2006. 596 с.
55. Поповский В.В., Олейник В.Ф. Математические основы управления и адаптации в телекоммуникационных системах: учебник. Харьков: СМІТ, 2011. 362 с.
56. Телекомунікаційні системи та мережі. Структура та основні функції / В.В. Поповський. Т. 1. Х.: СМІТ, 2011. URL: <http://www.znanius.com/3534.html>.
57. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP / Пер. С англ. М.: Издательский дом «Вильямс», 2003. 368 с.
58. Marsic I. Computer Networks: Performance and Quality of Service. Rutgers University, 2013. 500 p.
59. Barreiros M., Lundqvist P. QoS-Enabled Networks: Tools and Foundations. Wiley Series on Communications Networking & Distributed Systems, 2nd Edition: Wiley, 2016. 254 p.
60. RFC 3272 – Overview and Principles of Internet Traffic Engineering / D. Awduche, A. Chiu, A. Elwalid, I. Widjaja [and other] // IETF proposed standard, May 2002. 70 p.
61. Biradar P., Purushottama T. L. Design of Traffic Engineered multi-protocol label switching-transport profile (MPLS-TP) for the enhancement of Quality of Service// International Journal of Research Granthaalayah. Vol.5. 2017. P. 58-67.
62. Simha A., Osborne E. Traffic Engineering with MPLS. Cisco Press, 2002. 608 p.

63. Seok Y., Lee Y., Choi Y., Kim C. Dynamic Constrained Traffic Engineering for Multicast Routing // Information Networking: Wired Communications and Management. 2002. Vol. 2343. P. 278-288.
64. RFC 1633 – Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview / R. Braden, D. Clark, S. Shenker // IETF proposed standard, June 1994,
65. Minei I. MPLS DiffServ-aware Traffic Engineering. Sunnyvale, CA, USA: Juniper Networks, Inc, 2004. 24 p.
66. Обзор и сравнительный анализ основных моделей и алгоритмов многопутевой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях / ВВ. Поповский, А.В. Лемешко, Л.И. Мельникова, Д.В. Андрушко // Прикладная радиоэлектроника. 2005. Том.4. Вып. № 4. С. 372-382.
67. Новиков С.Н. Классификация методов маршрутизации в мультисервисных сетях связи // Вестник СибГУТИ. 2013. №1. С. 57-67.
68. RFC 4105 – Requirements for Inter-Area MPLS Traffic Engineering / J.-L. Le Roux, J.-P. Vasseur, J. Boyle // IETF proposed standard, June 2005. 22 p.
69. Papadimitriou D. Advances in Dynamic Routing Models and Algorithms for Large-Scale Graphs // High Performance Switching and Routing (HPSR): IEEE 16th Intern. Conf. (Budapest, Hungary, 1-4 July 2015). Budapest, 2015. P. 1-6
70. Kotronis V., Gämperli A., Dimitropoulos X. Routing centralization across domains via SDN: A model and emulation framework for BGP evolution // The International Journal of Computer and Telecommunications Networking. 2015. Vol. 92. P. 227-239.
71. A survey on methods to provide interdomain multipath transmissions / R. Wójcik, J. Domżał, Z. Duliński // Computer Networks. 2016. Vol. 108. P. 233-259.
72. Wright B. Inter-area routing, path selection and traffic engineering. Enfield: data Connection Limited. 2003. 42 p.
73. Eun J.S., Jung H. The implementation of domain routing protocol in hierarchical domain network model // 2015 17th Asia-Pacific Network Operations and Management Symposium (APNOMS) (Busan, South Korea, 19-21 Aug. 2015). Busan, 2015. P. 396-399.
74. RFC 4271 – A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4) / Y. Rekhter, T. Li, S. Hares // IETF. PROPOSED STANDARD, January 2006. 104 p.

75. RFC 1247 – OSPF Version 2. / J. Moy // IETF proposed standard, July 1991. 189 p.
76. RFC 3630 – Traffic Engineering (TE) Extensions to OSPF Version 2 / D. Katz, K. Kompella, D. Yeung // IETF proposed standard, September 2003. 14 p.
77. Wendell O. CISCO Официальное руководство по подготовке к сертификационным экзаменам CCENT/CCNA ICND1 / Пер. с англ. М.: Издательский дом «Вильямс», 2010. 670 с.
78. RFC 1142 – OSI IS-IS Intra-domain Routing Protocol / D. Oran // IETF proposed standard, February 1990. 157 p.
79. Af-pnni-0055.000. Private Network-Network Interface. Specification Version 1.0 (PNNI 1.0). March 1996. 366 p.
80. Мультисервисные АТМ сети / Денисова Т.Б., Лихтциндер Б.Я., Назаров А.Н., Симонов М.В., Фомичев С.М. – М.: Эко Трендз, 2005. – 320 с.
81. Лемешко А.В., Семеняка М.В. Модель и метод предотвращения перегрузки с активным управлением очередью на узлах телекоммуникационной сети // Проблемы телекомунікацій. 2014. № 2 (14). С. 91-104. URL: http://pt.journal.kh.ua/2014/2/1/142_lemeshko_aqm.pdf.
82. Lemeshko O.V., Ahmad M. Hailan, Starkova O.V. Multi-level traffic management in the MPLS-TE DiffServ network // The experience of designing and application of CAD systems in microelectronics: 11-th International Conference (Polyana-Svalyava-(Zakarpattya), 23-25 February 2011). Polyana-Svalyava, 2011. P. 118-120.
83. QoS in the MPLS-DiffServ network / A. Saika; R. El Kouch; B. Raouyane; M. Bellafkih; M. M. Himmi // Sciences of Electronics, Technologies of Information and Telecommunications (SETIT): 6th International Conference (Sousse, Tunisia, 21-24 March 2012). Sousse, 2012. P. 507-510.
84. Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан, Семеняка М.В. Модель и метод иерархической маршрутизации на основе резервирования ресурсов в сети IP/IntServ // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. 2010. Вып. 163. С. 79-84.
85. Lemeshko A., Hailan Ahmad M., Yevsyeyeva O. Mathematical Model and Method of Routing with Resources Reservation in IP/IntServ Network // Proceed-

ings of International Conference on Modern Problem of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET'2012) (Lviv-Slavske, Ukraine, 21-24 Feb. 2012). Lviv-Slavske, 2012. P. 325-326.

86. An efficient dynamic multicast routing algorithm with advance resource reservation awareness / P. Pavarangkoon; A. Gunabhibal; C. Pomavalai; R. Varakulsiripunth // Advanced Communication Technology: 6th International Conference on (Phoenix Park, Korea, 9-11 Feb. 2004). Phoenix Park, 2004. P. 651-655

87. End-to-End Resource Reservations in Distributed Embedded Systems / M. Ashjaei, S. Mubeen, M. Behnam, L. Almeida, T. Nolte // 22nd International Conference on Embedded and Real-Time Computing Systems and Applications (RTCSA) (Daegu, South Korea 17-19 Aug. 2016). Daegu, 2016. P. 1-11.

88. Abe J.F., Mantar H.A. Multipath Routing and Brokering in Inter-Domain or Inter-AS with SDN: A Model // 2017 Advances in Wireless and Optical Communications (RTUWO'17): proceedings of Conference (Riga, Latvia, November 2017). Riga, 2017. P. 192-197

89. Lemeshko O., Ahmad M. Hailan, Ali S. Ali. A flow-based model of two-level routing in multiservice network // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science. Proceedings of the international Conference TCSET'2010. (Lviv-Slavsko, 2010). Lviv, 2010. P. 225.

90. Fakhrali S., Zarandi H.R. FXY: a hierarchical routing algorithm to balance performance and fault tolerance in networks-on-chip // Journal of Circuits, Systems and Computers, Volume 23, Issue 10, December 2014, P. 1450146-1-23.

91. Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан Многоуровневое управление трафиком в сети MPLS-TE DiffServ на основе координационного принципа прогнозирования взаимодействий // Проблеми телекомунікацій. 2010. № 1 (1). С. 35 – 44. URL: http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_lemeshko_traffic.pdf.

92. Phemius K.; Bouet M.; Leguay J. DISCO: Distributed multi-domain SDN controllers // Network Operations and Management Symposium (NOMS) 2014 IEEE (Krakow, Poland, 5-9 May 2014). Krakow, 2014. P. 1-4.

93. Gholamian, M.R., Heydari, M. An inventory model with METRIC approach in location-routing-inventory problem // Advances in Production Engineering & Management. Vol. 12. Number 2. June 2017. P. 115–126.

94. Lemeshko O.V., Yeremenko O.S. Dynamics Analysis of Multipath QoS-Routing Tensor Model with Support of Different Flows Classes // Smart Systems and Technologies (SST): 2016 International Conference (Josip Juraj Strossmayer University of Osijek, Croatia. 12-14 Oct. 2016). Croatia, 2016. P. 225-230.
95. Skupa J.; Safarik J. Survey of traffic prediction methods for dynamic routing in overlay networks // Informatics, 14th International Scientific Conference on (Poprad, Slovakia, 14-16 Nov. 2017). Poprad, 2017. P. 339-343.
96. Лемешко А.В., Симоненко Д.В. Динамическая модель балансировки буферных и канальных ресурсов транспортной сети телекоммуникационной системы // Проблемы телекоммуникаций, 2010. № 2 (2). С. 42 – 49. U: http://pt.journal.kh.ua/2010/2/2/102_lemeshko_dynamic.pdf.
97. Research Challenges for Traffic Engineering in Software Defined Networks / I. F. Akyildiz, A. Lee, P. Wang and other // IEEE Network. Vol. 30. Issue 3. P. 52 - 58.
98. Stochastic time-dependent vehicle routing problem: Mathematical models and ant colony algorithm / Zh. Duan, Sh. Sun, Sh. Sun, W. Li // Advances in Mechanical Engineering. 2015. Vol. 7(11). P. 1-16.
99. Domain clustering for inter-domain path computation speed-up / L. Maggi, J. Leguay, J. Cohen, P. Medagliani // An international Journal Networks. 2017. Vol. 71, Issue 3. P.1-19
100. Ghosh S., Rajkumar R., Hansen J., Lehoczky J. Scalable QoS-based resource allocation in hierarchical networked environment. Real Time and Embedded Technology and Applications: 11th IEEE Symposium (Porto, Portugal, 7-10 March 2005). Porto, 2005. P. 256-267.
101. Capelle M., Abdellatif S., Huguet M. Online virtual links resource allocation in Software-Defined Networks. 2015 IFIP Networking Conference (Toulouse, France, May 2015). Toulouse, 2015. P. 1-9.
102. Alhihi M. Method of Distribution Network Resources after Restoration, the Networks MPLS-TE Use of Various Telecommunications Technologies to Construct Backbone Networks // Int. J. Communications, Network and System Sciences. Vol. 10. 2017. P.251-260.

103. IP Fast Rerouting for Multi-Link Failures / T. Elhourani; A. Gopalan; [and other] // IEEE/ACM Transactions on Networking. 2016. P. 3014 - 3025
104. Kwon D., Park J.H., Kim D.K. Hierarchical multicast transmission for single cell point-to-multipoint (SC-PTM) in cellular networks // Information and Communication Technology Convergence (ICTC), 2017 International Conference on (Jeju, South Korea, 18-20 Oct. 2017). Jeju, 2017. P. 737-741.
105. Мерсни А. Двухуровневый метод многопутевой маршрутизации многоадресных потоков в телекоммуникационной сети // Наукові записки УНДІЗ, 2017, №2(46). С. 98-106. 22.
106. Lemeshko O., Yeremenko O., Nailan A.M. Two-level Method of Fast Re-Routing in Software-Defined Networks // in Proc. Fourth International Scientific-Practical Conference Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T), (Kharkiv, 10-13 October 2017). Kharkiv, 2017. P. 376-379.
107. Евсеева О.Ю. Методика экспериментального исследования методов управления трафиком в сети // Проблеми телекомунікацій. 2011. № 3 (5). 2011. С. 89 - 104. URL: http://pt.journal.kh.ua/2011/3/1/113_yevseyeva_experiment.pdf.
108. Симоненко Д.В., Андрушко Ю.В., Беленков А.Г. Методика проверки адекватности моделей многопутевой и иерархической маршрутизации с использованием сетевого оборудования компании Cisco Systems // Радиотехника: Всеукр. міжвед. науч.-техн. сб. 2007. Вып. 151. С. 37 – 43.
109. D-ITG Distributed Internet Traffic Generator/ S. Avallone, S. Guadagno, D. Emma, A. Pescapè, G. Ventre // Proceedings of the First International Conference on the Quantitative Evaluation of Systems (QUEST'04) 2004. Vol. 4. P 58-59.

ЗАТВЕРДЖУЮ

Проректор з науково-методичної роботи
Харківського національного
університету радіоелектроніки

д.т.н., професор  І.В. Рубан
" 19 " 03 2018 р.

АКТ

про впровадження результатів дисертаційної роботи Невзорової Олени Сергіївни за темою «Моделі та методи ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах», представлена на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук за спеціальністю 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Комісія у складі:

голови – д.т.н., проф., проф. каф. ІКІ Євсєєвої О.Ю., наукового керівника НДР № 299-1;

членів – к.т.н., доц. каф. ІКІ Ткачової О.Б., відповідального виконавця НДР № 299-1;

– к.т.н., доц., доц. каф. ІКІ Єременко О.С., виконавця НДР № 299-1;

склала даний акт у тому, що результати дисертаційної роботи Невзорової О.С., а саме:

1. Вдосконалений метод ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації від джерела в телекомунікаційній мережі SDN/MPLS.
2. Математичну модель і метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі, що складається з множини послідовно з'єднаних доменів;

впроваджено у НДР № 299-1 (№ ДР 0115U002432) «Підвищення масштабованості технологічних рішень щодо забезпечення якості обслуговування в конвергентних телекомунікаційних системах», що виконана за держзамовленням.

Голова комісії

Члени комісії

 О.Ю. Євсєєва

О.Б. Ткачова

О.С. Єременко

ЗАТВЕРДЖУЮ

Директор ТОВ «Телекомунікаційні системи»



О.В. Поповська

2018 р.

АКТ

про використання результатів дисертаційної роботи Невзорової Олени Сергіївни за темою «Моделі та методи ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах», 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., Шостка І.С.;
членів – к.т.н., доц. Москалець М.В.;
– к.т.н., доц. Штангей С.В.;

склала даний акт у тому, що результати дисертаційної роботи Невзорової О.С., а саме:

- тривірневий метод ієрархічно-координаційної маршрутизації в телекомунікаційній мережі;
- результати порівняльного аналізу методів ієрархічної маршрутизації в телекомунікаційних мережах,

впроваджено у діяльності підприємства ТОВ «Телекомунікаційні системи» при розробці рекомендацій щодо підвищення масштабності маршрутних рішень в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах.

Голова комісії:

Члени комісії:

Шостка І.С.

Москалець М.В.

Штангей С.В.

ЗАТВЕРДЖУЮ

Директор ТОВ «Евро-Ютрейд»

Ткачова О.Б.

" 12 " _____ 2018 р.

**АКТ**

про використання результатів дисертаційної роботи Невзорової Олени Сергіївни за темою «Моделі та методи ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах», яка представляється на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук за спеціальністю 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Комісія у складі: та провідного спеціаліста Волощенко О.Б.,
 голови – начальника відділу R&D Ткачова Д.Н.;
 членів – начальника відділу QA Чернецького П.В.;
 – провідного спеціаліста Волощенко О.Б.;

склала даний акт у тому, що результати дисертаційної роботи Невзорової О.С., а саме:

- дворівневий метод маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі;
- програмні моделі ієрархічної маршрутизації в програмно-конфігурованих телекомунікаційних мережах;

було використано при розробці програмного забезпечення мережного обладнання сучасних мультисервісних телекомунікаційних систем.

Голова комісії

Д.Н. Ткачов

Члени комісії

П.В. Чернецький

О.Б. Волощенко

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

1. Лемешко А.В., Невзорова Е.С., Арус К.М. Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации в телекоммуникационной сети // Проблемы телекоммуникаций. 2015. № 1 (16). С. 54-71. URL: http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_lemeshko_coordination.pdf.

2. Nevzorova Ye.S., Arous K.M., Salakh M.T.R. Method for hierarchical coordinated multicast routing in a telecommunication network // Telecommunication and Radio Engineering. 2016. Vol. 75. P. 1137- 1151.

3. Лемешко А.В., Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Разработка и анализ метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации в телекоммуникационной сети // Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку. 2016. №4 (44). С. 49- 67.

4. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O. Hierarchical Method of Inter-Area Fast Rerouting // Transport and Telecommunication Journal. 2017 18(2). P. 155-167.

5. Лемешко А.В., Невзорова Е.С. Разработка трехуровневого метода иерархической маршрутизации на основе принципа целевой координации // Радиоэлектроника и информатика. 2017. №2 (77). С. 15-19.

6. Невзорова О.С. Розробка та дослідження методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі MPLS-TE // Проблемы телекоммуникаций. 2017. № 2 (21). С. 3-15. URL: http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_nevzorova_hierarchical.pdf

7. Невзорова Е.С., Ахмед К. Хасан, Бильчук В.А. Анализ метода двухуровневой маршрутизации на основе принципа целевой координации // ИНФОКОМ-2014: межд. молодежная научно-практическая конф. СКФ МТУСИ Часть I. (Ростов-на-Дону, 2014). Ростов-на-Дону, 2014. С. 289-293. (заочна участь)

8. Nevzorova O., Hasan A.K., Korshets O.A. Convergence Analysis of the Hierarchical Routing Method // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications, and Computer Science: proc. of XIIth International Conf. (Lviv-Slavske, 25 February-1 March 2014). Lviv-Slavske, 2014. P. 587-589.

9. Невзорова Е.С. Анализ сходимости метода иерархической маршрутизации // Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке: материалы 18-го Международного молодежного форума (Харьков, 14-16 апреля 2014). Харьков: ХНУРЭ, 2014. С. 71-72. (очна участь із доповіддю)

10. Lemeshko O., Nevzorova O., Nailan A. The increasing convergence of coordination procedure in the implementation of multipath hierarchical routing // Problems of Infocommunications Science and Technology PICS&T'2014: proceedings of First International Scientific-Practical Conference (Kharkiv, Ukraine, 14-17 Oct. 2014). Kharkiv, 2014. P. 45-48. (очна участь із доповіддю)

11. Лемешко А.В., Невзорова Е.С. Повышение эффективности реализации иерархическо-координационной маршрутизации в телекоммуникационной сети // ИНФОКОМ-2015: межд. молод. научно-практическая конф. СКФ МТУСИ Часть I (Ростов-на-Дону, 2015). Ростов-на-Дону, 2015. С. 215-219. (заочна участь)

12. Невзорова Е.С., Тарики Надия Анализ сходимости иерархической маршрутизации с использованием технологии Traffic Engineering // Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке: материалы 19-го Международного молодежного форума. Сб. материалов форума. Т4. (г. Харьков: ХНУРЭ, 20-22 апреля 2015). Харьков, 2015. С. 75-76. (очна участь із доповіддю)

13. Nevzorova O., Abdulwahd M.N. Hierarchical routing with load balancing in wireless mesh networks // Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи, ЭМС-2015: сборник научных трудов первой международной научно-технической конф. (Харьков, 27 мая 2015). Харьков, 2015. С. 24-27. (очна участь із доповіддю)

14. Невзорова Е.С. Исследование сходимости иерархическо-координационного метода маршрутизации // Проблеми експлуатації та захисту інформаційно комунікаційних систем: тези науково-практичної конференції (м. Київ, 2-4 червня 2015). Київ, 2015. С. 157-158. (заочна участь)
15. Nevzorova O., Arous K., Hailan A. Flow-based model of hierarchical multicast routing // Problems of Infocommunications Science and Technology, PICS&T'2015: proceedings of Second International Scientific-Practical Conference (Kharkiv, 13-15 Oct. 2015). Kharkiv, 2015. P. 50-53. (очна участь із доповіддю)
16. Невзорова Е.С., Арус К.М. Анализ модели двухуровневой многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети // Современные информационно-телекоммуникационные технологии: материалы научно-технической конф. (м. Київ, 17-20 ноября 2015). Киев, 2015. С. 98-100. (заочна участь)
17. Nevzorova O., Arous K. M., Ali A.S. Research of the flow-based model of hierarchical multicast routing // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications, and Computer Science: proceedings of XIIIth International Conference (Lviv-Slavske, 23-26 Feb. 2016). Lviv-Slavske, 2016. P. 889-892. (очна участь із доповіддю)
18. Lemeshko O., Nevzorova O., Vavenko T. Hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network // Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo): proceedings of International Conference (Kyiv, 11-16 Sept. 2016). Kyiv, Ukraine, 2016. P.1-4. (заочна участь)
19. Lemeshko O., Nevzorova O., Hailan A. M. Research of hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network // Problems of infocommunications Science and Technology (PIC S&T'2016): IIIth Intern. Scientific-Practical Conf. (Kharkiv, 4-6 Oct.2016). Kharkiv, 2016. P. 135-138. (очна участь із доповіддю)
20. Lemeshko O., Nevzorova O., Vavenko T. Two-level method of hierarchical inter-area routing in network // Physical and technological problems of

transmission, processing and storage of information in infocommunication systems: proceedings of Vth International Scientific Practical Conference (Chernivtsi, 3-5 november 2016). Chernivtsi, 2016. P. 154-155. (очна участь із доповіддю).

21. Yeremenko O., Nevzorova O., Ali Salem Ali Two-level method of fault-tolerant inter-area routing // The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (CADSM): 14th International Conference (Polyana-Svalyava (Zakarpattya), 21-25 February 2017). Polyana-Svalyava, 2017. P. 105-108. (заочна участь)

22. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Метод иерархической междоменной маршрутизации на основе принципа целевой координации // Информатика, математика, автоматика: матеріали науково-технічної конференції (Суми, 17-21 квітня 2017). Суми, 2017. С. 106. (заочна участь)

23. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Исследование метода иерархической междоменной маршрутизации // Радиоелектроніка та молодь у ХХІ столітті: матеріали 21-го міжнародного молодіжного форуму (Харків, 25-27 квітня 2017). Харків, 2017. С. 57-58. (очна участь із доповіддю)

24. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Трехуровневый метод иерархической маршрутизации // Перспективи розвитку інформаційно-телекомунікаційних технологій та систем ПРІТС 2017: тези допов. ІХ Міжнародна науково-технічна конференція студентів та аспірантів (Київ НТУУ «КПІ ім. Ігоря Сікорського», 2017). Київ, 2017. С. 475. (заочна участь)

25. Yeremenko O.S., Lemeshko O.V., Nevzorova O.S., Hailan A.M. Method of hierarchical QoS routing based on network resource reservation // electrical and computer engineering (UKRCON): First Ukraine Conference (Kyiv, 29 May-2 June 2017). Kyiv, 2017. P. 971-976. (очна участь)

26. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O., Vavenko T. Three-level Method of Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network // Conference on Information and Telecommunication Technologies and Radio

Electronics (UkrMiCo'2017): IEEE The Second International Conference, (Kyiv, 11-15 Sept. 2017) Kyiv, 2017. P. 1-4. (очна участь із доповіддю)

27. Lemeshko O., Ilyashenko A., Nevzorova O., Mal-allah A.M. Method of Segment Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network // Advanced Information And Communication Technologies-2017 (AICT-2017): IEEE 2nd International Conference (Lviv, 4-7 July 2017). Lviv, 2017. P. 262-265. (заочна участь)

28. Nevzorova O., Vavenko T., Arif F. A. R. Hierarchical method of load-balancing routing in MPLS network // Problems of Infocommunications. Science and Technology (PIC S&T): 4th International Scientific-Practical Conference (Kharkov, Ukraine, 10-13 Oct. 2017). Kharkov, 2017. P. 434-438. (очна участь із доповіддю)

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

30. Lemeshko, O., Nevzorova O., Nailan A.M. Hierarchical Method of Routing and Resource Allocation in DiffServ-TE Network // Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET'2018): 14th International Conference (Lviv-Slavske, Ukraine, 20-24 Feb. 2018). Lviv, 2018. P. 1-5. (очна участь із доповіддю)

31. Спосіб підвищення збіжності координаційної процедури в ході оптимізації процесу ієрархічної маршрутизації в телекомунікаційній мережі: патент Україна: МПК (2015.01) G 06 G 3/00. № u201412829; заявка 01.12.2014; опуб. 25.05.2015, бюл. №10. 7 с.