

КИЇВСЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
імені ТАРАСА ШЕВЧЕНКА
Міністерство освіти і науки України

КИЇВСЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
імені ТАРАСА ШЕВЧЕНКА
Міністерство освіти і науки України

*Кваліфікаційна наукова праця
на правах рукопису*

СКРИПНІЧЕНКО АНДРІЙ АНАТОЛІЙОВИЧ

УДК 336.1:355.6

ДИСЕРТАЦІЯ

**МЕТОДИ АДАПТИВНОГО ФОРМУВАННЯ ТРАФІКУ
КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ ЗА УМОВ ГРАНИЧНОГО
НАВАНТАЖЕННЯ**

Спеціальність 126 – Інформаційні системи та технології
Галузь знань 12 – Інформаційні технології

Подається на здобуття наукового ступеня доктора філософії

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

_____ А.А. Скрипніченко

Науковий керівник – Пампуха Ігор Володимирович, кандидат технічних наук,
доцент

Київ – 2025

АНОТАЦІЯ

Скрипніченко А. А. Методи адаптивного формування трафіку комп'ютерних мереж за умов граничного навантаження – Кваліфікаційна наукова праця на правах рукопису.

Дисертація на здобуття наукового ступеня доктора філософії за спеціальністю 126 - інформаційні системи та технології (галузь знань 12 - інформаційні технології). – Київський національний університет імені Тараса Шевченка МОН України. - Київський національний університет імені Тараса Шевченка МОН України. - Київ, 2025.

Розглядається корпоративна мережа критичного застосування як велика інформаційно-керуюча система жорсткого реального часу. Трафік таких мереж є різномірним за визначенням, а статистика його інтенсивності не є пуасонівською.

Інтенсивний прогрес інформаційних та телекомунікаційних технологій, їх впровадження в усі галузі людської діяльності пов'язані з розробкою та побудовою складних та розвинених інформаційно-обчислювальних систем. Вони стали невід'ємною частиною інформаційно-управляючих систем будь-якого призначення. Це стосується, у першу чергу, корпоративних мереж установ, підприємств та організацій. Такі мережі є складеними гетерогенними мережами з різномірним трафіком типу Triple Play (мова – відео – дані) або Quadruple Play (мова – відео – дані плюс мобільні абоненти). Водночас з розширенням меж застосування технологій взаємодії відкритих систем і міжнародних стандартів функціонування інформаційно-обчислювальних структур зростають і вимоги до їх швидкодії та надійності.

Перспективи розвитку методів маршрутизації у складених гетерогенних мережах з різномірним трафіком лежать у рамках таких напрямів досліджень:

- обрання структури й топології мережі за критеріями продуктивності, надійності та безпеки, розширюваності та масштабованості, прозорості, гнучкості та підтримки різних видів трафіку, керованості та сумісності;

- розробка та впровадження гетерогенних мереж із різними фізичними середовищами передавання даних (мідний кабель – оптоволокно – вільний простір);
- обрання оптимального числа маршрутів доставки даних за комплексним критерієм "ефективність – вартість";
- аналіз та вибір протоколів маршрутизації на стеку протоколів TCP/IP для "чистих" IP-мереж та комбінованих мереж типу "IP-мережа – телефонна мережа загального призначення" або "IP-мережа – спеціалізована мережа передавання даних", "IP-мережа – мережа з толерантністю до затримок та розривів з'єднань (Delay/Disruption Tolerant Networks)" тощо;
- розробка методів маршрутизації у комп'ютерних мережах з граничним навантаженням, при якому інтенсивність мережного трафіку практично зрівнюється з пропускною спроможністю каналів передачі даних;
- дослідження та розробка загальних методів оптимальної маршрутизації та математичних моделей процесів маршрутизації у перевантажених мережах, зокрема динамічних моделей маршрутизаторів;
- застосування моделей трафіку для моніторингу комп'ютерних мереж та розробка методів адаптивного формування трафіку вдосконаленими багатошвидкісними формувачами "маркерне відро";
- вивчення та побудова математичних моделей комп'ютерних мереж як стохастичних систем з різними типами апріорної невизначеності тощо;
- обґрунтування рекомендацій з вибору структури та вигляду мережі зі сплесками навантаження, розробка методів усунення надлишковості мережних застосунків для підвищення якості сервісу.

Основні наукові та практичні результати опубліковано в наукових статтях (у тому числі у міжнародному журналі Європейського Союзу) та апробовано на міжнародних науково-технічних конференціях, одну з яких індексовано у наукометричній базі Scopus.

Серед умов оптимізації і ухвалення концептуальних проєктних рішень у формальному відношенні розглянуто такі різновиди: умови повної

визначеності, умови частинної (імовірнісної параметричної) невизначеності та умови повної (імовірнісної непараметричної) невизначеності. Основну увагу приділено розгляду умов частинної та повної невизначеності, тому що умови повної визначеності є деякою ідеальною побудовою, яка має чисто умоглядний характер і не зустрічається на практиці.

Набагато більш реалістичним представляється розподіл на параметричну і непараметричну невизначеність. У першому випадку можна зробити достатньо обґрунтовані припущення про апіорні параметри і параметри спостереження. Стосовно інформаційних мереж, наприклад, можна говорити про статистику мережного трафіку, зокрема про його самоподібність (фрактальність). Коло апіорних розподілів значно звужується і зводиться до неекспоненціального сімейства (розподілів з так званими "важкими"). При цьому широко застосовується байєсівській підхід. При непараметричній невизначеності доводиться задаватися якнайменше сприятливими розподілами типу розподілів з максимальною ентропією і одержувати деякі асимптотичні оцінки очікуваної ефективності. Для синтезу системи з оптимальною структурою можна застосовувати мінімаксий або адаптивний байєсівській підхід. Вибір того або іншого конкретного методу залежить не тільки від масштабу інформаційної системи, але й від кола вирішуваних з її допомогою задач.

Завданням сьогодення є розробка системи аналізу і прогнозування якості обслуговування (*Quality of Service – QoS*). Одним із ключових показників *QoS* є оптимальний розподіл навантаження комп'ютерної мережі в цілому, окремих сегментів мережі і окремих маршрутів. Це дасть можливість вибирати якнайкращі маршрути за різними критеріями, наперед виявляти можливі вузькі місця і вживати заходи з їх завчасної ліквідації. Тому завдання удосконалення методів маршрутизації на основі більш повного урахування інформації про стан мережі в цілому і окремих маршрутів є, безумовно, актуальним.

Ключові слова: комп'ютерна мережа, мережне навантаження, якість обслуговування, різнорідний самоподібний (фрактальний) трафік, адаптивне

формування трафіку, багатошвидкісний формувач трафіку, усунення надлишковості програмних додатків.

ABSTRACT

Skrypnichenko A.A. – Methods of adaptive traffic formation of computer networks under conditions of limit load – Qualified Doctor of Philosophy research on the rights of a manuscript.

Dissertation for the degree of Doctor of Philosophy in the specialty 126 Information Systems and Technologies – (Field of Study 12 Information Technologies). Taras Shevchenko National University of Kyiv.– Taras Shevchenko National University of Kyiv, Kyiv, 2025.

The corporate network of critical application is considered as a large information and control system of hard real time. The traffic of such networks is heterogeneous by definition, and its intensity statistics are not Poisson. The intensive progress of information and telecommunication technologies, their implementation in all areas of human activity are associated with the development and construction of complex and advanced information and computing systems. They have become an integral part of information and management systems of any purpose. This applies, first of all, to corporate networks of institutions, enterprises and organizations. Such networks are complex heterogeneous networks with heterogeneous traffic such as Triple Play (voice – video – data) or Quadruple Play (voice – video – data plus mobile subscribers). At the same time, with the expansion of the application limits of open systems interaction technologies and international standards for the functioning of information and computing structures, the requirements for their speed and reliability are also increasing. Prospects for the development of routing methods in complex heterogeneous networks with heterogeneous traffic lie within the framework of the following areas of research:

- choosing the structure and topology of the network according to the criteria of performance, reliability and security, extensibility and scalability, transparency and

security, flexibility and support of various types of traffic, controllability and compatibility;

- development and implementation of heterogeneous networks with different physical media for data transmission (copper cable – optical fiber – free space);

- choosing the optimal number of data delivery routes according to the complex criterion "efficiency – cost";

- analysis and selection of routing protocols on the TCP/IP protocol stack for "pure" IP networks and combined networks such as "IP network – general purpose telephone network" or "IP network – specialized data transmission network", "IP network – delay/disruption tolerant networks" etc.;

- development of routing methods in computer networks with limited load, when the intensity of network traffic is practically equal to the bandwidth of data transmission channels;

- research and development of general methods of optimal routing and mathematical models of routing processes in congested networks, in particular, dynamic models of routers;

- application of traffic models for monitoring computer networks and development of methods of adaptive traffic formation with advanced multi-speed "marker bucket" shapers;

- study and construction of mathematical models of computer networks as stochastic systems with various types of a priori uncertainty, etc.;

- the recommendations for choosing the structure and appearance of the network with bursts of load are substantiated, the method of eliminating the redundancy of network applications to improve the quality of service is developed.

The main scientific and practical results have been published in scientific articles (including in the international journal of the European Union) and tested at international scientific and technical conferences, one of which is indexed in the Scopus scientometric database.

Among the conditions of optimization and adoption of conceptual design decisions, the following varieties are formally considered: conditions of full certainty,

conditions of partial (probabilistic parametric) certainty, and conditions of full (probabilistic non-parametric) certainty. The main attention is paid to consideration of the conditions of partial and complete uncertainty, because the conditions of complete certainty are some ideal construction, which is purely hypothetical and does not occur in practice.

The division into parametric and non-parametric uncertainty seems much more realistic. In the first case, it is possible to make sufficiently justified assumptions about a priori parameters and parameters of observation. Regarding information networks, for example, we can talk about the statistics of network traffic, in particular, about its self-similarity (fractality). The circle of a priori distributions narrows considerably and is reduced to a non-exponential family (distributions with "heavy" tails). At the same time, the Bayesian approach is widely used. With non-parametric uncertainty, it is necessary to set the least favorable distributions of the type of distributions with maximum entropy and to obtain some asymptotic estimates of the expected efficiency. A minimax or adaptive Bayesian approach can be used to synthesize a system with an optimal structure. The choice of one or another specific method depends not only on the scale of the information system, but also on the range of tasks solved with its help.

An urgent task is the development of a system of analysis and forecasting of the quality of service (Quality of Service – QoS). One of the key indicators of QoS is the optimal load distribution of the computer network as a whole, individual network segments and individual routes. This will make it possible to choose the best possible routes based on various criteria, identify possible bottlenecks in advance and take measures to eliminate them in advance. Therefore, the task of improving routing methods based on more complete consideration of information about the state of the network as a whole and individual routes is certainly relevant.

Keywords: computer network, network load, quality of service, heterogeneous self-similar (fractal) traffic, adaptive traffic shaping, multi-rate traffic shaper, elimination of redundancy of software applications

Список опублікованих праць за темою дисертації

*Статті у наукових фахових виданнях України:
(які входять до переліку МОН України)*

1. Скрипніченко А.А. Метод адаптивної К-шляхової маршрутизації у безпроводових мережах спеціального призначення //Проблеми інформатизації та управління, К.: КАІ (НАУ), 2(78)'2024. с. 59 - 68.

DOI: 10.18372/2073-4751.79.19372

2. Пампуха І.В., Скрипніченко А.А. Системний підхід до аналізу та усунення конфліктів у безпроводових мережах спеціального призначення. К.: НАУ, Наукоємні технології, № 2, 2024. - с. 2 - 14.

DOI: 10.18372/2310-5461.62.18707

3. Скрипніченко А. А., Харлай Л. А., Танцюра Л. І. Методи автоматизованого управління мережами NGN з різномірним трафіком // - Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку. – 2015. – №6(40). - с. 56 - 63.

*Статті в іноземних виданнях:
(проіндексованих у базах даних Scopus)*

4. Nikolay Vinogradov, Valerii Hladkykh, Oleksandr Toroshanko, Mikhaïlo Stepanov, Andrii Skrypnichenko. Eliminate Application Redundancy Using Local Processing Using Directional Diffusion with Mobile Agents. - 2019 3rd International Conference on Advanced Information and Communications Technologies (AICT), IEEE, 2-6 July 2019. - 360–364 (Scopus)

<https://www.scopus.com/authid/detail.uri?authorId=57213110491&origin=recordpage>

5. Oleksandr Ponomarenko, Anna Bulakovskaya, Andrii Skrypnichenko et al. Tomographic Application-Specific Integrated Circuits for Fast Radon Transformation. In: Conference or Workshop Item CybHyg 2019, 30 Nov 2019, Kiev, Ukraine. [CEUR Workshop Proceedings](#) Том 2654, с. 339 - 351. (Scopus)

<http://ceur-ws.org/Vol-2654/>

<https://www.scopus.com/authid/detail.uri?authorId=57213110491&origin=recordpage>

Стаття в іноземному виданні:

6.Liudmila Kharlay, Andris Skrypnichenko, Chang Shu. Adaptive Control of Traffic Flows and Congestions in Computer Corporate Networks // WSCHODNIOEUROPEJSKIE CZASOPISMO NAUKOWE "NOWA PERSPEKTYWA" spolka z ograniczona odpowiedzialnoscia=ООО "Нова Перспектива" (Warszawa) Том: 9, Номер: 3 Рік: 2016 стр.: 67-72.

Тези опубліковані за матеріалами конференції:

1. Скрипніченко А.А. Методи статистичного синтезу інформаційно-комунікаційних систем за умов апіорної невизначеності. // XIII Міжнародна науково-практична конференція молодих учених і студентів «ПОЛІТ-2013. Сучасні проблеми науки». - НАУ, 3-4 квітня 2013 року. Тези доповідей. – Електронний ресурс. Режим доступу:

<https://nau.edu.ua/site/variables/docs/docsmenu/studnauka/polit2013/tezy/1-2.pdf>

2. Andrii Skrypnichenko. Control of Quality of Service in High-Speed Computer Networks // Computer Science & Information Technologies (CSIT'2013), 14 - 16 October 2013, Lviv, Ukraine.

ЗМІСТ

ВСТУП	12
РОЗДІЛ 1. СТАН І ПЕРСПЕКТИВИ РОЗВИТКУ МЕТОДІВ МАРШРУТИЗАЦІЇ У СКЛАДЕНИХ ГЕТЕРОГЕННИХ МЕРЕЖАХ З РІЗНОРІДНИМ ТРАФІКОМ	29
1.1. Визначення і термінологія	29
1.2. Аналіз стану і перспективи розвитку мереж на стеку протоколів TCP/IP	32
1.3. Аналіз індукованих протоколів маршрутизації IP-пакетів	39
1.4. Загальні методи оптимальної маршрутизації	43
1.5 Постановка завдання дослідження.	47
Висновки до першого розділу	51
РОЗДІЛ 2. МАТЕМАТИЧНІ МОДЕЛІ ПРОЦЕСІВ МАРШРУТИЗАЦІЇ У СКЛАДЕНИХ МЕРЕЖАХ	52
2.1. Гетерогенність складених безпроводових мереж	52
2.2. Постановка задачі оптимальної маршрутизації у складеній мережі	57
2.3. Математична модель таблиці маршрутизації	63
Висновки до другого розділу	77
РОЗДІЛ 3. УПРАВЛІННЯ ЯКІСТЮ СЕРВІСУ КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ ЖОРСТКОГО РЕАЛЬНОГО ЧАСУ ЗА УМОВ АПРІОРНОЇ НЕВИЗНАЧЕНОСТІ	79
3.1. Застосування моделей трафіку даних для моніторингу комп'ютерних мереж	79
3.2. Методи управління мережами з різномірним трафіком	83
3.3. Розробка методу багатошвидкісного формування мережного трафіку	91
3.4. Розробка методу контролю перевантажень у мережах із самоподібним трафіком	101
3.5. Вибір та обґрунтування функціоналу ефективності передачі	104

Висновки до третього розділу	109
РОЗДІЛ 4. РЕКОМЕНДАЦІЇ З ВИБОРУ СТРУКТУРИ ТА ВИГЛЯДУ МЕРЕЖІ ЗІ СПЛЕСКАМИ НАВАНТАЖЕННЯ	110
4.1. Порівняльний аналіз методів усунення надлишковості мережних застосунків для підвищення якості сервісу	110
4.2. Розробка альтернативного методу поточного усунення надлишковості мережі зі спорадичними змінами параметрів	114
4.3. Розробка методу усунення конфліктів справедливості та оптимальності при маршрутизації	125
4.4. Розробка метаевристичного алгоритму вибору числа маршрутів	134
Висновки до четвертого розділу	139
ВИСНОВКИ	141

ВСТУП

Актуальність теми дисертаційних досліджень впливає із зростання популярності та затребуваності безпроводових технологій обміну даними (тобто радіотехнологій). Це обумовлено, у першу чергу, перевагами, які дає використання радіотехнологій у системах зв'язку та інформатизації:

по-перше, забезпечення постійного зв'язку та обміну даними з мобільними абонентами засобами проводового зв'язку є неможливим;

по-друге, розгортання та введення до ладу безпроводових інформаційно-комунікаційних систем є значно легшими та швидшими, а експлуатація таких систем потребує менших витрат та є менш трудомісткою;

по-третьє, розширення та масштабування безпроводових систем, розгортання та згортання, пересування у просторі є простішими та швидшими.

Нарешті, для деяких практичних застосувань безпроводові, тобто радіосистеми, – це єдиний можливий спосіб забезпечення безперервного зв'язку.

Однак при впровадженні та експлуатації безпроводових телекомунікаційних мереж виникають специфічні проблеми, притаманні саме безпроводовим системам:

- обмеженість ресурсів та труднощі їх відновлення;
- посилення через відкритий характер середовища розповсюдження (вільний простір, атмосфера) проблеми захисту від зовнішніх завад та шумів;
- об'єктивні (фізичні) обмеження на розширення радіоресурсів: обмеження частотного та просторово-частотного спектрів, енергетичного ресурсу і т. ін.

Для подолання згаданих проблем доводиться шукати інші способи, у першу чергу – раціональний розподіл наявних ресурсів: часових, частотних та просторових. Це потребує пошуку нових способів розв'язання поставлених завдань, зокрема мінімізації витрат ресурсів та усунення надлишковості

програмних застосунків.

Відмітимо специфічні проблеми, які виникають саме у спеціалізованих безпроводових мережах критичного застосування. Так, унаслідок поширення різнорідних технологій організації обміну даними у мережах, передачі мережного трафіку різних видів, з різними інтенсивностями, що швидкоплинно змінюються на інтервалах спостереження, ручне управління навіть мережами малого масштабу не може дати задовільних результатів. Нагальним є перехід від часткової автоматизації задач контролю та управління мереж у цілому, автономних мережних сегментів, мережного обладнання до створення автоматизованих (в ідеалі – автоматичних) систем управління мережами.

Будь-яка інформаційно-комунікаційна мережа є великою та складною системою (за термінологією загальної теорії систем). Як правило, системний адміністратор як суб'єкт, що керує системою, не має точної інформації навіть про загальний склад мережі, зокрема про кількість та паспортні дані мережних та термінальних вузлів. Тим більше він не може у поточному часі контролювати параметри та стан усього мережного обладнання. Спроба створити систему збору та поточного аналізу повної і точної інформації про мережу призвела б до появи, по суті, другої мережі, масштаб якої був би набагато більшим від масштабу мережі, яку намагаються аналізувати. До того ж така спроба є недоцільною вже тому, що параметри, структура та стан мережі змінюються раптово, непередбачувано та безконтрольно. Неможливо з прийнятною точністю прогнозувати, наприклад, моменти підключення того чи іншого термінального вузла, відмову обладнання, перевантаження тих чи інших вузлів, маршрутів передавання або мережних сегментів тощо.

Коротко розглянемо стан проблеми та постановку завдання досліджень. З урахуванням специфіки завдань, що розглядаються, перспективи розвитку методів маршрутизації у складених безпроводових мережах з різнорідним трафіком лежать у рамках наступних напрямів досліджень:

- вивчення та побудови математичних моделей комп'ютерних мереж як стохастичних систем;

- обрання оптимального числа маршрутів доставки даних за комплексним критерієм "ефективність – вартість";

- розробки методів маршрутизації у комп'ютерних мережах з граничним навантаженням, при якому інтенсивність мережного трафіку практично зрівнюється з пропускною спроможністю каналів передачі даних;

- розробки методів формування різноманітного та самоподібного мережного трафіку з використанням адаптивних багатошвидкісних формувачів типу "маркерне відро".

Окрім перерахованих проблем, які існують об'єктивно, виникають і частинні задачі, обумовлені специфікою експлуатації. Наприклад, існує природне бажання повністю застосувати наявні ресурси: досягти максимально можливої продуктивності мережі та збільшити навантаження на мережу до фізично досяжних лімітів.

Однак при цьому необхідно враховувати той факт, що зростання навантаження на мережу завжди супроводжується погіршенням її параметрів: затримками доставки, погіршенням якості сервісу, зростанням числа перекручень та помилок, втратами пакетів (що примушує до повторних передавань).

У мережі як у складній системі неминуче виникають конфлікти різного характеру:

- конфлікти між адекватністю та складністю моделі мережі;
- суперечності між щільністю розташування вузлів, зоною дії мережі та якістю обслуговування;
- конфлікти між ефективністю та вартістю мережі;
- конфлікти між справедливістю та оптимальністю при розподілі ресурсів та виборі множини маршрутів.

Конфлікти різної природи виникають при розробці тих чи інших методів обміну даними між мережними вузлами та опрацюванні інформації у мережних вузлах:

- моделювання автономних сегментів та/або мережі в цілому – між

адекватністю та складністю моделі;

- вибір та аналіз системи – між ефективністю та вартістю;
- забезпечення енергоефективності та завадозахищеності на фізичному рівні еталонної моделі OSI – суперечності між щільністю розташування вузлів, зоною дії мережі та якістю обслуговування (Quality of Service – QoS);
- прокладання маршрутів від відправника до отримувача на мережному рівні еталонної моделі OSI – конфлікти між справедливістю та оптимальністю.

Тому завдання статистичної ідентифікації параметрів мережі та прогнозу її стану необхідно ставити та вирішувати з урахуванням апріорних статистичних характеристик затримок, завад та перекручень сигнальної та управляючої інформації.

Технічну систему можна з більшою або меншою мірою абстракції описати узагальненими рівняннями співвідношення між вихідними, вхідними сигналами та управляючими сигналами (або сигналами зворотного зв'язку), вважаючи, що оператори системи або її ланок відомі. Також повинні бути відомі з достатньою точністю статистичні характеристики завад та перекручень.

Пряма задача автоматичного управління полягає у визначенні за допомогою цих рівнянь вихідної координати за відомими перекрученнями, статистичними характеристиками завад та шумів. Дві зворотні задачі пов'язані з використанням реалізацій випадкових процесів системи, що реєструються у процесі її поточного функціонування. Перша з них – це задача ідентифікації оператора системи, яким визначаються динамічні характеристики. Друга зворотна задача пов'язана з пошуком статистичних характеристик зовнішніх перекручень, які діють на систему, внутрішніх завад та точок їх локалізації, тобто своєрідної ідентифікації перекручень та завад.

І перша, і друга задачі вирішуються за умови штатного функціонування системи, без втручання в її роботу. Збудження системи будь-якими тестовими сигналами може призвести до вкрай небажаних наслідків, навіть до втрати її стійкості, і тому є неприпустимим. Тому одночасне розв'язання обох зворотних

задач є неможливим. Ідентифікація динамічних характеристик може здійснюватися лише при наявності зібраних даних про стан системи, сигнали та завади, що в ній циркулюють. Відомості про завади стають необхідними у тих випадках, коли вони корельовані із зовнішніми перекрученнями. Такі умови роботи комп'ютерної мережі можна вважати скоріше правилом, ніж виключенням. Справа в тому, що спроби комп'ютерних хакерів, шпигунів і просто комп'ютерних хуліганів (які в подальшому для скорочення іменуються недобросовісними користувачами), що спрямовані на проникнення до серцевини мережного або термінального вузла, можуть бути успішними тільки при маскуванні під добросовісного користувача. У формально-математичному сенсі це означає саме кореляцію між корисними сигналами (даними, інформацією) та навмисними завадами.

Однак дані про завади можуть бути отримані апріорі лише у режимі налагодження системи, за відсутності зовнішніх перекручень. Оскільки реальні інфокомунікаційні системи, зокрема комп'ютерні мережі досить великого масштабу, практично неможливо перевести у режим налагодження, доводиться задовольнятися тими отриманими динамічними характеристиками мережі, які можуть суттєво відрізнятися від тих, що мають місце в режимі її штатного функціонування.

І навпаки, при розв'язанні задач ідентифікації завад окрім експериментальних даних необхідно знати динамічні характеристики системи або окремих її ланок. Найбільш придатним у цій ситуації є деякий варіант методу послідовних наближень: використання апріорних відомостей про завади для пошуку динамічних характеристик першого наближення, а в подальшому – уточнення статистичних характеристик завад та оператора системи. У процесі поточної роботи мережі цикли пошуку та уточнення повторюються. Такий метод можна трактувати як варіант методу дуального управління [26].

Виникнення та розвиток задачі ідентифікації динамічних характеристик, параметрів та стану складних систем пов'язані з розробкою теорії систем із самоналагодженням [29, 38, 39] та ретроспективного оцінювання їх динамічних

характеристик. Знання ж статистичних характеристик збурень, що діють на комп'ютерну мережу як об'єкт управління, є необхідні при створенні та реальній експлуатації систем управління мережею з урахуванням реальних перевантажень окремих мережних вузлів, маршрутів доставляння даних, автономних сегментів та мережі в цілому, при виборі оптимальних налаштувань регулюючих контурів тощо.

Знання статистичних характеристик внутрішніх та зовнішніх завад та місць їх виникнення є вкрай важливими для відпрацювання вузлів корегування параметрів та стану елементів мережі, побудови еталонних моделей для прогнозу майбутнього стану мережі, вибору раціональних маршрутів обміну даними.

Зворотні задачі відіграють важливу роль при оцінюванні параметрів та стану систем критичного застосування [20,21], які працюють у штатних або аварійних режимах.

Розподілена інфокомунікаційна система за визначенням є системою з випадковими затримками сигнальної та управляючої інформації [22]. Тому ідентифікувати збурення та завади в темпі з інформацією, що надходить, неможливо, і аналіз може бути тільки ретроспективним, а отримані результати будуть використовуватися із затримкою.

Із ситуації, що склалася, можливі два виходи.

Перший – це намагання розробляти системи управління мережами та архітектури самих мереж, інваріантні до затримок зовнішніх збурень та внутрішніх завад [27]. При цьому проблеми точності та сталості отриманих рішень все одно залишаються [30].

Другий шлях – це розробка систем управління з урахуванням затримок управляючої та сигнальної інформації, примусовим переведенням систем управління до сталого режиму роботи та прогнозуванням стану мережі як об'єкта управління із застосуванням еталонних моделей [31].

Забезпечення надійної передачі даних у мережах зв'язку, а також дотримання часових вимог до доставки критично важливої інформації як

ключового показника якості сервісу, досягається шляхом впровадження комплексу технічних та організаційних рішень. Серед таких заходів особливу увагу приділено підтримці рівня QoS під час різких збільшень навантаження, включно з його піковими значеннями, а також мінімізації впливу чинників, що порушують стабільність мережі [59]. У зв'язку з цим, питання оперативного виявлення та локалізації зон із критичним навантаженням, а також забезпечення безперервного функціонування мереж у режимі реального часу набувають особливої важливості.

Актуальність теми дослідження в контексті наукових програм і проєктів.

Робота має безпосередній зв'язок із сучасними потребами телекомунікаційної галузі як в Україні, так і за її межами. Тематика дисертації відповідає основним напрямкам розвитку науки і техніки, закладеним у "Концепції розвитку телекомунікацій в Україні", схваленій розпорядженням Кабінету Міністрів України № 316-р від 7 червня 2006 року, а також тематиці державної цільової науково-технічної програми "Комп'ютерні системи та інвестиційні ресурси" [42].

Напрацьовані у ході дисертаційного дослідження результати впроваджувались у рамках науково-дослідного проєкту № 6-2022/09.01.03, що має назву "Інструменти і методи проектування інформаційних і телекомунікаційних систем із застосуванням технологій штучного інтелекту" [54], виконуваного на кафедрі комп'ютерних інформаційних технологій Національного авіаційного університету.

Авторська участь у вказаних наукових розробках полягає у проведенні аналітичного огляду існуючих підходів до оцінки надійності та ефективності контролю мережевих систем, а також у створенні нових моделей і методів для керування параметрами комп'ютерних мереж, включаючи генерацію трафіку із властивостями самоподібності.

Мета та завдання дослідження. Метою дисертаційної роботи є підвищення ефективності спеціалізованих комп'ютерних мереж з різномірним трафіком.

Для досягнення поставленої мети вирішені такі задачі:

- проаналізовані сучасні проблеми та перспективи розвитку засобів виявлення та сигналізації про перевантаження в роботі автономних сегментів та вузлів комп'ютерних мереж;
- розроблено математичні моделі мережних вузлів як об'єктів контролю;
- вибрано та обґрунтовано раціональну логіку роботи систем формування самоподібного трафіку, надані рекомендації стосовно періоду генерації маркерів у багатошвидкісних формувачах комп'ютерної мережі;
- оцінено інформативність контрольованих статистичних параметрів об'єктів контролю, додаткове навантаження на систему тестування при передаванні інформації про перевантаження внаслідок спорадичних сплесків інтенсивності самоподібного мережного трафіку;
- розроблено метод оптимального вибору резервних елементів (вузлів, маршрутів) з обмеженнями на мережні ресурси.

Об'єкт дослідження. Процеси статистичного аналізу та управління характеристиками трафіку, що включають як оцінювання його кореляційних характеристик, так і урахування зміни структури та топології мережі.

Предмет дослідження. Методи адаптивної маршрутизації, багатошвидкісного формування та згладжування мультимедійного мережного трафіку для запобігання перевантажень окремих маршрутів або сегментів мережі.

Методи апперцептивних досліджень. Для імпутації розв'язання парціальних науково-прикладних задач у дисертації застосовувалися:

- методи теорії ймовірностей та математичної статистики для аналізу стохастичних процесів у мережах, теорія інформації для оцінки ступеню впливу завад каналів передачі даних та розробки сигналів для передачі інформації з максимальною швидкістю та обмеженнями на середню кількість помилок;

- апарат теорії інваріантного масового обслуговування для семіотичного аналізу й імітаційного моделювання роботи мереж з апріорі невизначеною кількістю заявок у чергах;

- теоретичні засади комп'ютерних мереж для аналізу топології і зв'язків між вузлами, що є базовим підґрунтям методів пошуку оптимальних маршрутів та виявлення вузьких місць (типу "пляшечного горлечка") у мережах;

- методологія стохастичної оптимізації для визначення асимптотичних параметрів та ресурсів в мережах.

Для оцінювання достовірності теоретичних та практичних висновків, сформульованих у межах дисертаційного дослідження, було застосовано комп'ютерне моделювання. Цей інструмент також використовувався для прогнозування майбутньої ефективності та продуктивності отриманих результатів.

Проведення статистичного аналізу експериментальних даних здійснювалося із залученням таких методів:

вибіркова статистика — для визначення ключових статистичних показників досліджуваних процесів;

інтервальне оцінювання — з метою побудови довірчих інтервалів для оцінювання параметрів системи на підставі обмеженого набору даних;

покроковий кореляційно-регресійний аналіз — для встановлення залежностей та взаємозв'язків між різними змінними в системі;

моделювання залежностей між випадковими параметрами комп'ютерних систем.

Зазначені підходи були доповнені стохастичними методами оптимізації, що дозволили знайти асимптотичні характеристики функціонування мережеских ресурсів при різних сценаріях навантаження.

Релевантна наукова новизна реально отриманих результатів. У дисертаційній роботі отримані такі нові наукові результати:

1. Уперше розроблено схему багатошвидкісного формувача мережного трафіку, який, на відміну від існуючих, представлених раніше в роботах [32, 65,

152], налаштовується не тільки на зростання об'єму буферної пам'яті, а й на швидкість його зростання, завдяки чому прискорюється реакція формувача на спорадичні сплески інтенсивності самоподібного мережного трафіку.

2. Уперше розроблено альтернативний метод спрямованої дифузії з мобільними агентами для поточного усунення надлишковості мережі зі спорадичними змінами параметрів та стану, який, на відміну від традиційних методів (див., напр., роботи [46 – 50, 61]), зокрема методу ітераційного розрахунку константи нормалізації, є простішим, але при цьому більш чутливим до випадкових зовнішніх впливів.

3. Знайшло подальший розвиток розв'язання задачі оптимізації топологічної структури мережі з обмеженнями, що витікають з умов фізичної реалізованості: гранично досяжна швидкість передачі даних, максимально допустимі відстані між вузлами, мінімально досяжні затримки в комутаційному устаткуванні, рівень взаємних завад і т. ін. Представлене рішення вигідно відрізняється від рішень, поданих у роботах [39, 41, 43, 61], своєю гнучкістю та стійкістю до раптових змін параметрів мережі. Для подолання складності й неоднозначності вибору цільової функції використані загальні постулати теорії великих систем.

Практична значущість отриманих результатів.

1. Розроблена методика аналітичного визначення параметрів технічних засобів формування мережевого трафіку та усунення надлишкових даних характеризується невисокою трудомісткістю та передбачає високий ступінь комп'ютеризації, що забезпечує її ефективне впровадження в сучасні інформаційно-комунікаційні системи.

2. Теоретичні результати дослідження характеристик систем пошуку (зокрема, визначення необхідної кількості, логіки функціонування та складу інформаційних пакетів) були доведені до конкретних аналітичних виразів і функціональних схем. Їх застосування дає змогу обґрунтовано визначати параметри та структуру систем виявлення перевантажень і управління мережевим трафіком.

3. На основі отриманих аналітичних виразів, що описують характеристики систем виявлення перевантажень і формування трафіку, сформульовано рекомендації щодо вибору довжини та структури програмного коду, кількості резервних маршрутів, які доцільно використовувати при проектуванні комп'ютерних мереж різного масштабу й функціонального призначення.

Результати дисертаційної роботи використані під час виконання науково-дослідних проєктів у Державному підприємстві «Український науково-дослідний інститут зв'язку», а також впроваджені в навчальний процес у межах дисципліни «Комп'ютерні мережі», що викладається на кафедрі комп'ютерних інформаційних технологій Національного авіаційного університету. Факт впровадження підтверджується відповідними актами.

Особистий внесок здобувача

Усі наукові результати, що становлять зміст дисертаційної роботи, отримані автором самостійно. За результатами виконаних досліджень опубліковано 6 наукових праць.

У роботах, виконаних у співавторстві, здобувачеві належать:

- розробка методології стохастичної оптимізації для визначення асимптотичних характеристик та ресурсних параметрів комп'ютерних мереж;
- обґрунтування структурно-функціональних параметрів систем виявлення та нейтралізації перевантажень;
- створення функціональних моделей формування та розподілу трафіку в умовах змінного навантаження.

- у роботі [13] – обґрунтування системного підходу до аналізу та усунення конфліктів у безпроводових мережах;

- у роботі [28] – розробка методу усунення надлишковості мережних ресурсів методом спрямованої дифузії з мобільними агентами;

- у роботі [79] – розробка методів автоматизованого управління телекомунікаційними мережами нових поколінь з різномірним трафіком.

Огляд попередніх робіт. Результати інших авторів

Дисертації

[14] Якимчук Н.М. Методи боротьби з перевантаженнями телекомунікаційних мереж нових поколінь шляхом формування потоків різнорідного мережного трафіку. – дис. ... КТН по спеціальності 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі. К.: НАУ, 2022. – 165 с.

Основні зусилля автора були зосереджені на розробці модифікованого предиктора Сміта на виході формувача мережного трафіку. Власне формувач за схемою та принципом роботи не відрізнявся від формувача, розробленого автором даної дисертації та представленого у статті [107] у 2016 році.

[111] Дерев'яних О.Є. Метод радіопланування базових станцій у мережах мобільного зв'язку нових поколінь. Дис. ... канд. техн. 05.12.02 К.: ДУТ 2016. - 155 с.

Підґрунтям розробленого методу радіопланування є сукупність класичного табу-пошуку та покриття зони радіовидимості за алгоритмом Вороного. На відміну від згаданого методу табу-пошуку, розробленого Gendreau – Potvin ще у 2010 р., у нашій роботі використаний модифікований метод Gendreau – Potvin 2019 року. Крім того, нами був уточнений метод ігнорування табу, у якому число кроків ігнорування залежить від степеню успішності попередніх кроків.

[112] Водоп'янов С.В. Методи побудови автономних комп'ютерних сегментів аеровузлової мережі. Дис. ... канд техн. наук, 05.13.05, К.: НАУ, 2018. - 162 с.
URL <http://er.nau.edu.ua/handle/NAU/37402>

Дисертаційну роботу присвячено розробці сегментів локальної комп'ютерної мережі з мобільними вуздами, які появляються та зникають випадковим чином, тобто опортуністичної або стохастичної мережі. Проблеми маршрутизації, самоподібності трафіку, усунення надлишковості ресурсів не досліджувалися.

[113] Чуба І.В. Метод маршрутизації у гетерогенних комп'ютерних мережах на основі аналізу ієрархій: автореф. дис... канд. техн. наук: 05.13.05 / І.В. Чуба / Нац. авіац. ун-т. — К., 2008. — 20 с.

Дисертаційну роботу присвячено розробці ~~часткових~~ парціальних алгоритмів динамічної маршрутизації на основі методу аналізу ієрархій з пошуком і поточною корекцією біфуркацій власних значень матриці ієрархій. Методи адаптивної маршрутизації, зокрема, адаптивної *K*-шляхової маршрутизації, у роботі І.В.Чуби не розглядалися.

[174] Скуйбіда, Вадим Юрійович. Метод маршрутизації пакетів за критерієм рівномірного завантаження мережі [Текст] : дис... канд. техн. наук: 05.13.13 / Скуйбіда Вадим Юрійович ; Національний авіаційний ун-т. - К., 2005. - 141 арк.

У дисертаційній роботі розглянуто евристичний метод програмної маршрутизації з рівномірним завантаженням маршрутів без введення обмежень на число задіяних маршрутів. Завдання адаптації, усунення надлишковості програмних застосунків та інших програмних ресурсів не розглядалися.

Результати автора, що підтверджують наукову новизну

1. Схема багатошвидкісного формувача мережного трафіку

У цьому напрямі працювали такі автори:

[32] Демчинський В.В. Особливості застосування механізмів формування та обмеження трафіку. Вісник НТУУ «КПІ» Інформатика, управління та обчислювальна техніка № 61. - стор. 110 – 113.

[65] Tanenbaum A., Feamster N., Wetherall D. Computer Networks, Global Edition Pearson, 6th Edition, 2021. - 944 p. Tanenbaum A., Feamster N., Wetherall D. Computer Networks, Global Edition Pearson, 6th Edition, 2021. - 944 p.

[150] Cisco: Policing and Shaping Overview // Cisco IOS Quality of Service Solutions Configuration Guide QC-222.

[151] Cisco: Policing Traffic: Comparing Traffic Policing and Traffic Shaping for Bandwidth Limiting.

Принциповою відмінністю нашого добутку від результатів згаданих авторів є застосування дворівневої триколірної розмітки з адаптацією швидкості маркерів та розміру зони за результатами вимірювання навантаження у формувачі.

2. Альтернативний метод спрямованої дифузії з мобільними агентами для усунення надлишковості мережних застосунків

У цьому напрямі працювали такі автори:

[46] Carlos Alexandre R. Fernandes, Gérard Favier, João Cesar M. Mot Decision directed adaptive blind equalization based on the constant modulus algorithm. SIViP (2007) 1:333–346. <https://doi:10.1007/s11760-007-0027-2>.

[47] Min Chen, Taekyoung Kwon, Yong Yuan, Yanghee Choi, and Victor C. M. Leung Mobile Agent-Based Directed Diffusion in Wireless Sensor Networks. Hindawi Publishing Corp., EURASIP Journal on Advances in Signal Processing, Volume 2007, Article ID 36871, 13 p. <https://doi:10.1155/2007/36871>

[48] Malik, H., Shakshuki, E., Dewolf, T., & Denko, M. K. (2007). Multi-Agent System for Directed Diffusion in Wireless Sensor Networks // 21st International Conference on Advanced Information Networking and Applications Workshops (AINAW'07). - 6 p. <https://doi:10.1109/ainaw.2007.260>

[49] Wu, F.-J., Kao, Y.-F., & Tseng, Y.-C. (2011). From wireless sensor networks towards cyber physical systems. Pervasive and Mobile Computing, 7(4), 397–413. <https://doi:10.1016/j.pmcj.2011.03.003>

[50] Waseem Ahmed, Preeti Sethi, Naresh Chauhan, Secured Directed Diffusion using Mobile Agents. International Journal of Computer Applications (0975 – 8887), Volume 73 – No.21, July 2013. - p. 32 – 36.

Загальною відмінністю нашого добутку від результатів згаданих авторів є застосування методу стохастичного управління дифузійним процесом доставки даних з використанням двопараметричної кореляційної функції, пов'язаної з матрицею дифузії.

3. Розв'язання задачі оптимізації топологічної структури мережі на підґрунті адаптивної K -шляхової маршрутизації.

У цьому напрямі працювали такі автори:

[39] Гладких В.М. Ієрархічна маршрутизація з балансуванням навантаження в сенсорних мережах / В.М. Гладких, О.С. Торошанко // Вісник Національного університету «Львівська політехніка»: Радіoeлектроніка та телекомунікації. – 2017. – № 885. – С. 68 – 75.

[41] Амаль Мерсні, А.Е. Ілляшенко Комплексний критерій оптимальності балансування навантаження при багатошляховій маршрутизації. ISSN 0485-8972 Радіотехніка. 2016. Вип. 187. - стор. 25 – 34.

[43] Діброва М.А., Коган А.В., Капорін Р.М. Способи організації багатошляхової маршрутизації. Вісник НТУУ «КПІ» Інформатика, управління та обчислювальна техніка №64, 2016. - стор. 145 – 149.

[76] Торошанко О. С., Гладких В. М. Використання технології мобільних агентів в системах маршрутизації сенсорних мереж // International Scientific and Practical Conference of Young Scientists and Students "Actual Problems of Automation and Control" Issue № 6 Lutsk - 2018. - с. 216 - 221.

Основною відмінністю нашого добутку від результатів згаданих авторів є застосування адаптації числа маршрутів (змінне число K шляхів із загального числа N доступних маршрутів, $N > K$).

Наукові статті інших авторів (розглянуто доступні нам джерела)

[152] Торошанко Я. І., Булаковська А. О., Височіненко М.С., Шматко В.С. Задачі моніторингу та аналізу параметрів телекомунікаційних мереж. // Телекомунікаційні та інформаційні технології.–2014.–№3. - с. 62 - 69.

[162] um.co.ua - Сайт “Учбові матеріали для студентів і школярів України”, 2016 –2022 роки. Матеріали носять вельми спрощений, ознайомлювальний характер.

[163] Конспект лекцій з дисципліни «Інформаційно-комунікаційні системи», [Електронний ресурс] / Упоряд. Г.З. Халімов. – Електронне видання. – Харків: ХНУРЕ, 2019. – 207 с. Методичний посібник для студентів старших курсів ВНЗ

[167] Харлай Л.О. Методи селекції перевантажень та відмов мережних вузлів // Збірник матеріалів Міжнародної науково-технічної конференції «Перспективи телекомунікацій». - 2016. - с. 125 - 134.

[168] Горобчук О.А. Метод розподілу трафіку в комп’ютерних мережах // Пояснювальна записка до магістерської кваліфікаційної роботи. Вінниця, ВНТУ, 2018. - 94 с.

[172] Порфунів В. В. Побудова системи управління потоками на основі генератора маркерів. Матеріали III Всеукраїнської науково-технічної конференції «Теоретичні та прикладні аспекти радіотехніки і приладобудування». Представлені оглядові результати курсової роботи. Спеціальність “Комп’ютерна інженерія”, 5 курс, група КСЗ-51. Керівник роботи – Торошанко Я. І., КТН, доцент, Державний університет телекомунікацій. 2017. - Тернопіль, ТНТУ. - 243 с.

Матеріали статей, Інтернет-сайтів та курсових робіт [152, 162, 163, 167, 168, 172] носять характер оглядів, присвячених завданням вивчення та дослідження мереж вузького призначення (телекомунікації, сенсорні, мобільні мережі тощо). На роботи згаданих авторів зроблені посилання та відповідні експлікації у списку літературних джерел. Номери посилань наведені у даному підрозділі.

Індукована апробація результатів дисертації. Основні інтерпольовані результати дисертаційної роботи доповідалися та обговорювалися на науково-практичних семінарах НАУ (м. Київ, Україна, 2013 – 2017 рр.) на міжнародних науково-практичних конференціях "Політ" (НАУ, м. Київ, 2017 р.), "Авіа-2013" (НАУ, м. Київ, 2013 р.), IEEE ("AICT", Lviv, Ukraine, 2019 р.).

Публікації. Основні результати дисертаційної роботи опубліковані у 6 наукових працях, серед яких 3 – у фахових виданнях за переліком, затвердженим МОН України [13, 79, 169], 2 статті опубліковані у наукометричній базі Skopus [28, 171], 1 стаття у зарубіжному виданні [107] і 2 тез – у матеріалах конференцій [149,156].

Структура та обсяг дисертаційної роботи. Дисертація складається зі вступу, чотирьох розділів, висновків та 1 актів впровадження. Дисертація містить 13 рисунків, 4 таблиць, список використаних джерел зі 174 найменувань на 19 сторінках. Загальний обсяг дисертації становить 167 сторінок.

РОЗДІЛ 1. СТАН І ПЕРСПЕКТИВИ РОЗВИТКУ МЕТОДІВ МАРШРУТИЗАЦІЇ У СКЛАДЕНИХ ГЕТЕРОГЕННИХ МЕРЕЖАХ З РІЗНОРІДНИМ ТРАФІКОМ

1.1. Визначення і термінологія

У цьому підрозділі наведені тільки деякі терміни і визначення, що безпосередньо стосуються предмету дослідження. Повний перелік зайняв би, можливо, не один том. Найвідоміші джерела, в яких міститься корисна інформація (визначення, терміни і скорочення), – це документи [42, 54, 81] та монографії [2, 65].

Комп'ютерні (обчислювальні) мережі відносяться до розподілених (або децентралізованих) обчислювальних систем [1, 2, 65]. Оскільки основною ознакою децентралізованої обчислювальної системи є наявність декількох автономних центрів обробки даних [155, 162, 163], то разом з комп'ютерними мережами до децентралізованих систем відносять мультипроцесорні комп'ютери і мультифреймові комплекси.

На цей час відмінності між глобальними, регіональними (мережами мегаполісу) і локальними мережами не так очевидні, як ще кілька років тому [1, 65].

Як показано у працях [14, 111–113, 173], під час інтеграції віддалених локальних мереж стає неможливим розглядати глобальні мережі лише як «чорний ящик», що виконує функцію транспортування повідомлень на великі відстані. Параметри глобальних каналів зв'язку та характеристики механізмів віддаленого доступу починають безпосередньо впливати на продуктивність і ефективність роботи локальних мереж.

З іншого боку, прагнення підвищити пропускну здатність, швидкість передавання даних, а також розширити спектр послуг і підвищити їх оперативність — тобто покращити якість обслуговування (Quality of Service,

QoS) — значною мірою реалізується завдяки широкому впровадженню технологій локальних мереж [97].

Таким чином, спостерігається чітка тенденція до взаємопроникнення (пенетрації) технологій локальних і глобальних мереж, що зумовлює необхідність уніфікованих підходів до побудови ефективних мережевих інфраструктур.

[65]. Проявами цієї пенетрації є мережі корпорацій, кампусів, мережі масштабу мегаполісу (*MAN*) і мереж масштабу підприємства (*Enterprise-wide Networks*), які займають інтрамережне положення між локальними і глобальними мережами [38, 39]. Маючи суттєві відстані між вузлами, вони мають широкосмугові лінії зв'язку і високі швидкості обміну, вищі, ніж у звичайних локальних мережах.

Пенетрація методів передавання даних реалізується на платформах оптичного цифрового (не модульованого) передавання даних по оптоволоконних лініях і по радіоканалах [159, 161]. Завдяки поліпшенню парціальних *QoS* каналів зв'язку в глобальних мережах з оптоволоконними лініями зв'язку вже можна відмовлятися від складних процедур передачі даних з виявленням і корекцією помилок.

Такі мережі є типовим прикладом складених мереж. У складену мережу можуть, у принципі, включатися такі сегменти [2, 164]:

- проводові локальні мережі;
- безпроводові мережі стандарту IEEE 802.16 (так звані *Wireless MAN*);
- безпроводові мережі стандарту IEEE 802.11 різних модифікацій (так звані *Wireless LAN*);
- безпроводові мережі радіодатчиків, або так звані сенсорні мережі (*Mesh Sensor Networks*).

Складені мережі не тільки мають доступ до глобальних мереж, але й використовують їх для з'єднання віддалених локальних мереж і окремих комп'ютерів.

Невід’ємною характеристикою складних і великомасштабних мереж є високий ступінь гетерогенності [113]. Це означає, що задовольнити потреби користувачів за допомогою єдиних (гомогенних) програмних засобів та апаратних компонентів є принципово неможливо. У таких мережах неминуче співіснують різні типи комп’ютерів, операційних систем та програмного забезпечення [2–4]. Гетерогенні частини мережі мають функціонувати узгоджено, забезпечуючи для користувача максимально уніфікований (інваріантний) доступ до ресурсів, оскільки кінцевий споживач не має, а нерідко й не бажає розуміти технічні чи прикладні аспекти функціонування мережі.

Комунікації в межах такої інтеграційної мережі також повинні зберігати інваріантність [4, 65]. З кожним наступним «хопом» (етапом передачі) складність і різноманітність (гетероскедастичність) мережевих пристроїв зростає, а географічна відстань долається. Це ускладнює узгодження цілей (апперцепцію) та підвищує вартість керування з’єднаннями.

Апаратно-програмна структура мережі може бути описана як багатошарова модель [77, 86].

- **Базовий (перший) рівень** формує платформа комп’ютерних систем, які представлені мультикомп’ютерами різних класів — від персональних ПК до мейнфреймів, трансп’ютерів і суперкомп’ютерів. Комп’ютерний склад мережі визначається спектром завдань, що вирішуються в її межах.

- **Другий рівень** — комутаційне обладнання. Кабельні системи, повторювачі, мости, комутатори, маршрутизатори й концентратори з додаткових компонентів перетворились на ключові елементи мереж разом із комп’ютерами та системним ПЗ. Комутаційний пристрій може бути високоспеціалізованим процесором або навіть мультипроцесорною системою, що потребує окремої конфігурації, оптимізації та адміністрування [1, 2, 56].

- **Третій рівень** — операційні системи: мікроядерні або монолітні [2, 5, 66, 69]. Їхня спроможність ефективно управляти ресурсами прямо впливає на

адаптивність мережі до цільових завдань. У процесі проектування доцільно враховувати: ступінь взаємодії ОС, захист даних, рівень масштабованості системи, допустиму кількість користувачів тощо.

- **Четвертий (верхній) рівень** — мережеві застосунки: системи зберігання та опрацювання даних, поштові сервіси, архіватори, системи колективної роботи тощо [38]. Необхідно враховувати їхні функціональні можливості, сферу застосування, сумісність з іншими ОС і мережевими застосунками.

Ключовим механізмом надання користувачам доступу до мережеских ресурсів виступає модель «клієнт–сервер». Мережеві служби реалізуються у вигляді розподілених застосунків, що повною мірою використовують переваги децентралізованої обробки.

Найпоширенішими стековими моделями комунікаційних протоколів є стек OSI та стек TCP/IP [1, 2, 65]. Стек OSI повністю відповідає семирівневій моделі й містить специфікації для кожного рівня. Попри точність формалізації, його протоколи є складними та вимагають значних обчислювальних ресурсів, тому більше підходять для потужних систем. Натомість стек TCP/IP, хоч і простіший, забезпечує підтримку популярних стандартів на фізичному та каналному рівнях, включаючи підрівні LLC і MAC [1, 65], і є оптимальним рішенням для мереж персональних комп'ютерів.

1.2. Аналіз стану і перспективи розвитку мереж на стеку протоколів *TCP/IP*

На цей час спостерігається швидке зростання об'ємів трафіку, циркулюючого по інформаційно-комунікаційних та обчислювальних мережах. Поки є достатній запас пропускної спроможності фізичних каналів: за оцінками експертів, сьогодні використовується трохи більше 1% від сумарної «міжнародної» смуги пропускання, внаслідок чого тарифи на популярних міжнародних маршрутах щорічно падають приблизно на 50% [3]. Проте

мережне обладнання часто працює на межі своїх можливостей, і просте підвищення продуктивності вузлів комутації дає лише короточасний ефект. Мережні ресурси вельми швидко виснажуються через постійне зростання ресурсоемності нових додатків, головне – через низьку ефективність систем управління мережами, регулювання і розподілу трафіку [5]. Наявні системи керування, попри їх надмірну функціональну насиченість, не мають достатньо розвинених інтелектуальних механізмів, що дозволяли б ефективно здійснювати прогнозування поведінки комп'ютерних мереж [19]. У переважній більшості таких систем реальні технології мережевого управління не реалізовані — замість цього обмежуються пасивним моніторингом мережі. Вони лише фіксують стан мережі, не втручаючись активно у її функціонування, а в разі збою лише констатують факт його настання. Оптимальним вирішенням цього питання могла б стати побудова інтелектуальної системи аналізу, прогнозування та локалізації потенційних збоїв як у загальномережному масштабі, так і на рівні окремих компонентів. Такий підхід дав би змогу передбачати критичні ситуації та своєчасно запобігати їх реалізації. Проте створення подібної системи є вкрай складним завданням у контексті функціонування складної, високогетерогенної мережі, що має риси опортуністичної або навіть стохастичної структури. З огляду на це, доцільною альтернативою виглядає реалізація адаптивного підходу, який передбачає оперативне налаштування окремих (найважливіших) підсистем мережі відповідно до динамічних умов експлуатації, а також перерозподіл наявних ресурсів на користь найбільш пріоритетних завдань — особливо в умовах виникнення нестандартних чи кризових ситуацій. Такий підхід є обґрунтованим, враховуючи той факт, що будь-яка велика корпоративна мережа зазвичай складається з низки незалежних сегментів, взаємозв'язок між якими є обмеженим [20,21,112].

Тому пошук оптимальних алгоритмів маршрутизації на віддалених сегментах складеної мережі є вкрай необхідним за умов апіорної невизначеності.

Як наголошувалося вище, мережі будь-якого масштабу – від локальних до глобальних – можуть мати обладнання (мережні і термінальні вузли) різних виробників, різного цільового призначення і з різними технічними характеристиками. Ступінь відмінності цих характеристик визначається як гетерогенність (неоднорідність) мережі. Кількісним показником гетерогенності може слугувати, наприклад, відмінність пропускної спроможності окремих сегментів мережі, комутаційних вузлів та/або фізичних каналів передачі.

Сучасні складені мережі є гетерогенними за визначенням, оскільки пропускні спроможності деяких сегментів можуть відрізнятися на порядки. Тому для досягнення необхідної ефективності маршрутизацію в таких мережах доцільно організовувати табличним методом, крім того, вона має бути адаптивною (динамічною).

Інформація може бути передана:

- мовою (голосом);
- даними;
- відеозображеннями;
- їх комбінаціями (це називається мультимедійною інформацією).

Обсяг передаваного трафіку даних вже давно перевищив обсяг голосового трафіку і продовжує динамічно зростати — до 30% щороку, тоді як аналогічний показник для телефонного зв'язку становить лише близько 3% [115]. Це стало поштовхом до формування нового етапу в еволюції телекомунікацій — інтеграції рішень та біфуркації всіх видів зв'язку [99]. Як наслідок, підходи до побудови інформаційних мереж зазнали суттєвих трансформацій. Передача мови та даних помінялися місцями у пріоритетах. Традиційні мережі даних були побудовані на основі каналів з комутацією, адаптованих під голосовий трафік. Сьогодні ж телефонні служби реалізуються як додатковий шар поверх мереж інфраструктури для передачі даних.

Нестача гарантій якості при голосовій передачі компенсується використанням передових технологій, таких як MPLS (багатопротокольна комутація за мітками), RSVP (протокол резервування ресурсів), та DiffServ

(механізм диференційованого обслуговування трафіку) [1, 2, 4, 152, 153]. Широке впровадження отримали методи передачі IP-пакетів у контейнерах SDH, а також технології ATM і DWDM — щільного спектрального мультиплексування [2, 164]. У всіх цих випадках необхідною умовою є централізоване управління трафіком, якому мають підпорядковуватись усі вузли мережі.

Серед чинників, що стимулюють описану біфуркацію, ключове місце займає принцип розділення послуг і транспортного середовища — основа концепції інтелектуальних мереж (IN) [4, 6, 19]. IN передбачає створення універсальної платформи для ефективного впровадження та реалізації новітніх телефонних сервісів. Згодом ця ідея стала основою інтеграції обчислювальних можливостей у традиційну телефонну мережу.

У короткостроковому прогнозі акцент робиться на подальшу конвергенцію мереж та послуг зв'язку. У середньостроковій перспективі очікується збереження популярності IP-додатків клієнт-серверної архітектури — таких як електронна пошта, веб-пошук тощо. IP-телефонія залишається одним із ключових сервісів, що функціонують на основі протоколу IP. Отже, цей протокол буде невід'ємною складовою мереж наступного покоління, які повинні підтримувати передачу голосу, даних, відео, факсиміле та мультимедійного контенту [4, 6 – 8]. Утім, у довгостроковій перспективі внутрішні обмеження IP-протоколу можуть стати на заваді реалізації повноцінної інтерактивної мультимедіа — через вимоги до високої швидкодії у реальному часі та наскрізної широкосмугової взаємодії. У цьому контексті може виникнути потреба у більш потужних технологічних платформах.

Основні технології для пакетної передачі голосу — Frame Relay, ATM і IP-маршрутизація — відрізняються між собою за ефективністю використання каналів, територіальним покриттям, надійністю, керованістю, безпекою доступу та інформації, а також за вартістю [16, 17].

IP-мережі принципово підтримують паралельне функціонування різноманітних маршрутних протоколів, таких як RIP, IGRP, EIGRP, IS-IS,

OSPF, BGP та інші [16, 17]. Водночас у літературі [162, 173] підкреслюється, що IP є протоколом, що не вимагає встановлення з'єднання (дейтаграмним), через що не може гарантувати доставку пакетів між вузлами мережі, що є його головним недоліком.

Адаптивні протоколи маршрутизації зазвичай поділяються на дві категорії: алгоритми дистанційного вектора (DVA) та алгоритми стану каналів (LSA) [1, 5, 163].

До категорії протоколів, заснованих на дистанційно-векторних алгоритмах, належать RIP (Routing Information Protocol – протокол маршрутизувальної інформації), IGRP (Interior Gateway Routing Protocol – протокол маршрутизації для внутрішніх шлюзів) та EIGRP (Enhanced Interior Gateway Routing Protocol – покращений протокол маршрутизації для внутрішніх шлюзів), який є вдосконаленою версією RIP. RIP, як один із найстаріших і найпоширеніших внутрішньошлюзових протоколів в Інтернеті, використовує кількість проміжних вузлів як основну метрику. Серед переваг таких протоколів можна відзначити простоту реалізації, надійність і швидке реагування на позитивні зміни в мережі, наприклад, на підключення нового маршрутизатора. Основним недоліком є повільна реакція на негативні зміни, зокрема вихід з ладу сусідніх пристроїв, що може призводити до формування маршрутних циклів і появи хибних маршрутів. Це явище відоме як проблема зростання метрики до нескінченності (count-to-infinity problem). Саме тому в таких протоколах встановлюється обмеження на максимальну довжину маршруту — наприклад, у RIP шлях довжиною понад 15 вузлів вважається недосяжним і не включається до таблиці маршрутизації.

Дистанційно-векторні алгоритми забезпечують прийнятну якість обслуговування лише в умовах невеликих мереж. У масштабних мережах вони створюють значне навантаження на канали зв'язку через інтенсивний широкомовний трафік. Крім того, через відсутність точного уявлення про топологію мережі маршрутизатори оперують лише узагальненою інформацією

— вектором відстаней, отриманим від сусідів, що іноді призводить до некоректної обробки змін у конфігурації.

Натомість алгоритми, що ґрунтуються на імплікації стану зв'язків, забезпечують кожному маршрутизатору повну інформацію для формування точного графа з'єднань у мережі. Усі пристрої в такому випадку працюють, маючи однакове уявлення про топологію, що значно підвищує стійкість маршрутизації до змін. Широкомовна передача даних у цих алгоритмах відбувається лише під час змін у стані зв'язків, що трапляється досить рідко в стабільних мережах. Вузлами графа виступають як маршрутизатори, так і сегменти мережі, які вони поєднують. Розповсюджувана інформація включає опис різних типів з'єднань: маршрутизатор – маршрутизатор та маршрутизатор – мережа.

До протоколів з алгоритмами стану зв'язків відноситься протокол *OSPF* – *Open Shortest Path First*, першочергове відкриття найкоротших маршрутів [1]. Це алгоритм маршрутизації, при якому шлях вибирається на підставі інформації про стан зв'язків (*link state*); він є стандартом *IGP* – *Interior Gateway Protocol* – протоколу внутрішнього шлюзу для Інтернет (протокол, використовуваний для обміну інформацією про маршрутизацію між спільно працюючими маршрутизаторами в мережі Інтернет) [160]. Повідомлення про стан каналу (*link-state advertisement* – *LSA*) відправляються на всі маршрутизатори, що знаходяться в межах окремої ієрархічної області.

Додаткові параметри протоколу *OSPF* – однакові витрати, багатошляхова маршрутизація (*multipath routing*) і маршрутизація, заснована на запитах типу послуг вищого рівня (*Type of Service* – *ToS*). Маршрутизація, заснована на *ToS*, підтримує ті протоколи вищого рівня, в яких можуть призначатися конкретні типи послуг, наприклад про терміновість повідомлень певного вигляду. Якщо *OSPF* має у своєму розпорядженні канали з високим пріоритетом, вони можуть бути використані для передачі термінових повідомлень.

До протоколів стану зв'язків також потрібно віднести зовнішні протоколи *EGP* – *Exterior Gateway Protocol* і внутрішні протоколи *IGP* – *Interior Gateway*

Protocol Інтернет.

Стандартним зовнішнім протоколом маршрутизації на цей час є протокол *BGP-4 – Border Gateway Protocol version 4* – вдосконалений міжмережний протокол граничного шлюзу [162]. У ньому реалізована пересилка маршрутної інформації на маршрутизатори, які сполучають між собою автономні системи *AS* – групи мереж з узгодженим управлінням, в яких застосовуються одні і ті самі принципи маршрутизації.

Оцінка BGP відображає рівень переваги певного маршруту за різними критеріями, такими як кількість *AS* (зазвичай коротші маршрути з меншим числом *AS* є кращими), характеристики каналу (стабільність, швидкість, надійність) та інші важливі фактори. Протокол стану зв'язків дозволяє кожному вузлу самостійно обмінюватися інформацією з усіма маршрутизаторами та отримувати уявлення про мережеву топологію. Завдяки цьому протокол не стикається з проблемами, які можуть призвести до нескінченного зростання інформації.

Однак проблема цього підходу полягає в необхідності синхронізації баз даних всіх маршрутизаторів в межах однієї автономної системи. Якщо різні вузли матимуть різне уявлення про мережеву топологію, це може призвести до утворення петель та інших проблем.

Протокол, визначений в рекомендації H.323 ITU-T [7,8], активно використовується в мережах з різним трафіком. Інший протокол – SIP – орієнтований на підвищення інтелектуальних можливостей кінцевих пристроїв і шлюзів, а також підтримку додаткових послуг для користувачів. Ще один протокол – SGCP – був розроблений з метою зниження вартості шлюзів через реалізацію функцій інтелектуальної обробки виклику в централізованому обладнанні [8]. Адаптований варіант цього протоколу (Gateway Control Protocol) в рекомендації H.248 [9] призначений для роботи з H.323.

Значним кроком вперед у розвитку технологій маршрутизації та комутації стало створення системи багатопротокольної комутації за допомогою міток (Multiprotocol Label Switching – MPLS). Ця технологія дозволяє ефективно

здійснювати мультиплексування та моделювання трафіку, підвищувати продуктивність і масштабованість мереж, а також спрощує їхнє проектування та експлуатацію. Важливою перевагою MPLS є те, що вона може використовуватися не лише з технологією ATM, а й з іншими технологіями канального рівня, що полегшує перехід до наступного покоління волоконно-оптичних магістралей Інтернету, заснованих на SONET/DWDM або IP/DWDM [10].

Використання міток надає постачальнику мережних послуг високу гнучкість у класифікації пакетів. Для вибору *FEC* можна використовувати як адресу призначення, так і інші критерії: адресу джерела пакета, тип додатка, точку входу в мережу і точку виходу з неї, клас обслуговування (*CoS*) [12], відмічений в заголовку *IP-пакета*, або сукупність критеріїв.

Призначення і розподіл міток відбуваються під час надходження управляючої інформації. Зокрема, мітки створюються при обробці повідомлень протоколів маршрутизації, протоколів управління (таких, як *RSVP*) або в результаті статичної конфігурації. Ця сама концепція лягла в основу стандарту *MPLS* [11].

Для широкого впровадження багаторівневої комутації розроблений галузевий стандарт, що можна застосовувати до будь-якого типу технологій канального рівня [13]. Управляючий компонент *MPLS* побудований у рамках протоколу *IP*, так само, як і в попередніх рішеннях, проте тут використовуються нові стандартні протоколи сигналізації та обміну мітками в IP-мережах, а також додаток до існуючих протоколів. При такому підході забезпечується сумісність апаратури різних виробників.

1.3. Аналіз індукованих протоколів маршрутизації *IP*-пакетів

Через зростання пропускної спроможності каналів і, як наслідок, збільшення інтенсивності мережного трафіку нагальним питанням постає

підвищення продуктивності маршрутизаторів. Проте просте підвищення їх швидкодії не дозволяє вирішити цю задачу, що змушує ретельніше аналізувати алгоритми роботи маршрутизаторів. Ці алгоритми були побудовані за принципом максимальної простоти реалізації, що в сучасних умовах вже не є стримуючим чинником. Тому пошук нових рішень цієї задачі є актуальним, що знайшло своє підтвердження і в сучасних дослідженнях [4, 6, 162].

Розвиток Інтернет сприяє створенню гнучкішого і ефективнішого протоколу маршрутизації для обслуговування великих мереж. Протоколи стану зв'язків повинні були розв'язати проблеми, характерні для протоколів вектора відстаней. Проте на відміну від протоколів вектора відстані протоколи стану зв'язків є складнішими і вимогливішими до ресурсів маршрутизаторів. Основу протоколів стану зв'язків становить алгоритм переваги найкоротшого шляху, або алгоритм Дейкстри [14].

Алгоритм аналізу стану зв'язків спрощено можливо уявити у вигляді такої послідовності операцій, які зобов'язаний виконати кожен маршрутизатор у мережі:

1. При включенні в мережі одержати інформацію про своїх сусідів і визначити топологію мережі.
2. Оцінити вартість шляху до кожного з сусідів (тобто визначити метрики каналів).
3. Підготувати пакет-оголошення, що містить отриману інформацію.
4. Розіслати цей пакет усім сусідам.
5. Побудувати дерево найкоротших відстаней до всієї решти маршрутизаторів і внести одержані результати в таблицю маршрутизації.

Іншими словами, маршрутизатору необхідно отримати всю інформацію про топологію мережі, виміряти метрики каналів, які сполучають власні фізичні інтерфейси з сусідами і далі, обчислити найкоротші шляхи до всіх інших вузлів і внести отримані результати в таблицю маршрутизації.

Після отримання інформації від усіх вузлів маршрутизатор будує "карту" мережі. Для цього він створює орієнтований граф, що відображає топологію

мережі. З'єднання "точка-точка" між вузлами представляється на графі парою дуг (по одній у кожному напрямку), причому вартості цих дуг можуть відрізнятися одна від одної. Мережі з множинним доступом (наприклад, локальні мережі) відображаються вершинами для кожного вузла мережі і додатковою

вершиною – "центром" цієї мережі. Дуги графа від "центру" до вузлів мережі не відображаються.

Маючи в пам'яті такий граф, маршрутизатор застосовує алгоритм маршрутизації для вибору шляху з якнайменшою сумарною вартістю до кожної з вершин графа (тобто, до кожного вузла мережі). За наслідками цих обчислень і будується таблиця маршрутизації, використовувана надалі при перемиканні трафіку.

Все сказане раніше про протоколи стану зв'язків у рівній мірі є справедливим і для *IS-IS*, і для *OSPF* [15].

Протоколом *OSPF* передбачена корисна можливість обчислення окремого набору маршрутів для кожного значення, поля "тип сервісу" (*Type-of-Service, ToS*) у заголовку протоколу *IP*. До створення *OSPF* жоден протокол не використовував значення цього поля.

Поле "тип сервісу" дозволяє запрошувати для трафіку певний рівень сервісу. Довжина поля – чотири біти, з яких значущим може бути тільки один. Таким чином, ми маємо всього чотири можливі варіанти: мінімальна затримка, максимальна пропускна спроможність, максимальна надійність, мінімальна вартість (оплата). Кожен додаток по-різному встановлює значення поля *ToS*. Значення біт даного поля для деяких додатків наведено нижче (див. табл. 1.1).

Як видно з табл. 1.1, протоколам *FTP* і *SMTP* потрібно передавати команди з мінімальною затримкою, а для передачі даних ним необхідна велика пропускна спроможність [16]. Якщо запит *DNS* передається по протоколу *UDP*, то відповідь бажано одержати щонайшвидше, тому що дейтаграмми *UDP* не вимагають посилки підтверджень. Набудувавши протокол *OSPF* для визначення маршрутів або з мінімальною затримкою, або з максимальною

пропускною спроможністю, залежно від *ToS*, можна прискорити роботу *DNS*, так само, як *FTP* і *SMTP*. Існуючі протоколи дають можливість визначити тільки кількість маршрутизаторів, через які пройшов пакет, що не дає можливості об'єктивно автоматично оцінити реальний стан мережі на відповідному сегменті.

Таблиця 1.1. Значення поля *ToS* для різних додатків (наведено у роботах [3, 14])

Додаток	Мінімальна затримка	Максимальна смуга	Максимальна надійність	Мінімальна вартість
Telnet/Rlogin	1	0	0	0
FTP:				
Команди	1	0	0	0
Дані	0	1	0	0
SMTP:				
Команди	1	0	0	0
Дані	0	1	0	0
DNS:				
Запит TCP	0	0	0	0
Запит UDP	1	0	0	0

Найскладнішою проблемою розвитку протоколів маршрутизації є велика кількість діючого обладнання, що вимагає від маршрутизаторів, які реалізують нові протоколи, можливість роботи спільно з існуючими маршрутизаторами. Це накладає найістотніше обмеження: неможливо змінити формат пакета. А розвиток протоколів і технічних засобів, які їх реалізують, повинен, у першу чергу, розв'язувати проблеми гарантованої доставки пакетів і стабільності роботи мережі. Рішення проблеми гарантованої доставки пакетів досягається шляхом застосування протоколів *QoS* і модернізованих протоколів *VPN* [16]. Проблему підвищення стабільності роботи мережі можна розв'язати шляхом

автоматизації процесів визначення маршрутів.

Таким чином, можливості існуючих протоколів маршрутизації пакетів майже вичерпали свій ресурс щодо забезпечення надійності функціонування мережі і забезпечення вимог, які виникають при передачі різнорідних даних. Спроби реалізувати системи централізованого управління мережею натикаються на протидію головному принципу Інтернет – відсутності єдиного керівного органу, а саме даний принцип забезпечив популярність мережі. Зважаючи на вищевикладене, у роботі пропонується досліджувати можливість вдосконалення існуючих протоколів маршрутизації без створення централізованих систем управління мережею і створення протоколів, які можуть працювати з існуючими протоколами, забезпечуючи зростання їх продуктивності і якості.

1.4. Загальні методи оптимальної маршрутизації

Розглянемо класичні алгоритми пошуку найкоротшого шляху і коротко дамо результати порівняльного аналізу їх використання в сучасних протоколах маршрутизації.

Алгоритм Дейкстри

Одним з ефективних алгоритмів рішення задачі про найкоротший $(s-t)$ -шлях є алгоритм Дейкстри [14]. У найзагальнішому вигляді метод заснований на приписуванні вершинам деякого графа тимчасових міток, причому мітка вершини дає верхню межу довжини шляху від точки s до цієї вершини. Величини цих міток поступово зменшуються за допомогою деякої ітераційної процедури, і на кожному кроці ітерації одна (і лише одна) з тимчасових міток стає постійною. Останнє вказує на те, що мітка вже не є верхньою гранню, а дає точну довжину найкоротшого шляху від точки s до даної вершини. Розглянемо цей алгоритм.

Хай $l(x_i)$ – мітка вершини x_i .

Присвоєння початкових значень.

Крок 1. Покласти $l(s)$ і вважати цю мітку постійною. Покласти $l(x_i) = \infty$ для всіх $x_i \neq s$ і вважати ці мітки тимчасовими. Покласти $p = s$.

Оновлення міток.

Крок 2. Для всіх $x_i \in T(p)$, мітки яких є тимчасовими, замінити мітки відповідно до наступного правила:

$$\min[l(x_i), l(p) + c(p, x_i)] \rightarrow l(x_i). \quad (1.1)$$

Перетворення мітки в постійну.

Крок 3. Серед усіх вершин з тимчасовими мітками знайти таку, для якої $l(x_i^*) = \min[l(x_i)]$.

Крок 4. Вважати мітку вершини x_i^* постійною і покласти $p = x_i^*$.

Крок 5. (1) (Якщо необхідно знайти тільки шлях від s до t .)

Якщо $p = t$, то $l(p)$ довжина найкоротшого шляху. Стоп.

Якщо $p \neq t$, перейти до кроку 2.

Крок 5. (2) (Якщо необхідно знайти шлях від s до всієї решти вершин.)

Якщо всі вершини позначені як постійні, відповідні мітки дають довжини найкоротших шляхів. Стоп.

Якщо деякі мітки є тимчасовими, перейти до кроку 2.

Алгоритм Форда для матриці ваг загального вигляду

Цей метод також є ітераційним і заснований на мітках вершин, причому в кінці k -ї ітерації значення міток дорівнюють довжинам найкоротших шляхів (від s до всіх інших вершин), які містять не більше $k+1$ дуг. На відміну від алгоритму Дейкстри, жодна з міток у процесі пошуку не розглядається як остаточна. Описуваний метод був запропонований у роботі [17] і вдосконалений у роботах [18,19]. Перейдемо до його опису.

Хай $l^k(x_i)$ – мітка вершини x_i у кінці i -ї ітерації.

Крок 1. Покладемо $S = \Gamma(s)$, $k=1$, $l^1(s)=0$, $l^1(x_i)=c(s, x_i)$

$S = \Gamma(s)$, $k = 1$, $l^1(s) = 0$, $l^1(x_i) = c(s, x_i)$ для всіх $x_i \in \Gamma(s)$ і $l^1(s) = \infty$ для всіх інших x_i .

Крок 2. Для кожної вершини $x_i \in \Gamma(s)$ ($x_i \neq s$) змінити її мітку в такий спосіб:

$$l^{k+1}(x_i) = \min \left[l^k(x_i), \min_{x_j \in T_i} \{ l^k(x_j) + c(x_j, x_i) \} \right], \quad (1.2)$$

де $T_i = \Gamma^{-1}(x_i) \cap S$. (Множина S містить тепер усі вершини, для яких найкоротші шляхи з точки складаються з k дуг.)

Множина T_i містить ті вершини, для яких поточні найкоротші шляхи з точки складаються з k дуг (тобто ті, вершини яких лежать всередині S) і для яких існують дуги до вершини x_i . Відзначимо, що якщо, то найкоротший шлях не може складатися з, і тому змінювати мітку вершини x_i не потрібно. Для вершин $x_i \notin \Gamma(s)$ покладемо $l^{k+1}(x_i) = l^k(x_i)$.

Крок 3. (а) Якщо для всіх $k \leq n-1$ і $l^{k+1}(x_i) = l^k(x_i)$ для всіх, то отриманий оптимальний результат, і мітки визначають довжини найкоротших шляхів. Стоп.

(б) Якщо для деякої вершини x_i число $k < n-1$ і $l^{k+1}(x_i) \neq l^k(x_i)$, то перейти до кроку 4.

(в) Якщо для деякої вершини x_i і $l^{k+1}(x_i) \neq l^k(x_i)$, то в графі існує цикл з негативною вагою, і задача не має рішення. Стоп.

Крок 4. Відновити множину в такий спосіб:

$$S = \{x_i \mid l^{k+1}(x_i) \neq l^k(x_i)\}. \quad (1.3)$$

(Нова множина S містить тепер усі вершини, найкоротші шляхи до яких з точки s мають довжину $k+1$.)

Крок 5. Покласти $k = k+1$ і перейти до кроку 2. Як тільки визначені довжини найкоротших шляхів від точки s до кожної іншої вершини, то самі шляхи відшукуються за допомогою співвідношення (1.2). Маршрути можна

відшукати й іншим способом, якщо в процесі обчислень на додаток до мітки $l^k(x_i)$ для кожної вершини зберігати іншу мітку $\theta^k(x_i)$. Мітка $\theta^k(x_i)$ указує вершину, передуючу вершині, при найкоротшому шляху від точки s до x_i у час k -й ітерації. Можна почати з вершини $\theta^1(x_i) = s \quad \forall x_i \in \Gamma(s)$ і для всіх інших вершин x_i вибрати $\theta^1(x_i)$ довільно (наприклад, рівною 0). Мітки $\theta^k(x_i)$ можна тоді змінювати відповідно до співвідношення (1.3). Таким чином, $\theta^{k+1}(x_i) = \theta^k(x_i)$, якщо в квадратних дужках у виразі (1.3) буде меншим перший член, або $\theta^{k+1}(x_i) = x_j$, якщо меншим є другий член. Якщо при завершенні роботи алгоритму вектор $\theta(x_i)$ складається з міток, то найкоротший шлях від s до x_i проходить у зворотному порядку, тобто, $s, \dots, \theta^{\text{III}}(x_i), \theta^{\text{II}}(x_i), \theta(x_i)$ де $\theta^{\text{II}}(x_i)$ означає $\theta(\theta(x_i))$, і т. ін.

Алгоритм Флойда для довільної матриці ваг

Цей алгоритм був запропонований у [20] і вдосконалений у [21]. Він застосовується як для ненегативних, так і для довільних вагових матриць. Необхідний час обчислень пропорційний n^3 , де n – порядок матриці. Якщо цей метод застосувати до графа з ненегативною матрицею ваг, можна досягти майже 50% економії обчислень у порівнянні з n -кратним застосуванням алгоритму Дейкстри [14]. Метод базується на використуванні послідовності з n перетворень (ітерацій) початкової вагової матриці C . При цьому на k -й ітерації матриця подає довжини найкоротших шляхів між кожною парою вершин з тим обмеженням, що шлях між x_i і x_j (для довільних x_i і x_j) містить як проміжні точки тільки вершини з множини $\{x_1, x_2, \dots, x_k, \dots, x_n\}$.

Візьмемо в початковій матриці ваг $c_{ii} = 0$ для всіх $i = 1, 2, \dots, n$ і $c_{ik} = \infty$, якщо в графі відсутня дуга (x_i, x_j) .

Задавання початкових значень.

Крок 1. Покласти $k = 0$.

Крок 2. $k = k + 1$.

Крок 3. Для всіх $i \neq k$ введемо операцію

$$c_{ij} = \min \left[c_{ij}, (c_{ik} + c_{kj}) \right]. \quad (1.4)$$

Крок 4. (а) Якщо в графі G існує цикл з негативною вагою, що містить x_i , рішення не існує. Стоп.

б) Якщо всі $c_{ii} \geq 0$ і $k = n$, то рішення одержано. Матриця $\|c_{ij}\|$ дає довжини всіх найкоротших шляхів. Стоп.

(в) Якщо всі $c_{ii} \geq 0$, але $k < n$, то повернутися на крок 2.

Розглянуті протоколи і алгоритми пошуку найкращих маршрутів мають свої переваги і недоліки. Сформулюємо критерії ефективності алгоритму для складеної мережі:

1. Визначення не числа точок проходження (транзитних вузлів), а мінімального часу проходження пакетів.

2. Оцінка параметрів трафіку і, залежно від його характеру, перемикання потоку даних на той або інший маршрут.

Таким чином, є необхідною розробка такого алгоритму, який за наслідками поточного аналізу трафіку спрямовував би його тим чи іншим шляхом. Оскільки початковими даними для пошуку найкоротших шляхів (в алгоритмах Дейкстри, Форда, Флойда) є матриці ваг, то найпростішим і достатньо ефективним алгоритмом, на нашу думку, є метод аналізу ієрархій [22].

1.5. Постановка завдання дослідження

Перспективи розвитку мереж на основі стека протоколів TCP/IP все більше потребують забезпечення максимальної достовірності доставки пакетів, що, у свою чергу, висуває все більш складні вимоги до протоколів маршрутизації. Одна з головних причин неготовності існуючих протоколів

маршрутизації – це те, що ці протоколи проектувалися для вирішення задач доставки текстової інформації. При цьому найбільшу частину трафіку на сьогодні складає мультимедійний трафік. Особливо швидко зростає складова потокового мультимедійного трафіку (*IP-телефонія*, відеоконференції, вебмовлення телевізійних каналів і радіостанцій та ін.). Однією з головних особливостей такого трафіку, з погляду маршрутизації, є необхідність фіксованих затримок доставки пакетів. Існує рішення, яким пропонується вирішити це питання за рахунок упровадження протоколів замовлення якості каналу (*QoS*) [23]. Але такий підхід вимагає істотного зниження коефіцієнта використання каналів, що, у свою чергу, призводить до істотного зростання ціни на використання каналів. А це вже в деяких випадках робить неконкурентними рішення на базі мереж на основі стека протоколів *TCP/IP* у порівнянні з існуючими виділеними каналами і традиційної телефонії.

Однією з основних причин нерівномірного часу доставки пакетів є перевантаження окремих елементів мережі, що призводить до не тільки затримок, але й до збоїв у роботі деяких маршрутизаторів або їх груп. Існуючі маршрутизаційні протоколи мають обмеження щодо адаптації до ситуацій, коли маршрутизатори виходять з ладу. Відомості про відключення маршрутизатора можуть поширюватися протягом кількох годин, а у випадку зникнення групи маршрутизаторів це може тривати навіть кілька діб. Це зумовлено тим, що, хоча протоколи маршрутизації й передбачають інформування сусідів про появу нових маршрутизаторів, процедура сповіщення про відсутність маршрутизатора є значно більш повільною, оскільки зазвичай це відбувається лише раз на півгодини під час обміну таблицями маршрутизації.

Сучасні протоколи маршрутизації дозволяють реагувати на перевантаження каналів, використовуючи метрики каналів для оцінки стану зв'язку і ухвалення рішень щодо напрямку пакету. Однак, зважаючи лише на такі метрики, інколи недостатньо для вирішення проблеми, особливо коли зникає кілька маршрутизаторів одночасно.

Ще одним напрямком для покращення маршрутних алгоритмів є зменшення нерівномірного навантаження мережі. Хоча вже спостерігається певний прогрес у врахуванні метрик каналів для оптимізації маршрутизації, остаточного рішення цієї проблеми ще не знайдено.

Таким чином, необхідно вдосконалити методи маршрутизації в мережах на основі протоколів TCP/IP, щоб зменшити час реакції маршрутизаторів на відключення каналів і забезпечити більш рівномірний розподіл трафіку між ланками мережі.

Для вирішення цієї задачі в ідеалі потрібно наділити маршрутизатор можливістю самостійно визначати маршрут пакета з використанням інформації про стан завантаження всього каналу проходження пакета від маршрутизатора до вузла призначення пакета. Але, на жаль, для такого вирішення потрібні значні обчислювальні ресурси і істотне збільшення службового трафіку. Тому доцільно виділити зону вузлів, через які проходить найбільша частина трафіку, і постійно здійснювати моніторинг завантаження каналів між цими вузлами, а за наслідками моніторингу ухвалювати остаточне рішення про маршрутизацію пакета. Моніторинг дозволить істотно зменшити навантаження і запобігти виникненню перевантаження на окремих ланках мережі.

Для цього потрібно знайти механізм збору інформації про стан каналів від маршрутизатора, який ухвалює рішення, до місця призначення пакета. Необхідно створити методики побудови моделі мережі, визначення ступеня завантаженості каналів мережі і маршрутизації пакетів на основі її моделі. Всі методики повинні мати можливість бути реалізованими у вигляді алгоритмів для автоматичного функціонування системи. Зважаючи на складність упровадження нових протоколів маршрутизації, всі методики не повинні потребувати удосконалення існуючих або створення нових протоколів або засобів, які використовуються на сусідніх маршрутизаторах. Іншими словами, система, яка може бути створена на основі вже створених методик, не повинна вимагати модернізації всього обладнання і програмного забезпечення, яке є в мережі.

Для досягнення поставленої мети необхідно вирішити наступні задачі:

1. З метою реалізації механізму збору інформації про стан завантаженості каналів мережі використовувати інформацію про стан відносних затримок проходження пакета через ланки мережі. Основою такого підходу є те, що інформація про прихід *IP*-пакета до місця призначення повертається до місця створення пакета. У разі якщо якийсь з маршрутизаторів відкидає пакет, він також інформує про це відправника пакета. Проведення досліджень з вивчення затримок проходження пакетів дасть можливість встановити ступінь завантаженості каналів за часом відносної затримки проходження пакета всіх каналів порівняно із затримкою проходження пакета завантаженими каналами.

2. На основі інформації про шлях проходження пакета створити методику побудови моделі мережі. Ця модель повинна відображати структуру мережі в тій частині, яка потрібна для проходження пакетів, і надавати можливість урахування інформації про стан завантаження каналів мережі.

3. На основі моделі створити методику коректування рішення про маршрутизацію пакета в разі перевантаження окремих каналів та окремих ланок мережі.

4. На основі створених методик розробити систему корекції рішення про маршрутизацію пакетів у мережі.

Новизна запропонованого підходу полягає в наділенні маршрутизатора функціями активного елемента, який може самостійно збирати необхідну інформацію. Це дозволить не тільки вирішити задачу оптимізації завантаженості мережі по критерію рівномірного завантаження, але і в подальшому створити самонавчальні системи.

Аналіз стану розвитку протоколів маршрутизації показує, що підходи, які базуються на необхідності оновлення всієї системи управління мережею, упроваджуються дуже повільно. Це зв'язано, у першу чергу, з вартістю такого впровадження і необхідністю узгодження дій між різноманітними організаціями. У цій роботі пропонується підхід, який заснований на розробці

частинних рішень, що не потребують модернізації всього існуючого обладнання. Для упровадження створених у роботі методик необхідна мінімальна зміна існуючих протоколів, програмних і апаратних рішень.

Висновки до першого розділу

1. На підґрунті вивчення сучасного стану інфокомунікаційних мереж можна зробити висновок, що найперспективнішими напрямками розвитку є мережі з асинхронним режимом передачі (мережі *АТМ*) і мережі на основі стека протоколів ТСП/ІР. Їх загальною особливістю, яка зближує ці мережі і дає широкі можливості створення прозорих маршрутів у складених мережах порівняно простими засобами, є застосування методу комутації пакетів.

2. Аналіз проблем організації складених мереж з комутацією пакетів показує, що істотним чинником перешкоджання їх розвитку є недосконалість існуючих протоколів маршрутизації.

3. За результатами проведеного аналізу стану існуючих протоколів можна стверджувати, що головними причинами їх недосконалості є нерівномірність затримок і відсутність механізму швидкого встановлення факту перевантаження або виключення маршрутизатора.

На основі системного підходу сформульовані мета і основні задачі досліджень. Виходячи з цього, визначена структура дисертаційної роботи.

РОЗДІЛ 2. МАТЕМАТИЧНІ МОДЕЛІ ПРОЦЕСІВ МАРШРУТИЗАЦІЇ У СКЛАДЕНИХ МЕРЕЖАХ

2.1. Гетерогенність складених безпроводових мереж

Як відомо, гетерогенність властива будь-якій скільки-небудь крупній обчислювальній мережі [106,113]. На узгодження різнорідних апаратних і програмних компонентів витрачаються великі зусилля і час. Тому будь-яка технологія, спрямована на зменшення впливу неоднорідності мережі при використанні різних методів обробки і передачі різнорідного мережного трафіку, викликає інтерес фахівців [2 – 4 та ін.].

Через гетерогенність мереж виникають серйозні проблеми своєчасної доставки даних без втрат і перевантажень мережі. За даними аналітиків [25], на цей час використовується близько 1% від сумарної «міжнародної» смуги пропускання, внаслідок чого ось вже три роки поспіль тарифи на популярних міжнародних маршрутах щорічно падають на 50%. З другого боку, постачальники мережних служб повідомляють про регулярні втрати до 30% пакетів [24]. Більш того, іноді спостерігаються періоди, коли втрати досягають 50%. Втрата вже 10% пакетів помітно позначається на продуктивності мережі, а при втраті 50% пакетів мережна служба стає фактично марною [2, 24].

Одним з методів усунути або обійти проблеми, пов'язані з гетерогенністю мереж, є пакетна архітектура з фрагментацією пакетів: у мережах *ATM* – застосування стандартних чарунок розміром 53 байти, у мережах *IP* – примусове обмеження розміру пакетів (у середньому – не більше 576 байт). Найефективнішим пристроєм управління продуктивністю всередині сукупності пакетних мереж є маршрутизатор [2]. На рис. 2.1 зображена модель типової глобальної мережі, що складається з маршрутизаторів та інших мережних вузлів – як стаціонарних, так і мобільних. Передбачається, що у всіх мережних вузлів є постійні адреси. Задача управління потоком як частина загальної задачі управління продуктивністю зводиться до узгодження швидкості передачі зі

швидкістю, з якою канал передачі здатний передавати, а отримувач – приймати потік пакетів. Для управління потоком створюються канали сигналізації і зворотного зв'язку між абонентами.

Задача управління навантаженням на мережу і запобігання перевантаженням є загальнішою, ніж управління потоком між двома абонентами. У процес управління навантаженням включені всі мережні вузли, комутатори і маршрутизатори. В алгоритмах боротьби з перевантаженням також використовують зворотний зв'язок у вигляді різних повідомлень відправникам для регулювання швидкості передачі даних при виникненні заторів у мережі.

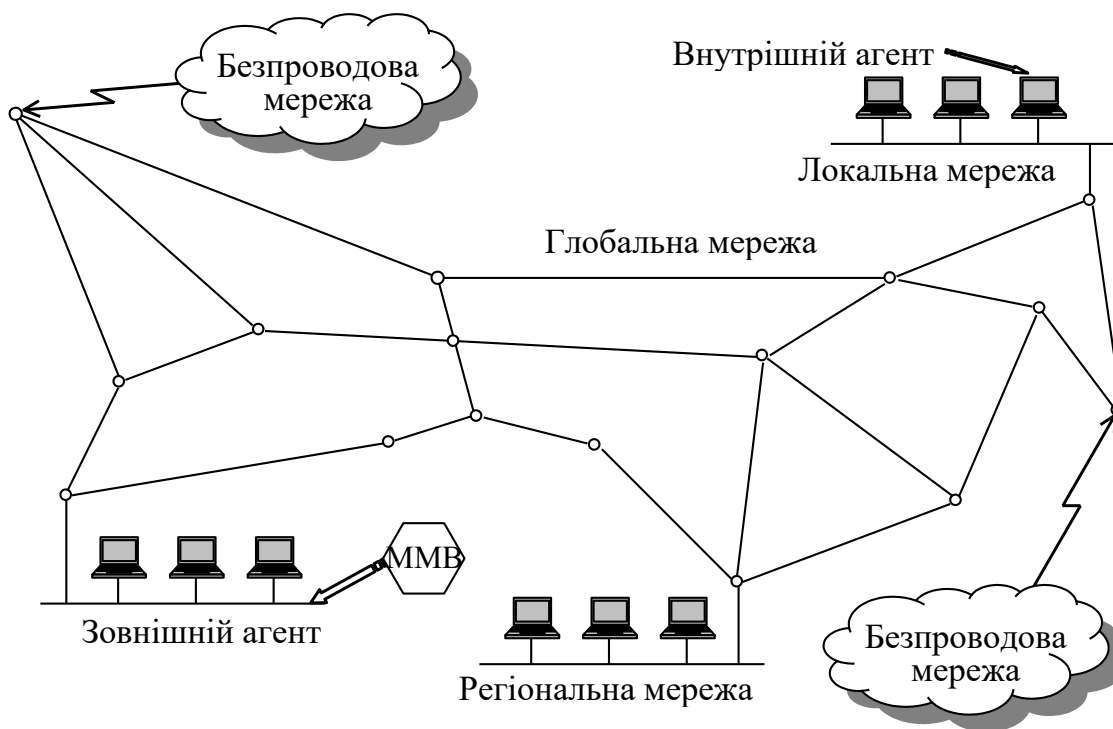


Рис. 2.1. Глобальна мережа, використовувана локальними і регіональними мережами як інформаційний і транспортний ресурс. Маршрутизатори позначені колами. ММВ – мобільний мережний вузол

Зважаючи на викладене, задачі маршрутизації у складених мережах зводяться, з одного боку, до раціонального розподілу навантаження на мережу, а з другого – до вибору оптимальних маршрутів обміну даними між абонентами на основі знання мережної конфігурації та ефективних механізмів обміну інформацією між мережними вузлами.

Розглянемо задачу організації обміну даними у складеній мережі мегаполісу. На рис. 2.2 зображена схема гіпотетичної мережі мегаполісу. Як видно з малюнка, мережа має достатньо виражену ієрархічну структуру. Подібні схеми побудови використовуються також у великих корпоративних мережах [26]. Для організації обміну даними тут можуть використовуватися засоби канального і мережного рівнів. Ці засоби мають великий розкид характеристик залежно від того, на якому рівні ієрархії вони застосовуються, і, відповідно, від кола вирішуваних задач.

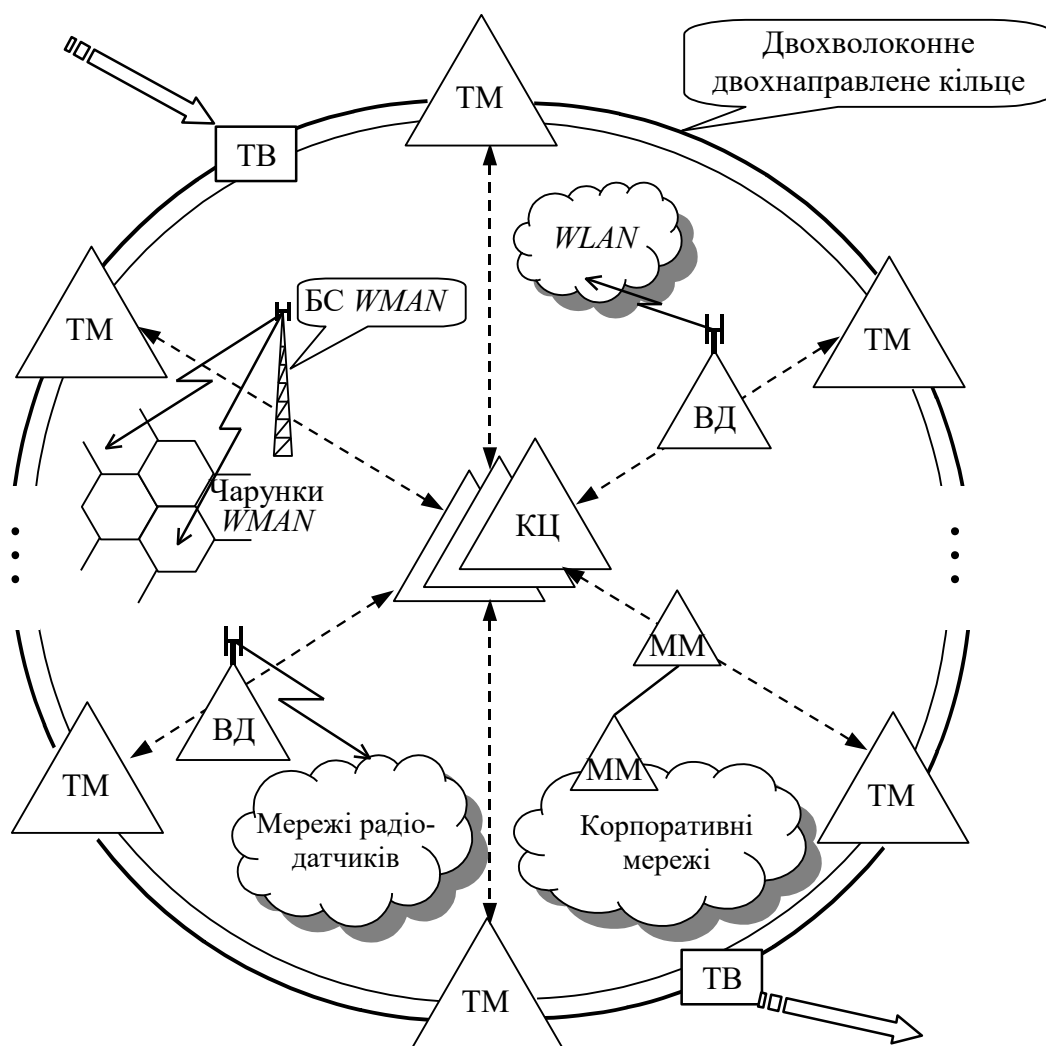


Рис. 2.2. Побудова інформаційно-обчислювальної мережі мегаполісу. ТМ – термінальний мультиплексор; КЦ – комутаційний центр; ВД – вузол доступу; ТВ – транзитний вузол; ММ – магістральний маршрутизатор; WLAN – бездротова мережа за стандартом IEEE 802.11; БС WMAN – базова станція бездротової мережі за стандартом IEEE 802.16.

Канальний рівень може теоретично використовувати різні типи мостів і комутаторів, але на практиці переважно застосовуються комутатори, які витіснили класичні однопроцесорні мости через їх низьку продуктивність. Сьогодні мости використовуються лише в деяких повільних глобальних магістралях для з'єднання віддалених локальних мереж (так звані віддалені мости – remote bridges) [2, 3].

Тому для подальшого аналізу каналного рівня будемо розглядати лише комутатори.

Комутатор відокремлює мережу на автономні сегменти, що локалізують трафік усередині кожного сегмента. Між станціями всередині сегмента прокладаються лінії зв'язку. Це дозволяє розділяти мережу на підмережі, з яких можна будувати більш складні структури.

Однак побудова складних мереж на основі повторювачів, мостів і комутаторів має кілька серйозних обмежень:

- у мережі повинні бути виключені петлі, оскільки міст/комутатор може передавати пакети лише за умови наявності єдиного шляху між відправником та отримувачем. Наявність додаткових з'єднань, які створюють петлі, є необхідною для кращого балансування навантаження та створення резервних шляхів для забезпечення стабільності мережі.
- сегменти між мостами або комутаторами мають слабе відокремлення, що робить їх уразливими до так званих бродкаст-штормів. Якщо одна станція надсилає бродкаст, він потрапляє до всіх станцій на всіх логічних сегментах.
- у мережах на основі комутаторів важко здійснювати управління трафіком, оскільки аналізу пакету недостатньо для ефективного вирішення задач.
- зв'язок на фізичному та каналному рівнях створює однорівневу, менш гнучку систему адресації, де адреса призначення є лише MAC-адресою, пов'язаною з мережним адаптером.

- не всі типи комутаторів підтримують трансляцію протоколів канального рівня, що ускладнює створення великих, неоднорідних мереж.

Логічне рішення – використання протоколів вищих рівнів. Мережний рівень інтегрує підмережі, кожна з яких має свою технологію, наприклад *Ethernet*, *Fast Ethernet*, *Gigabit Ethernet*, *Token Ring*, *FDDI*, *WLAN IEEE802.11*, *WiMAX IEEE802.16*, а також глобальні мережі *Frame Relay*, *ATM*, *ISDN*. Кожна з цих технологій здатна забезпечити комунікацію всередині підмережі, але не між різними підмережами. Для цього потрібні мережні засоби, що забезпечують взаємодію між вузлами різних підмереж.

Мережний рівень координує роботу підмереж, що використовуються для просування пакета через складену мережу. Найважливіша функція мережного рівня – маршрутизація [51, 68] пакетів між термінальними вузлами складеної мережі. В складених мережах існує кілька можливих шляхів для передавання пакетів між вузлами.

Маршрут вибирається на основі доступної інформації про поточну конфігурацію мережі. Маршрутизатор аналізує заголовок пакета, перевіряє контрольну суму та час життя пакета. Якщо є помилки, пакет відкидається, або вносяться зміни, наприклад, збільшення часу життя.

Функції маршрутизатора детально описані в літературі [2 – 4, 51 та ін.].

Маршрутизатор виконує фільтрацію трафіку, завдяки своїм розширеним можливостям, на відміну від комутаторів. Він здатний виконувати складніші правила фільтрації та обробляти пакети на основі інтелектуальних алгоритмів. За допомогою маршрутизатора здійснюється вибір шляху для пакета на основі мережної таблиці маршрутизації. За допомогою протоколу *ARP* визначається відповідність мережної та локальної адреси.

Маршрутизатор забезпечує фізичне з'єднання з середовищем передачі і підтримує необхідні протоколи канального та фізичного рівнів для кожної підмережі, з якою він взаємодіє. На основі інформації з таблиці маршрутизації маршрутизатор визначає, куди перенаправити пакет.

Маршрутизатори класифікуються за типами: магістральні, регіональні, для віддалених офісів і для локальних мереж. Магістральні маршрутизатори найбільш потужні та підтримують безліч протоколів для забезпечення зв'язку між різними сегментами мережі. Регіональні маршрутизатори з'єднують віддалені офіси з центральною мережею. Маршрутизатори для віддалених офісів забезпечують зв'язок між локальними мережами та глобальними з'єднаннями. Маршрутизатори для локальних мереж підтримують високу швидкість маршрутизації і мають особливу продуктивність для великих мереж.

2.2. Постановка задачі оптимальної маршрутизації у складеній мережі

Під алгоритмом маршрутизації розуміють каскад правил, відповідно до яких в кожному вузлі мережі передавання даних здійснюється вибір найкращої (на даному інтервалі роботи) лінії зв'язку для передачі конгломерату даних (повідомлення або пакета).

У роботах [14, 15, 17 – 20] приводиться достатньо докладна класифікація алгоритмів маршрутизації. Згідно з [3], під фіксованою (нерозгалуженою, одношляховою) маршрутизацією розумітимемо таку процедуру вибору маршрутів, при якій для передавання даних від вузла-джерела вузлу-отримувачу задіяний єдиний маршрут. Якщо в процедурі вибору маршрутів дозволяється використовувати більше одного шляху, то вона називається альтернативною (розгалуженою, багатошляховою).

У загальному випадку при застосуванні альтернативної маршрутизації якнайповніше використовуються ресурси мережі, тому вона більш переважна, ніж фіксована, проте остання простіша для реалізації, і у ряді випадків (наприклад, при низькому завантаженні мережі) при її використуванні якість функціонування мережі може виявитися дуже близькою до варіанту з реалізацією альтернативної маршрутизації. Маршрутизацію з обмеженням на число вихідних ліній K , використовуваних для передачі даних з кожного вузла

вузлу-адресату, можна розглядати як якийсь усічений варіант альтернативної маршрутизації. Таку маршрутизацію називають K -шляховою [3, 10]. Ця маршрутизація є простішою в реалізації, ніж повністю альтернативна. При цьому більш ефективно, ніж при фіксованій маршрутизації, використовуються ресурси мережі.

На стадії проєктування мережі передачі даних і в процесі її розвитку дуже важливою є задача вибору алгоритму маршрутизації. Для досягнення цієї мети можуть бути використані різні засоби:

- вимірювання і статистичний аналіз з імпутацією параметрів реальної мережі (в тому випадку, якщо мережа передачі даних вже побудована і знаходиться в процесі розвитку);
- напівнатурне моделювання;
- імітаційне моделювання та симуляція;
- математичні оптимізаційні моделі.

У даній роботі розглянуті математичні моделі алгоритмів маршрутизації. Застосування їх при порівняльному аналізі методів та алгоритмів маршрутизації представляє інтерес з наступних міркувань:

- до теперішнього часу розроблений достатньо повний математичний апарат, що дозволяє використовувати його в "чистому вигляді", а при необхідності модифікувати існуючі моделі з урахуванням специфіки конкретної мережі;
- використання математичних моделей не вимагає значних ресурсів (обчислювальних, часових і т. п.), що дозволяє при необхідності проводити багатократний аналіз в процесі розробки і експлуатації мережі;
- математичні моделі, на відміну від інших моделей, дозволяють робити імпліковані висновки про тенденції розвитку мереж, що є надзвичайно важливим при побудові великомасштабних мереж передачі даних.

Розглянемо наступну модель мережі. Мережа складається з N вузлів комутації і M ліній зв'язку. Без втрати спільності опису автором зроблені наступні спрощуючі припущення [169]:

- протягом усього періоду спостереження всі канали зв'язку функціонують безвідмовно;
- лінії передачі мають високу завадостійкість, тому виникнення помилок, спотворень або необхідності повторної передачі вважається малоімовірним у межах досліджуваного інтервалу;
- комутаційні вузли оснащені обмеженим, але достатньо ємним обсягом оперативної пам'яті;
- затримки, пов'язані з обробкою інформації у вузлах комутації, є незначними і можуть бути проігноровані;
- довжини повідомлень є незалежними випадковими величинами, що підкоряються експоненційному розподілу з середнім значенням $1/\mu$ [байт];
- мережевий трафік формується потоком повідомлень однакового пріоритету, який є сукупним пуасонівським потоком із середньою інтенсивністю λ_{ij} [повідомлень/с] для повідомлень, що генеруються у вузлі i та призначені для вузла j .

Позначимо:

$$\gamma = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \text{ — повний зовнішній трафік,} \quad (2.1)$$

на який накладаються обмеження такого вигляду:

$$f_{kl} = \frac{1}{\mu} \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \cdot x_{kl}^{(i,j)}; \quad k, l = 1, 2, \dots, N, \quad (2.2)$$

$$f_{kl} \leq d_{kl}; \quad k, l = 1, 2, \dots, N; \quad (2.3)$$

кожна лінія зв'язку складається з єдиного дуплексного каналу зв'язку f_{kl} з пропускною спроможністю, рівною d_{kl} [байт/с]; $((k, l)$ — лінія зв'язку між вузлами k і l); якщо лінія зв'язку між вузлами k і l відсутня, то $d_{kl} = 0$.

Наведені припущення (з деякими змінами, що не мають принципового характеру) зазвичай використовуються при розв'язанні теоретичних та прикладних завдань інформації та телекомунікації [3, 38].

Позначимо через $x_{kl}^{(i,j)}$ частку потоку γ_{ij} , що проходить по лінії (k,l) :

$$0 < x_{kl}^{(i,j)} < 1. \quad (2.4)$$

Тоді:

$$\lambda_{kl} = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \cdot x_{kl}^{(i,j)}, \quad (2.5)$$

де λ_{kl} – величина потоку в лінії (k,l) [повідомлень/сек], обумовлена потоком γ_{ij} .

Для змінних $x_{kl}^{(i,j)}$ повинна виконуватися умова збереження потоку в мережі, яка записується таким чином [3]:

$$\sum_{k=1}^N x_{kl}^{(i,j)} - \sum_{k=1}^N x_{lk}^{(i,j)} = \begin{cases} -1, & l = i \\ 0, & l \neq i, j \\ 1, & l = j. \end{cases} \quad (2.6)$$

Позначимо символом Z_{ij} експектацію інспірованого часу, що витрачається на передачу повідомлення, яке виникло у вузлі i і призначається вузлу j (міжкінцева затримка повідомлення). Важливою характеристикою якості функціонування мережі передачі даних є експектація затримки повідомлення в мережі T , яка визначається як зважена індукована сума міжкінцевих затримок Z_{ij} :

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} Z_{ij}. \quad (2.7)$$

У припущенні локальної стаціонарності потоку на інтервалі спостереження можна застосувати формулу Літгла, що приводить до узагальненого, і в той самий час достатньо простого результату, наведеному в [40]:

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \lambda_{kl} t_{kl}, \quad (2.8)$$

де t_{kl} – середній час перебування повідомлень у лінії (k,l) .

На жаль, імплікація аналітичного виразу для величини t_{kl} (і, отже, для величини T) у загальному випадку є неможливою [40].

Проте, спираючись на приведені вище припущення, можна довести [169], що середня затримка повідомлень в мережі T може бути визначена аналітично. При цьому мережа зводиться до моделі, вперше вивченої в [30], в якій кожна лінія зв'язку розглядається як незалежна СМО типу $M/M/1$.

У цьому випадку математичне сподівання часу перебування повідомлень в лінії (k,l) складається з часу передачі повідомлення $1/\mu d_{kl}$ і часу очікування в черзі W_{kl} . Воно визначається за наступною формулою:

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl}} + W_{kl}, \quad (2.9)$$

де

$$W_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl}} \frac{\lambda_{kl}}{\mu d_{kl} - \lambda_{kl}}$$

або

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl} - \lambda_{kl}}. \quad (2.10)$$

Позначимо через $f_{kl} = \lambda_{kl}/\mu$ величину потоку в лінії (k,l) , виражену в байтах/сек. Тоді:

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl} - f_{kl}}. \quad (2.11)$$

При підстановці t_{kl} у вираз (2.6) одержимо вираз для середньої затримки повідомлень по мережі:

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}. \quad (2.12)$$

Зроблені припущення дозволяють сформулювати задачу пошуку таких значень змінних, які забезпечать оптимальне (найменше) значення величині T [13, 169].

Відомі:

- топологічна структура МПД;
- матриця вхідних потоків;
- пропускні спроможності комунікаційних ліній;
- математичне сподівання довжини повідомлення, пропорційне $1/\mu$.

Потрібно знайти змінні $x_{kl}^{(i,j)}$ і, отже, потоки в лініях зв'язку f_{kl} , такі, що:

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}} \rightarrow \min \quad (2.13)$$

за умов

$$\sum_{k=1}^N x_{kl}^{(i,j)} - \sum_{k=1}^N x_{lk}^{(i,j)} = \begin{cases} -1, & l = i \\ 0, & l \neq i, j \\ 1, & l = j, \end{cases} \quad (2.14)$$

$$0 \leq x_{kl}^{(i,j)} \leq 1; i, j, k, l = 1, 2, \dots, N. \quad (2.15)$$

Ця задача, по суті, є задачею вибору оптимальних потоків і визначення оптимальних маршрутів у мережі за критерієм середньої затримки [169].

Умова (2.15) припускає, що для передавання повідомлень з вузла i у вузол j може бути використано більше одного маршруту, тобто задачею (2.11 – 2.15) описується альтернативна процедура вибору маршрутів.

Якщо умову (2.15) замінити умовою

$$x_{kl}^{(i,j)} \in \{0, 1\}; \quad i, j, k, l = 1, 2, K, N, \quad (2.15a)$$

то (2.9 – 2.14) спільно з умовою (2.15a) визначатиме задачу фіксованої маршрутизації.

І, нарешті, для випадку K -шляхової маршрутизації необхідно використовувати такі додаткові обмеження.

Введемо змінну:

$$j_{kl} = 1, 2, \dots, N. \quad (2.16)$$

Іншими словами, змінна $j_{kl} = 1$, якщо комунікаційна лінія (k, l) використовується для передачі потоку у вузол-адресат j хоча б від одного вузла-джерела i ; $j_{kl} = 0$ в інших випадках.

Тоді супремум (точна верхня грань) вихідних ліній (K), використовуваних для передачі даних з кожного вузла k вузла-адресата j , можна записати в такому вигляді:

$$\sum_{l=1}^N v_{kl}^{(j)} \leq K; \quad k, j = 1, 2, K, N. \quad (2.17)$$

Таким чином, виразами (2.9 – 2.17) описується K -шляхова маршрутизація. Зазначимо, що якщо покласти величину k рівною 1, то обмеження (2.16) і (2.17) перетворяться на обмеження (2.15а), тобто ми знову одержимо задачу фіксованої маршрутизації.

Формальним результатом рішення задачі імплікації потоків у мережі є безліч змінних $x_{kl}^{(i,j)}$; $i, j, k, l = 1, 2, \dots, N$. Знаючи ці змінні, легко дати дефініції величин потоків у лініях зв'язку f_{kl} , безліч індукованих маршрутів для всіх пар вузлів "джерело (i) – адресат (j)" та парціальні частини від вхідних потоків γ_{ij} , які потрібно передавати по оптимальних маршрутах. Самі змінні $x_{kl}^{(i,j)}$ практичного значення не мають, і багато індукованих алгоритмів рішення задачі вибору оптимальних потоків, як правило, визначають лише потоки в комунікаційних лініях f_{kl} . Знаючи значення f_{kl} , можна по формулі (2.12) визначити значення інфімуму (точної нижньої грані) затримки T . Однак у низці випадків необхідно знати, які саме маршрути приводять до оптимальної дистрибуції потоків.

У більш строгій постановці задача формулюється таким чином: для кожної пари вузлів "джерело (i) – адресат (j)" визначити безліч оптимальних маршрутів $\Pi_{ij} = \{\pi_{ij}^{(r)}\}$, $r = 1, 2, \dots, R_{ij}$ (R_{ij} – кількість оптимальних маршрутів з вузла i у вузол j) і частки потоків $\alpha_{ij}^{(r)}$ від вхідного потоку γ_{ij} , відповідно до яких використовуються маршрути $\pi_{ij}^{(r)}$. $\left(\sum_{r=1}^N \alpha_{ij}^{(r)} = 1 \right)$. Очевидно, що для фіксованої маршрутизації $R_{ij} = 1$ і $\alpha_{ij}^{(r)} = 1$, тобто визначається єдиний локально-оптимальний маршрут. Для вирішення цієї задачі необхідно врахувати невизначеність цілей пошуку екстремуму і застосовувати відповідні методи та алгоритми [10].

2.3 Математична модель таблиці маршрутизації

Для того щоб за адресою мережі призначення можна було б зробити

експлікацію раціонального маршруту проходження пакета, кожен термінальний вузол-отримувач і мережний вузол-маршрутизатор створюють спеціальну інформаційну структуру, про яку коротко згадувалося у першому розділі і яка називається експлікативною маршрутною таблицею або таблицею маршрутизації (ТМ). Онтологічна структура ТМ залежить від типу імпутованої операційної системи, стеку протоколів передавання даних, способу аплікації маршрутизатора (апаратний або програмний) та інших чинників. У структурі ТМ (див. табл. 2.1) представлені ті елементи, типи і джерела записів, яким іманентна принципова роль у вирішенні задачі.

У першому стовпці таблиці індуковуються номери мереж, що входять в гіпермережу. У другому стовпці указується інтегрована мережна адреса відповідного порту наступного маршрутизатора, на який треба направити пакет, щоб той пересувався без біфуркацій до мережі з визначеним номером по скалькульованому маршруту.

Таблиця 2.1. Таблиця маршрутизації

Адреса призначення	Адреса наступного маршрутизатора	Ознака стану маршруту	Час життя маршруту	Джерело появи запису	Метрика
D_1	R_{11}	F_1	t_1	S_1	V_1
D_2	R_{21}	F_2	t_2	S_2	V_2
...	...	...		...	...
D_k	R_{k1}	F_{k1}	t_{k1}	S_{k1}	V_{k1}
	R_{k2}	F_{k2}	t_{k2}	S_{k2}	V_{k2}
	...	...	...	...	...
	R_{kN}	F_{kN}	t_{kN}	S_{kN}	V_{kN}
...	...	...	...	...	...
<i>Default</i>	R_d				—

Коли маршрутизатор (роутер) приймає новий пакет, він аналізує номер мережі призначення, зчитаний із кадру, що надійшов, і послідовно порівнює його з номерами мереж у кожному рядку таблиці маршрутизації. Той рядок, у

якому номер мережі співпадає, вказує, до якого найближчого маршрутизатора слід спрямувати цей пакет.

На практиці кількість записів у таблиці маршрутизації намагаються зменшити шляхом застосування спеціального запису – маршрутизатора за замовчуванням (Default). У цьому випадку замість конкретного номера мережі вказується, наприклад, слово "default", що означає: всі пакети, які не знайшли точного збігу у таблиці, спрямовуються через вказаний порт маршрутизатора, як через єдиний відомий шлях до інших мереж у складеній динамічній структурі.

У графах таблиці "Ознака стану маршруту" та "Час життя маршруту" міститься довідкова інформація про готовність маршруту до передачі даних, а також вказується, скільки часу (в секундах) ще залишилось до завершення дії цього маршруту.

У графі "Джерело появи запису" зазначається, звідки саме взявся той чи інший рядок у таблиці [63, 66, 125], зокрема:

- із програмного забезпечення стеку мережевих протоколів (так формуються постійні записи, зокрема адреси для локального тестування, широкомовні або групові адреси);
- від адміністратора мережі (це статичні записи, які зберігаються навіть після перезавантаження або виключення пристрою);
- з використанням стандартних протоколів маршрутизації (в такому разі записи є динамічними та мають обмежений термін дії).

У сучасних протоколах допускається наявність у таблиці маршрутизації декількох рядків, що відповідають одній і тій самій адресі мережі призначення. Тоді вибір шляху здійснюється на основі параметра "Метрика" – це узагальнене уявлення про відстань до мережі. Метрика враховує не лише фізичну дистанцію, а й інші показники, які відповідають критеріям, закладеним у пакеті (наприклад, "клас сервісу" [150, 151]). Метрика, як онтологічна міра відстані в маршрутизації, не обов'язково є симетричною чи транзитивною, і може не задовольняти трикутній нерівності, хоча вона зберігає рефлексивність

(властивість рівності до самої себе), на відміну від класичних мір у теорії множин або дійсних функцій [11, 165].

У ролі метрики можуть виступати різноманітні параметри: затримка (латентність) одного пакета, максимальна передбачувана пропускна спроможність шляху для групи пакетів, стабільність зв'язку або інший параметр, що характеризує ефективність маршруту. Часто використовується простий критерій — кількість проміжних маршрутизаторів (хопів). Якщо маршрутизатор підтримує різні класи сервісу, то для кожного з них створюється окрема таблиця маршрутизації.

Для мереж, які фізично підключені до маршрутизатора, адміністративна відстань дорівнює 0. У деяких випадках облік починається з 1.

Наявність кількох маршрутів до одного вузла дає такі переваги:

- можливість паралельної передачі даних через різні канали, що підвищує надійність і пропускну спроможність;
- можливість вибрати оптимальний маршрут згідно з одним або кількома критеріями.

Відповідно до наведених принципів, завдання маршрутизації вирішується шляхом аналізу таблиць маршрутизації в усіх маршрутизаторах і вузлах мережі. Зазвичай їх формування здійснюється автоматично, однак допускається і ручне редагування.

Протоколи маршрутизації функціонують на основі мережеских протоколів як транспортного середовища. Інформація про маршрути передається через пакети маршрутизуючих протоколів, які вбудовуються в поля даних мережевого або навіть транспортного рівня, тому формально такі протоколи можна віднести до рівня, вищого за мережеский [1, 65].

За допомогою цих протоколів маршрутизатори формують карту мережі з тією чи іншою точністю. На основі цієї карти визначають, якому наступному маршрутизатору потрібно передавати пакет, щоби шлях до призначення був найраціональнішим. Рішення заноситься до таблиці маршрутизації. Зміни в конфігурації мережі можуть зробити частину записів недійсними, внаслідок

чого пакети можуть потрапляти в зациклені маршрути та втрачатися. Ефективність роботи мережі прямо залежить від швидкості оновлення таблиці згідно з актуальним станом [73].

Важливо розуміти, що при виборі шляху визначається лише наступний маршрутизатор, а не повний ланцюг від джерела до призначення. Це реалізується у вигляді розподіленої маршрутизації, де кожен маршрутизатор відповідає лише за один крок. Такий підхід отримав назву однокрокового маршрутування [51, 56].

Протилежним до цього є метод багатокрокової маршрутизації (Source Routing), при якому повний маршрут прописується у пакеті ще на вузлі-джерелі. Це зменшує навантаження на маршрутизатори і прискорює проходження пакетів, але збільшує вимоги до кінцевих пристроїв. Хоча такий підхід сьогодні менш популярний, сучасні версії IP протоколу дозволяють використовувати обидва методи [51, 56].

Однокрокові алгоритми, залежно від способу формування таблиці маршрутизації, поділяються на три групи [1, 51, 56, 65]:

- алгоритми фіксованої (статичної) маршрутизації;
- алгоритми простої маршрутизації;
- алгоритми адаптивної (динамічної) маршрутизації.

У випадку фіксованої маршрутизації всі записи в таблиці є сталими. Адміністратор власноруч вирішує, через які маршрутизатори повинні проходити пакети, і вносить відповідні записи за допомогою спеціальних утиліт (наприклад, `route` в ОС Unix або Windows). Таблиця завантажується разом із запуском системи і діє до ручного редагування, яке може знадобитися при відмові певного маршрутизатора.

Цей метод добре працює на магістралях великих мереж із простішою структурою та передбачуваними маршрутами в межах підмереж.

Найпоширенішими сьогодні є адаптивні (динамічні) алгоритми з механізмом двостороннього навчання [26]. Вони дозволяють автоматично оновлювати таблиці маршрутизації при зміні конфігурації мережі,

забезпечуючи отримання інформації про топологію усіма маршрутизаторами. У таких таблицях присутні значення TTL (Time-To-Live), що вказують, як довго запис залишатиметься чинним.

Адаптивні алгоритми є розподіленими й повинні відповідати кільком основним вимогам [169]. По-перше, вони мають забезпечувати хоча б наближено оптимальний шлях. По-друге, вони повинні бути простими у реалізації й не створювати надмірного навантаження на мережу. І по-третє, такі алгоритми мають бути збіжними, тобто завжди доходити до однозначного рішення за прийнятний час.

Для якнайповнішої порівняльної оцінки ефективності того або іншого маршруту крім метрики доцільно враховувати так звану адміністративну відстань (AP) – параметр (метрика) маршруту, за допомогою якого визначається ступінь довіри до інформації, одержаної від сусідніх пристроїв. AP виражається цілим числом від 0 до 255, де нуль означає найбільшу довіру, а 255 – заборону передачі трафіку по даному маршруту. Стандартні значення AP визначені для джерел, починаючи від приєднаного інтерфейсу (0), статичного маршруту (1), внутрішніх і зовнішніх маршрутів стандартних протоколів маршрутизації (від 5 до 200) і аж до невідомого джерела (255).

Задачу оптимізації топологічної структури мережі поставимо таким чином. Є такі вектори:

$\vec{U}$ – вектор параметрів мережного навантаження: інтенсивності потоків даних між кожною парою сусідніх вузлів комутації, статистичні характеристики трафіку, пріоритети або деякі вагові функції окремих потоків даних;

$\vec{Q}$ – вектор параметрів якості сервісу мережі: швидкодія, достовірність та ін., які характеризують якість передачі даних або, у традиційному трактуванні, – якість сервісу QoS ;

$\vec{W}$ – вектор експлуатаційних характеристик мережі: пропускна спроможність каналів передачі даних, швидкодія і об'єми буферної пам'яті

вузлів комутації, надійність і час відновлення устаткування, вагові коефіцієнти, за допомогою яких даються порівняльні оцінки параметрів логічних зв'язків між вузлами мережі.

Накладаються (векторні) обмеження на граничні характеристики мережного обладнання, зокрема на загальну вартість і структуру мережі:

$$C_i(\vec{U}, \vec{Q}, \vec{W}) \leq C_{i \max}, i = \overline{1, N_c}, \quad (2.18)$$

де N_c – число елементів множин C_i і $C_{i \max}$.

Нарешті, накладаються обмеження на технічну архітектуру мережі, що витікають з умов фізичної і практичної реалізованості: гранично досяжна швидкість передачі даних, максимально допустимі відстані між вузлами, мінімально досяжні затримки в комутаційному обладнанні, рівень взаємних завад і т. ін. Позначимо безліч цих обмежень через $R_{\max}$:

$$R(\vec{U}, \vec{Q}, \vec{W}) \in R_{\max}. \quad (2.19)$$

Потрібно знайти такий набір векторів, який доставляв би екстремум функціоналу нормованої ефективності

$$\Psi_{en}(\vec{U}, \vec{Q}, \vec{W}) \xrightarrow[\substack{\vec{U}=\vec{U}_{opt} \\ \vec{Q}=\vec{Q}_{opt} \\ \vec{W}=\vec{W}_{opt}}]{\rightarrow} \max \quad (2.20)$$

при обмеженнях вигляду (2.18-2.19).

Сформульована задача має вельми абстрактний вигляд. Щоб конкретизувати її, необхідно задати всі необхідні початкові дані та цільову функцію. Цей вибір досить складний і неоднозначний, тому керуватимемося загальними постулатами теорії великих систем. За досвідом практичної експлуатації таких систем відомо, що втрати (витрати), як правило, є квадратичними функціями відхилень від оптимуму. Тому для попереднього розгляду візьмемо як цільову функцію квадратичну функцію втрат такого вигляду:

$$\Psi(N_{\pi}, N_{\text{сл}} | S_i) = \Psi \left\{ a_i \left[1 - \left(\frac{|N_{\pi} - N_{\text{сл}}|}{N_{\pi}} \right) \right]^2 | S_i \right\}, \quad (2.21)$$

де $N_{\pi}, N_{\text{сл}}$ – число байт корисних і службових повідомлень відповідно, переданих за одиницю часу; S_i – i -та структура мережі; a_i – масштабний коефіцієнт, вибраний з практичних міркувань.

З урахуванням наведених міркувань запишемо вираз для функціонала якості вибору маршруту в такому вигляді:

$$\Psi_{en} = \Psi \left(\sum_{i=1}^{N_c} v_i m_i \right), \quad (2.22)$$

де m_i – компоненти метрики V_{ki} i -го маршруту, $i = \overline{1, N_c}$; v_i – вагові коефіцієнти, які в загальному випадку задовольняють умові нормування $\sum_{i=1}^{N_c} v_i = 1$.

Як наголошувалося раніше, одним з компонентів метрики V_{ki} є адміністративна відстань, величина якої визначається, виходячи з практичних міркувань, від 0 до 255 [63, 65, 66, 69]. Для виконання умов нормування функціонала (2.22) введемо функцію адміністративної відстані (AB):

$$\psi(A_d) = 1 + \log_2(1 + A_d) = 1/m_j, \quad (2.23)$$

де m_j – компонент метрики маршруту, пов'язаний з адміністративною відстанню; індекс j може мати значення від 1 до N_c . Оскільки значення AB A_d перебуває в межах від 0 до 255, відповідні значення $\psi(A_d)$ змінюватимуться в діапазоні від 1 до 9. Інформаційна цінність цього параметра A_d залежить від його величини: при значенні $A_d = 255$ інформація щодо стану маршруту вважається абсолютно достовірною; у випадку значення 9 – така інформація вважається цілком недостовірною і не береться до уваги. Як спосіб кількісного вимірювання достовірності відомостей про адміністративну відстань може бути використана ентропійна міра за Шенноном [32] або оцінка на основі значення

(чи спеціально підібраної функції) вагового коефіцієнта. У цьому випадку за основу приймається функція такого вигляду [165]:

$$\Phi(v_j) = c_j \left\{ 1 - [\Psi(A_d) - 1] / 8 \right\}, \quad n = 2k, \quad k \geq 1,$$

де c_j – коефіцієнт нормалізації, що обирається виходячи з практичних міркувань.

Форма функції адміністративної відстані $\Psi(A_d)$, запропонована в (2.23), пояснюється наступними міркуваннями.

По-перше, в методі ієрархічного аналізу [15] встановлена верхня межа шкали на рівні 9. Такий вибір аргументується наступним чином [22]:

1. Застосування шкали попарного порівняння у межах від 0 до ∞ є непродуктивним, оскільки це передбачає, що людина здатна точно визначити відносну перевагу між будь-якими двома об'єктами, що не відповідає дійсності. Практичний досвід підтверджує, що розрізнення обмежене, а при великій різниці між порівнюваними елементами судження стають довільними та недостовірними. Звідси випливає, що шкали мають бути обмеженими.

2. Якісні викривлення мають практичне значення і несуть похибку, коли порівнювані об'єкти належать до одного порядку або мають схожі характеристики. Психологічна межа у 7 ± 2 градації при попарному порівнянні пояснюється тим, що за цієї кількості елементів досить дев'яти позицій для їх розрізнення.

3. Можливість людини створювати дуальні уподібнення обмежена п'ятьма категоріями: рівність, слабка, сильна, дуже сильна та абсолютна перевага. Для більшої точності вводяться проміжні значення, і в результаті формується дев'ятизначна шкала, яка підтверджується практичними дослідженнями.

Крім того, імплікативний метод оцінки базується на таксономії стимулів у три зони – неприйняття, байдужість і прийняття [6]. Кожна зона додатково ділиться за трихотомічним принципом на низький, середній і високий рівень. Таким чином, утворюються дев'ять градацій значущих ознак.

По-друге, згідно з законом Вебера – Фехнера [33, 160], реакція людини R на зовнішній стимул s_e описується лінійною залежністю від логарифму інтенсивності впливу: $R = a \log s_e + b$, $a \neq 0$,

(2.24) де a і b – константи, що обираються з практичних міркувань. Таким чином, обрана аппроксимація (2.23) співвідноситься з психофізичним законом Вебера – Фехнера. Решта компонентів m_i , $i = \overline{1, N_c}$, $i \neq j$ метрик V_{ki} визначається на основі експертного аналізу порівняльних переваг між різними маршрутами, що буде розглянуто в наступному розділі.

2.4. Технології передачі даних у складених мережах

Трафік в обчислювальних мережах має плетіохронну природу з епізодичними сплесками інтенсивності. Передача пакетів у мережу здійснюється відправником у випадкові моменти часу, відповідно до потреби. Обсяги та частота передачі пакетів можуть істотно коливатися – наприклад, коефіцієнт пульсацій (відношення миттєвої максимальної інтенсивності до середньої) для безз'єднаних протоколів може досягати 200, а для протоколів з установленням з'єднання – до 20 [1, 5].

Трафік комп'ютерних мереж є дуже чутливим до втрати даних, оскільки втрати мають бути компенсовані або імпутацією [117], або повторною передачею [1].

У випадку *Triple-Play* трафіку, який охоплює передачу голосу чи відео, пульсація є низькою, а чутливість до затримок – високою, оскільки вони впливають на якість відтворення. Водночас втрати не настільки критичні – вони компенсуються на основі попередніх/наступних значень через інерційність відповідних процесів.

Поєднання мультимедійного та комп'ютерного трафіку з протилежними характеристиками викликає значні труднощі [2 – 4, 22]. Розрив передачі пакета в розподілених мережах є небажаним, оскільки супроводжується суттєвими витратами на повідомлення вузлів про переривання і відновлення передачі. Протоколи транспортного рівня *TCP* та *UDP*, що використовують мережевий

рівень для доставки пакетів, можуть передавати повідомлення довжиною до 65535 байт. IP-рівень розділяє довгі повідомлення на фрагменти, забезпечуючи їх подальшу реконструкцію [85].

У більшості мереж існує обмеження на максимальний розмір кадру або пакета, що інкапсулюється в IP – це відома як *MTU (Maximum Transfer Unit)*. Наприклад, у мережах *Ethernet* *MTU* становить 1500 байт, у *FDDI* – 4096 байт [66, 69].

У технології АТМ передача будь-якого трафіку відбувається у фіксованих чарунках довжиною 53 байти (48 – дані, 5 – заголовок).

Клас трафіку або клас обслуговування (*CoS*) визначає вимоги до передачі – наприклад, для голосового трафіку важлива затримка і її варіації, а втрата деяких чарунок не є критичною. Синхронність передачі є надзвичайно важливою для аудіо- та відео-застосунків.

Іншим важливим параметром є пульсація. У *ATM* виділяють трафік з постійною (*CBR*) і змінною (*VBR*) бітовою швидкістю [150, 151].

Розмежування також здійснюється за типом протоколу: з'єднаний або безз'єднаний. У першому випадку додаток сам забезпечує надійність, у другому – це має гарантувати мережа.

Усього виокремлюється п'ять класів трафіку, які відрізняються:

- наявністю чи відсутністю пульсації (*CBR* або *VBR*);
- вимогою до синхронізації між відправником і отримувачем;
- типом протоколу (з'єднання/без з'єднання – для комп'ютерного трафіку).

Основні характеристики класів *ATM* трафіку детально викладені в [2, 3].

Швидкість передачі вимірюється в чарунках на секунду, пульсація – у чарунках, часові параметри – у секундах. Пульсація визначає максимальну кількість чарунок, яку можна передати за максимальної швидкості при заданій середній. Частка втрат чарунок – це відношення втрачених до всіх переданих чарунок у межах одного віртуального з'єднання. Оскільки з'єднання дуплексні, параметри можуть бути різними для кожного напрямку.

У *ATM* характеристики пропускної здатності називаються параметрами трафіку і не включаються до параметрів *QoS*, хоча по суті є ними [97]. Якщо додаток не потребує гарантованої якості передачі або пропускної здатності, він може вказати «*Best Effort*» – такий трафік позначається як *UBR (Unspecified Bit Rate)*.

У випадку *UBR* мережа надає ресурси за наявності вільних – тобто без гарантій, що задовольняють лише не-критичні для якості застосунки.

Збільшення швидкості до 10 Гбит/с, нові можливості в організації мультисервисних послуг завдяки застосуванню таких стандартів і протоколів, як *IEEE802.1Q (VLAN)*, пріоритизація трафіку, класи *DiffServ* для забезпечення *QoS*, *MPLS* для швидкої комутації пакетів в багатопрокольних мережах перетворили *Ethernet* на технологію операторського класу. На рівні міських мереж це виражається в розповсюдженні *Metro Ethernet*.

У телефонії трактування послуг операторського класу зводиться до вельми простих правил:

- коли ви набираєте номер, те з'єднання встановлюється відповідно до цього набраного номера;
- після закінчення набору номера телефон на протилежній стороні починає дзвонити, а ви починаєте слухати гудки «Контролю посилки виклику» (або, у гіршому разі, гудки зумера «зайнято») не пізніше ніж через 2-3 з після завершення набору номера;
- у розмові, що відбулася після відповіді абонента, який викликається, якість і розбірливість мови відповідатимуть нормам Міжнародного союзу електрозв'язку (МСЕ) без прослуховування луни, відчутних затримок і сторонніх шумів.

Істотну роль у послугах операторського класу виконує принцип відділення організації послуг від комутації.

У глобальних телекомунікаційних мережах технологія *ATM* знаходить застосування в тих випадках, коли мережа *Frame Relay* не справляється з

великим навантаженням трафіку, а також у ситуаціях, де критично важливо забезпечити мінімальну затримку для передавання інформації в реальному часі.

На сьогодні головним користувачем територіальних *ATM*-комутаторів виступає Інтернет. Такі комутатори функціонують як універсальне середовище для комутації віртуальних каналів, які з'єднують *IP*-маршрутизатори, що передають свої дані у вигляді *ATM*-комірок. Порівняно з виділеними *SDH*-каналами, мережі *ATM* стали більш економічним і гнучким рішенням для з'єднання *IP*-маршрутизаторів, оскільки віртуальні канали *ATM* здатні динамічно змінювати свою пропускну здатність у відповідь на змінне навантаження з боку користувачів *IP*-мереж.

Згідно з інформацією дослідницької компанії *Distributed Networking Associates*, близько 85% трафіку, який передається через *ATM*-мережі у світі, припадає на комп'ютерні мережі. Найбільша частка в цьому обсязі належить *IP*-трафіку — 32%.

Хоча технологія *ATM* початково розроблялась для одночасного обслуговування як комп'ютерних, так і телефонних мереж, обсяг голосових даних, що передаються через канали постійної бітової швидкості (*CBR*) у мережах *ATM*, становить лише 5% загального трафіку, а відеодані — 10%. Більшість телекомунікаційних компаній надають перевагу прямій передачі трафіку через *SDH*-канали, не вважаючи достатніми гарантії якості обслуговування, які пропонує *ATM*. Також слід зазначити, що на сьогоднішній день *ATM* не має повного набору стандартів для інтеграції в існуючі телефонні мережі, хоча робота в цьому напрямку активно триває.

Що стосується інтеграції *ATM* з комп'ютерними мережами, то у цій галузі були розроблені дієві стандарти, які влаштовують як кінцевих користувачів, так і мережевих інтеграторів.

У сфері топології мереж доступу виділяють три головні архітектурні моделі: «кільцева», «точка–точка» (*P2P*) і «точка–множина точок» (*P2MP*). Вибір конкретної топології визначається багатьма факторами, включаючи вимоги замовників, щільність і географію розташування абонентів, типи

наданих послуг, а також специфіку магістральної мережі та використовувану технологію.

Попри домінування кільцевої структури *ATM/SDH* у магістралях міських і регіональних мереж, тут поступово з'являються й сегменти *Ethernet*. Використання технології *Ethernet* у глобальних і доступових мережах сприяє зниженню витрат на реалізацію послуг *Triple Play*, а також полегшує організацію з'єднань між віддаленими офісами. У нових проєктах *IP/Ethernet* для мереж доступу акцент робиться на об'єднанні переваг волоконно-оптичних ліній і технології *Ethernet*, при цьому *Ethernet* використовується як у пакетно-комутованих мережах, так і в магістральних *SDH*-інфраструктурах попередніх поколінь.

Мережі, які функціонують на базі *TCP/IP*-протоколів, мають особливий статус серед глобальних мережевих технологій, адже вони забезпечують інтеграцію мереж різних типів. Саме тому *TCP/IP*-мережі вважаються технологіями більш високого рівня порівняно з традиційними глобальними мережами.

Технологія віртуальних каналів передбачає поділ процесів маршрутизації та комутації пакетів. Перший пакет містить адресу абонента, якого викликають, і на його основі в мережі прокладається віртуальний шлях, при цьому проміжні комутатори налаштовуються відповідним чином. Подальші пакети передаються по вже сформованому віртуальному каналу, використовуючи номер цього каналу як локальну адресу для кожного порту відповідного комутатора.

Основними перевагами використання віртуальних каналів у порівнянні з маршрутизацією кожного окремого пакета, як це притаманно *IP*- чи *IPX*-мережам, є значне пришвидшення комутації завдяки використанню номера віртуального каналу та зменшення обсягу адресної частини пакета, що дозволяє уникнути надмірного роздування заголовка. Проте існують і недоліки, серед яких — ризик конгруентного поділу потоку даних між абонентами по кількох паралельних маршрутах і неефективність створення віртуального шляху для короткочасних потоків інформації.

Висновки до другого розділу

1. У складених гетерогенних мережах мегаполісів, регіональних або корпоративних мережах різномірність трафіку поєднується з великим розкидом параметрів різних сегментів мережі. Тому задачі оптимального розподілу потоків в таких мережах представляють як теоретичний, так і безперечний практичний інтерес.

2. Основний виграш, який дає оптимальний вибір маршруту в складеній мережі, полягає, у першу чергу, в забезпеченні передачі різномірного трафіку з необхідною якістю сервісу.

3. Для оптимальної організації потоків даних в гетерогенній мережі доцільно використовувати алгоритми маршрутизації з багатьма критеріями якості. Для цього необхідно проводити поточний аналіз характеристик сегментів мережі і автоматично модифікувати таблиці маршрутизації. Основою функціонала якості є метрика маршруту.

4. При порівнянні ефективності маршрутів, по яких можуть передаватися дані, необхідно враховувати різномірні і, часто, суперечливі критерії. Тому задача вибору оптимального маршруту є багатокритеріальною, а при її рішенні можуть потрібно неформальні підходи (наприклад, на основі методів компромісів Парето або аналізу ієрархій Сааті).

5. Отримано загальний вираз для розподілу маршрутів в неоднорідній безпроводовій мережі разом із ймовірностями перетину межі точки доступу. Чисельні результати та результати моделювання показують задовільний збіг. Чисельні результати наведені для демонстрації використання ймовірностей перетину меж гарячої точки для розрахунку швидкості вертикальної передачі обслуговування в БПМ, який є важливим параметром для аналізу продуктивності на рівні мережі.

6. Як свідчать результати дослідження автора у праці [10], алгоритми адаптивної К-шляхової маршрутизації, попри свою відносну простоту, демонструють високу ефективність при розв'язанні відповідних задач. Внесення змін до алгоритму з урахуванням особливостей конкретної

предметної області сприяє покращенню результатів пошуку оптимальних маршрутів.

РОЗДІЛ 3. УПРАВЛІННЯ ЯКІСТЮ СЕРВІСУ КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ ЖОРСТКОГО РЕАЛЬНОГО ЧАСУ ЗА УМОВ АПРІОРНОЇ НЕВИЗНАЧЕНОСТІ

3.1. Застосування моделей трафіку даних для моніторингу комп'ютерних мереж

Розглянемо онтологічну модель процесу інтеграції адитивного потоку внаслідок оверлею парціальних потоків від різних джерел. Тут необхідна чітка селекція понять «потік трафіку» і «процес у мережі» [65]. Потокам міграції трафіку в сучасних цифрових мережах з пакетною комутацією іманентна фрактальні парадигма, що імпліковано результатами численних експериментальних досліджень.

Процеси в мережах, такі, як:

- пошук та інтерполяція маршрутів;
- кондиціонування (полісінг і шейпінг) трафіку;
- інсталяція і ромикування з'єднань;
- циркуляція даних всередині автономного сегмента мережі;
- міграція даних між сегментами;
- процес несанкціонованого вторгнення (атаки на мережу);
- процес захисту від атаки і т. ін.,

по суті, являють собою секвенції запитів на обслуговування у певному мережному або термінальному вузлі.[18, 40].

Розглянемо модель інклюзивної мережі пакетної комутації, у якій індуковане квітування пакетів (санкціонування прийому-передавання структурних одиниць інформації) задіяно між сусідніми вузлами [39, 44]. Пакет, у якому виникають бітові помилки, перекручення службової інформації та ін., просто втрачається або відкидається на вузлі прийому. Підтвердження відправнику (квитанція) не передається, відправка дублюється з вузла-джерела. Це потребує утримання копії пакета в

буферній пам'яті передавального вузла до моменту рецесії від сусіднього вузла позитивної квитанції про прийом пакета. Відсутність відгуку протягом тайм-ауту класифікується як утрата пакета, і передавальний вузол повторює пакет по релевантному або іноваційному треку [34].

Розглянемо мережу, що складається з W вузлів комутації пакетів, пам'ять яких являє собою безліч однорідних буферів. Канали зв'язку для спрощення вважаються абсолютно надійними, тому реплікація передавання даних між суміжними вузлами визначається лише зайнятістю буферної пам'яті вузла. Прийmemo, що потоки $\lambda_i(r)$, які надходять у вузол, є пуасонівськими [35, 36]. Такі припущення не призводять до втрати узагальненості моделі.

Розглянемо баланс потоків та розподіл навантаження у мережі. Нехай в мережі циркулюють пакети R класів, маршрути яких задаються стохастичними діагонально-домінантними матрицями [11, 67]

$$\|P_{Ri}(r)\|,$$

де $P_{Ri}(r)$ ($R = \overline{1, W}$; $i = \overline{1, W} + 1$; $r = \overline{1, R}$) – індукована ймовірність передачі пакета класу r з вузла R у вузол i ($P_{Ri}(r) + \dots + P_{RW+1}(r) = 1$).

Обслуговування пакету класу r в мережі завершується, мігруючи з R -го вузла, по каналу $(R, W + 1)$. Пакети надходять у мережу з R зовнішніх джерел з інтенсивністю λ_r , $r = \overline{1, R}$.

Візьмемо $\lambda_{0i}(r) = \Lambda_r P_{0i}(r)$. Тоді певно, що інклюзивний потік, який надходить у мережу, складає суму парціальних пакетів:

$$\Lambda = \sum_{r=1}^R \sum_{i=1}^W \lambda_{0i}(r). \quad (3.1)$$

Рівняння балансу потоків для вузлів розглянутої мережі має вигляд [5, 169]

$$\begin{aligned} \lambda_i(r) = & \lambda_{0i}(r) + \sum_{R=1}^W \lambda_R(r) \pi_R(\lambda_R) P_{Ri} + \\ & + \lambda_i(r) (1 - \pi_i(\lambda_i)), \quad i = \overline{1, W}; \quad r = \overline{1, R}, \end{aligned} \quad (3.2)$$

де $\lambda_R = \sum_{r=1}^R \lambda_r(r)$; $\pi_R(\lambda_R)$ – асимптотична ймовірність наявності вільного

буфера в R -му вузлі мережі.

Перепишемо рівняння (3.2) у такому вигляді:

$$\lambda_i(r) = \frac{1}{\pi_i(r)} (\lambda_{0i}(r) + \sum \lambda_R(r) \pi_R(\lambda_R(r) P_{Ri}(r))). \quad (3.3)$$

Вводячи позначення $\gamma_i(r) = \lambda_i(r) \pi_i(\lambda_i)$, $i = \overline{1, W}$, $r = \overline{1, R}$, і підстановлюючи $\gamma_i(r)$ в (3.2), отримуємо систему рівнянь для супорту балансу потоків у мережі з обмеженою пам'яттю у вузлах, хоча і досить великою для релевантного інтервалу спостереження:

$$\gamma_i(r) = \lambda_{0i}(r) + \sum_{R=1}^W \gamma_R P_{Ri}(r). \quad (3.4)$$

Останній вираз показує, що, намагаючись зберегти баланс потоків, які проходять через мережу, ми стикаємося з важливою проблемою [39, 41]. Інтенсивності потоків у довільному вузлі з фінітною буферною пам'яттю перевершують інклюзивну інтенсивність мережі з необмеженою пам'яттю в $1/\pi_i(\lambda_i)$ разів [90]. При цьому число реплікацій передавання по каналах мережі представлятиме адитивно-мультиплікативний функціонал

$$\mathfrak{Z}(R, i), \quad R \neq i, \quad R, i = \overline{1, W}.$$

Процес надходження заявок часто моделюють марківським ланцюгом [40]. Відповідно, статистичний розподіл потоку вважають пуасонівським [41]. Такі припущення можна з певними застереженнями прийняти для однорідного трафіку. У той самий час, як неодноразово відмічалось вище, статистичний розподіл різнорідного трафіку типу *Triple Play/Quadruple Play*, як правило, відноситься до так званих “розподілів з важкими хвостами” [42, 43]: Парето, Вейбулла, логарифмічно-нормального, бета- або гамма-розподілів.

Теоретичний аналіз потоків, які мають розподіли з важкими хвостами, є доволі складним і потребує значних обумовлень. У роботах [44, 45] для спрощення методів аналізу таких потоків запропоновано ентропійний підхід. Він дає наочні порівняльні характеристики випадкових потоків трафіку з

широким колом розподілів з важкими хвостами.

Для отримання порівняльних ентропійних оцінок логічно використовувати розподіли по геометричному закону із математичним сподіванням $1/\pi(\lambda_i)$. Останнє адекватно зростанню нормалізованої частоти penetрації у центри обслуговування моделі замкнутої мережі масового обслуговування при $F_i = 1 - \pi_i(\lambda_i)$.

Отже, прямий взаємний вплив при міжвузловому квитируванні виявляється у такій функціональній залежності:

$$\pi(\lambda_i) = \mathfrak{T}_i[\pi_1(\lambda_i), \pi_2(\lambda_i), K, \pi_W(\lambda_i)], \quad i = \overline{1, W}.$$

Зазначена мережа досліджувалася за допомогою спрощеної еквівалентної системи майже лінійних рівнянь стосовно імовірностей завантаженості пам'яті віртуального буфера:

$$B_i = 1 - \pi_i(\lambda_i), \quad i = \overline{1, W}; \quad B_i = f_i(B_1, B_2, \dots, B_W) \dots \quad (3.5)$$

Систему рівнянь (3.5) можна розв'язати за допомогою чисельних методів, зокрема методів Ньютона або Гауса, причому ефективність їх збіжності значною мірою визначається вибором початкового наближення [46, 47].

У разі коли навантаження зростає, пакети починають займати буферну пам'ять мережних вузлів, що призводить до зростання затримок. Якщо буфер маршрутизатора (або комутатора третього рівня) переповнюється, деякі пакети взагалі можуть бути втрачені. Проте очевидне, на перший погляд, рішення збільшення об'єму буферної пам'яті не приводить до поліпшення ситуації з перевантаженнями, а іноді може навіть погіршити її. По-перше, завдяки мікромініатюризації запам'ятовуючих пристроїв та зниженню їх вартості об'єми буферів легко і просто нарощувати. При цьому зростання затримок відбувається неухильно, хоча й непомітно. Наприклад, при розмірі буферів у декілька мегабайтів затримки доставляння пакетів можуть становити до 10 секунд, що може бути придатним тільки для безумовно еластичного трафіку (електронна пошта, інколи – нетермінові результати вимірювань). По-друге, «нетерплячі» пакети з малим часом тайм-ауту просто покидають чергу. По-

третє, «терплячі» пакети можуть вийти з черги із затримкою, що взагалі перевищить час життя пакета. Тому в усіх випадках вимушено відбудуться повторні передачі пакетів, що дає додаткове лавиноподібне навантаження на мережу.

Для управління навантаженням на мережу доводиться застосовувати різні методи, які повинні працювати за умов апіорної невизначеності та можливої самоподібності трафіку.

3.2. Методи управління мережами з різнорідним трафіком

Актуальність системної інтеграції мереж різного функціонального призначення, надання широкого спектра послуг та узгодження комп'ютерних і телекомунікаційних технологій вже не піддається сумніву [2–4, 48, 99]. Очікується, що в майбутньому відбуватиметься комплексне об'єднання мереж, призначених для різних задач: комп'ютерних, телекомунікаційних, а також мереж документального електрозв'язку. При цьому інтеграція охопить як мережі з відмінними архітектурними принципами (фіксований і мобільний зв'язок), так і системи з різними методами комутації [3, 24, 36].

З огляду на постійну динаміку у співвідношенні між обсягами мовного трафіку та іншими видами інформаційного трафіку — з явною перевагою останнього — зростає значущість інфраструктури для передавання даних. Водночас функціональна організація сервісів, особливо додаткових, поступово втрачає залежність від власне транспортної складової [4].

Варто зауважити, що саме така концепція — відокремлення сервісного рівня від транспортного — є засадничим принципом створення так званих інтелектуальних мереж (ІМ) [49, 50].

До речі, треба відмітити, що відома «інтелектуальність» мереж не має нічого спільного зі штучним інтелектом [19, 53]. Просто додаткові послуги зв'язку, які, власне і становлять основний сенс «інтелектуальності» мережі, переносяться на периферію (термінальні вузли), у той час як комутаційні вузли

та канали зв'язку виконують вельми примітивну роль транспорту даних.

Таким чином, імпліковані тенденції еволюції – це взаємопов'язані складові глобального процесу модернізації існуючих мереж і впровадження принципово інноваційних комп'ютерних мереж [2 – 4, 63, 65, 66, 69].

Розглянемо принципи побудови сучасних пристроїв управління і розподілу трафіку в мережах нових поколінь. У цьому підрозділі проаналізуємо статистичні характеристики різноманітного мережного трафіку і виконаємо порівняльний аналіз ефективності протоколів управління залежно від коефіцієнта використання мережі. Різнорідний трафік "*Triple Play*" (мова + відео + дані) або "*Quadruple Play*" (мова + відео + дані + мобільні абоненти) обробляється з використанням програмних комутаторів *SoftSwitch* і мультимедійної підсистеми на базі протоколу *IP – IMS (IP Multimedia Subsystem)* [49, 53, 56, 57, 60, 63, 65]. Ключовою проблемою є вибір методів моніторингу перевантажень комп'ютерних мереж [152, 153].

Однією з ключових причин високої складності інноваційних комп'ютерних мереж є застосування механізмів адаптивної динамічної маршрутизації. Навіть у базових моделях мереж наступного покоління (*NGN*) спостерігається мультипараметричність системи, поведінку якої можливо передбачити лише на обмежених часових проміжках, що зазвичай значно коротші за тривалість передаваного повідомлення, яке розбивається на окремі пакети. Це зумовлено варіативністю статистичних характеристик трафіку.

У процесі проектування та впровадження мереж виникає необхідність окремого опрацювання трафіку, який відрізняється як статистичними параметрами, так і структурою, характерною для сервісів «*Triple Play*» і «*Quadruple Play*». Для вирішення цієї задачі застосовуються програмні комутатори *Softswitch* [51] у поєднанні з програмно-апаратними платформами типу *IP Multimedia Subsystem (IMS)* [53].

Як було вказано раніше, щодо фрактального трафіку класичні підходи теорії масового обслуговування [18, 40, 54, 55] слід застосовувати з обережністю. Характерна властивість фрактального трафіку — висока

нерівномірність групування пакетів на клієнтських ділянках, маршрутизаторах і в мережевих вузлах, що функціонують у реальному часі. Навіть якщо джерело генерує регулярний потік, дані доставляються кінцевому споживачу серіями, між якими виникають паузи. Причини цього — обмеження в швидкодії обладнання, нестача буферної пам'яті тощо.

Щоб здійснити порівняльний асимптотичний аналіз для класичних пуасонівських і мультифрактальних потоків, розглянемо одноканальну систему масового обслуговування (СМО) з очікуванням класу $GI/G/1$ [14]. Через те, що для мультифрактального трафіку кореляційна функція не є експоненціальною, вхідний потік розглядається як такий, що має обмежену післядію [126, 127]. Пакети надходять у довільні дискретні моменти часу t_i, t_{i+1}, K, t_n, K , $t_j \leq t_{j+1}$ для будьякого j ; проміжки між ними є незалежними величинами $\tau_n = t_n - t_{n-1}$, що підкоряються певному спільному закону розподілу $F_n(\tau) = P\{\tau_n < \tau\}$, $n \geq 2$ [132, 133].

Тривалість обслуговування — незалежна випадкова величина $\Psi_n(\varsigma) = P\{\varsigma_n < \varsigma\}$, $n \geq 1$, яка має розподіл із "важким хвостом" [133]. Позначимо її як $\xi_n = \varsigma_{n-1} - \tau_n$. За умови незалежності процесів $\{\tau_n\}$ та $\{\varsigma_n\}$, ймовірність події визначається як

$$\Theta(\tau) = P\{\xi_n < \tau\} = \int_0^{\infty} \overline{F}_n(\eta - \tau) d\Psi_n(\eta) \quad (3.6)$$

$$\text{де } \overline{F}_n(\eta - \tau) = 1 - F_n(\eta - \tau)$$

Нехай — час очікування n -ї заявки є ω_n . Якщо вона надходить одразу після попередньої, з урахуванням міжпакетного інтервалу τ_n , її очікування буде рівне $\omega_{n-1} + \varsigma_{n-1} - \tau_n = \omega_{n-1} + \xi_n$ умовних одиниць часу. При великих значеннях τ_n ця величина $\omega_{n-1} + \xi_n$ може формально набувати від'ємного значення, проте в реальності в такому випадку очікування n -ї заявки дорівнює нулю, бо обслуговування починається негайно. Звідси впливає рекурентне співвідношення:

$$\omega_n = \max_n \{ \omega_{n-1} + \xi_n, 0 \} \quad (3.7)$$

Позначивши $G_n(x) = P\{ \omega_n < x \}$, отримуємо розв'язок у вигляді функції розподілу:

$$G_{n+1}(x) = \begin{cases} \int_{-\infty}^x G_n(x-y) d\Theta(y), & x > 0, n \geq 2; \\ 0, & x \leq 0, n \geq 1. \end{cases} \quad (3.8)$$

Функцію розподілу часу очікування першої заявки визначимо окремо:

$$G_{n+1}(x) = \begin{cases} 1, & x > 0; \\ 0, & x \leq 0. \end{cases} \quad (3.9)$$

Формули (3.6) та (3.8) є інтегралами Стілтєса, які при майже всюдизначних безперервних функціях перетворюються на інтеграли Рімана. Таким чином, з використанням виразів (3.8) і (3.9) можна рекурсивно обчислити розподіл часу очікування для кожної заявки. Як зазначено в [12], ці методи залишаються придатними навіть за умови статистичної залежності послідовностей $\{\tau_n\}$ і $\{\xi_n\}$, за умови незалежності величин ξ_n .

Час обробки пакету в комутаторі залежить від його довжини. Відомі дефініції латентності на вході СМО дозволяють, у межах ділянок умовної локальної стаціонарності трафіку, визначати сталі параметри розподілу часу обслуговування. У випадку, коли трафік має однорідну структуру (типово для фрактальних потоків), можна припустити детерміновану тривалість обслуговування (модель $GI/D/1$) [40].

З урахуванням наведених теоретичних передумов розглянемо вимоги до характеристик комутаторів при різних типах вхідного трафіку (пуасонівському та фрактальному) [135]. Для фрактальних потоків середній час очікування в черзі (і відповідний обсяг буфера) q залежить від середнього коефіцієнта завантаження наступним чином [83]:

$$q = \frac{\rho^{1/2(1-H)}}{(1-\rho)^{H/(1-H)}} \quad (3.10)$$

При значенні $H = 0,5$ ця формула набуває вигляду:

$$q = \rho / (1 - \rho) \quad (3.11)$$

Це класичне співвідношення для СМО з простим входним потоком і експоненційним розподілом обслуговування ($M/M/1$). Якщо обслуговування є детермінованим ($M/D/1$), формула має інший вигляд:

$$q = \frac{\rho}{1 - \rho} - \frac{\rho^2}{2(1 - \rho)}$$

Параметр Херста (*Hurst*) відіграє ключову роль у збільшенні обсягу необхідної пам'яті, оскільки він пов'язаний із рівнем групування пакетів і епізодичними піками навантаження.

Як було зазначено раніше, просте нарощування об'єму буферної пам'яті, незалежно від того, реалізується воно апаратно чи програмно, не дає належного ефекту. Оскільки частка фрактального трафіку у загальному обсязі зростає, залежність затримки від рівня завантаження стає дедалі крутішою. Попри те, що технології комутацій постійно вдосконалюються, ресурси мереж швидко вичерпуються через постійне зростання кількості сервісів і програмних додатків [77].

Оптимізацію коефіцієнта використання можна досягти шляхом впровадження множини незалежних паралельних каналів у програмному комутаторі з організацією загальної черги для кількох входних портів. Це спрощує обробку пріоритетного трафіку програмними засобами. Тому стратегічно важливо вдосконалювати програмне забезпечення вузлів комутації, зокрема створювати ефективні й гнучкі інтерфейси для прикладного програмування (API).

У цей час замість класичного поділу мереж зв'язку на первинну мережу і вторинні мережі сучасна архітектура комунікаційних мереж включає в себе чотири рівні (рис. 3.1):

- рівень доступу користувачів до ресурсів мережі;
- рівень транспорту для обміну даними;
- рівень управління на основі технологій *TMN*, *Softswitch* та *IMS*;
- рівень послуг, на якому циркулює інформація користувача.



Рис. 3.1 Сучасна архітектура комунікаційної мережі

При використанні *IMS* для традиційних телефонних операторів, операторів мобільного зв'язку та сервіс-провайдерів виникає можливість надавати послуги користувачам всіх типів мереж доступу і всіх типів терміналів через єдину опорну мережу на базі протоколу *IP-MPLS*. При цьому забезпечується якість послуг телекомунікаційного класу, а не якість "як вийде" (*Best Effort*), як у традиційному Інтернет-сервісі. Однак *IMS* може ефективно працювати тільки в "чистих" *IP*-мережах. Тому *IMS* необхідно розглядати як еволюційний розвиток обладнання *Softswitch*.

Фактично, сучасні інноваційні мережі, включно з Інтернетом, побудовані на обмеженій кількості фундаментальних концепцій:

- передавання даних і керуючих команд за принципом пакетної комутації;
- подвійне керування довжиною пакетів залежно від умов передачі (фрагментація/дефрагментація);
- механізм вкладення (інкапсуляції) та вилучення (декапсуляції) пакетів один в одного;
- динамічна маршрутизація, яка здійснюється із застосуванням подвійного контролю.

Застосування цих підходів у мережевих комунікаціях ускладнює процес ідентифікації, тобто оцінки параметрів і загального стану мережі. Водночас це спричиняє суперечності між характеристиками окремих протоколів [13]. За методологією дуального навчання [26] ці суперечності необхідно вирішувати безпосередньо під час роботи мережі в реальному часі.

Розглянемо цю проблему детальніше. Застосування протоколів мережевого рівня може спричинити появу внутрішніх ризиків, зокрема ймовірність втрати повідомлень між агентами та менеджерами. Такий сценарій ускладнює реагування системи управління на події, що призводить до зниження рівня якості обслуговування (*QoS*).

Один зі способів виправлення ситуації — перехід до інклюзивного транспортного протоколу з підтримкою постійних з'єднань. Однак це може спричинити втрату зв'язку з великою кількістю агентів, які вбудовані у вже встановлене мережеве обладнання. Крім того, така схема функціонування породжує додаткові, постійні затримки.

З іншого боку, при спробі повністю усунути латентність можуть виникнути нові типові проблеми. Наприклад, під час опису об'єкта управління умови для формалізації (експлікації) часто є неформальними, що унеможлиблює автоматичну побудову його визначення. Оскільки архітектура протоколу централізована й майже не підтримує дистрибуцію, масштабування кількості пристроїв призводить до експоненційного зростання частоти опитувань (полінгу) [95, 96].

У зв'язку з цим доцільним є використання простого управлінського протоколу як базової платформи для систем інклюзивного керування мережею. Такий протокол має забезпечувати як оперативне отримання даних про стан мережі, так і можливість надсилання керуючих команд. Перехід від централізованої моделі до управління на рівні автономних сегментів дозволяє стабілізувати функціонування системи керування (СК) і водночас зменшити обсяг службового трафіку. Це питання докладніше розглядається в наступному розділі.

Головна частина функціональних обов'язків управління покладається саме на сегментний рівень [2, 56]. У межах кожного автономного сегмента команди прикладного керуючого протоколу можуть бути безпосередньо вкладені в кадри канального рівня, що дозволяє уникнути передачі через чотири проміжні рівні. Це значно скорочує час реакції на події й забезпечує більш ефективну селекцію й контроль стану сегмента при мінімальних втратах *QoS*.

У таблиці 3.1 подано порівняльні характеристики затримок *SNMP*-повідомлень у випадках централізованого та сегментного управління [77]. На рисунку 3.2 демонструються графіки зміни затримки в залежності від швидкості передачі при використанні різних управлінських підходів.

У підсумку, аналіз методів керування великою корпоративною мережею свідчить про те, що використання підходу на базі автономних сегментів дає змогу знизити затримки передавання сигнальної та керуючої інформації щонайменше в 2,5 рази. Це забезпечує суттєве зростання ефективності управління та покращення якості обслуговування.

Таблиця 3.1. Порівняльна характеристика латентності

Тип управління	Додаткова службова інформація до <i>SNMP</i> -повідомлення	Латентність <i>SNMP</i> -повідомлення при різних швидкостях передачі, мкс				
		512 Кбіт/с	1024 Кбіт/с	2 Мбіт/с	10 Мбіт/с	100 Мбіт/с

Централізоване управління: <i>SNMP-TCP-IP-CN</i>	46 байт	718	359	184	36,8	3,68
Управління автономним мережним сегментом: <i>SNMP-CN</i>	18 байт	281	141	72	14,4	1,44

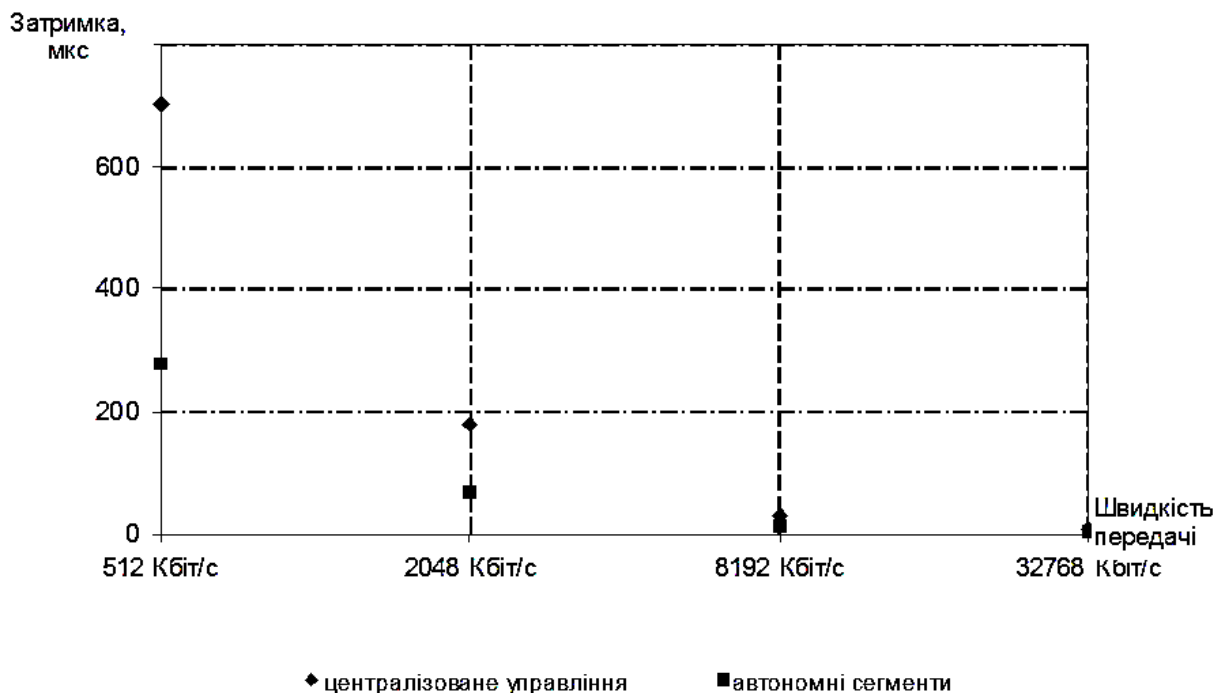


Рис. 3.2 Латентність повідомлення при централізованому управлінні та при управлінні на рівні автономних сегментів

3.3. Розробка методу багатошвидкісного формування мережного трафіку

Дамо короткі пояснення, у чому полягає різниця між боротьбою з перевантаженням і управлінням потоком. Розглянемо основні принципові відмінності цих процесів.

Усунення перевантаження забезпечує здатність підмережі ефективно обробляти трафік, що їй надходить. Це питання носить глобальний характер і охоплює взаємодію між усіма хостами та маршрутизаторами, процесами

буферизації й пересилання в маршрутизаторах, а також численними іншими факторами, які впливають на загальну пропускну здатність мережевої інфраструктури [3, 24, 107].

На відміну від цього, керування потоком стосується передачі даних між конкретними комунікуючими станціями — відправником і отримувачем. Метою управління потоком є синхронізація швидкості передачі з боку відправника з тією швидкістю, з якою приймач здатен приймати і обробляти дані. Це, як правило, реалізується через механізми явного або неявного зворотного зв'язку між двома сторонами [3].

Причина частого змішування понять управління потоком і контролю перевантаження полягає в тому, що останній також ґрунтується на зворотному зв'язку: у разі перевантаження мережі надсилаються спеціальні сигнали до відправників із вимогою зменшити інтенсивність трафіку. У результаті хост може отримати повідомлення про необхідність уповільнення передачі або через перевантаження у приймача, або через обмеження на рівні всієї мережі [3, 35, 65].

Один із критичних параметрів ефективності мережевої роботи — це якість механізмів контролю в умовах перевантаження [37]. У нормальних умовах, коли обсяг трафіку нижчий за критичний рівень, кількість оброблених пакетів відповідає кількості вхідних. Проте надмірне навантаження спричиняє погіршення продуктивності. У гіршому випадку пропускну здатність падає до нуля, що може спричинити повну деградацію або колапс мережі.

До такого стану можуть призвести, зокрема, нестача пам'яті для вхідних черг, а також зростання часу очікування обробки навіть у разі необмеженої пам'яті маршрутизатора. Якщо час обробки перевищує тайм-аут, зростає кількість повторних передач, що призводить до зниження ефективної пропускну здатності. До інших причин перевантаження належать висока латентність у багатопроесорних системах або так звані «вузькі місця» в окремих сегментах мережі. Проблема не вирішується простим підвищенням

швидкодії процесорів або інтерфейсів, адже обмеження може просто зміститися до іншої частини мережі.

Ситуація перевантаження характеризується лавиноподібними ефектами: переповнення буферів спричиняє втрату пакетів, які доводиться передавати повторно, збільшуючи навантаження на процесори відправників [34, 35]. Звідси випливає важливість надійного та системного контролю перевантаження. Водночас варто чітко розрізняти контроль потоку і контроль перевантаження: перший зосереджений на узгодженні швидкостей відправника і приймача, передбачаючи взаємодію між ними, тоді як другий — стосується ширших системних аспектів функціонування мережі в цілому або її частини.

Одним із сучасних засобів боротьби з перевантаженням є застосування механізмів управління з використанням розгалуженого зворотного гіперзв'язку. Такий підхід дозволяє суттєво підвищити ефективність мережі, зменшуючи втрати пакетів і запобігаючи поширенню перевантаження. Втім, пряме надсилання повідомлень про перевантаження до відправника може ще більше навантажити вже проблемну ділянку мережі. Тому сучасні рішення реалізуються переважно на транспортному рівні, зокрема у протоколі *TCP* [3, 56], де при виявленні перевантаження зменшується розмір ковзного вікна, тим самим знижуючи швидкість передачі.

Фактично це реалізація управління з латентним зворотним зв'язком. Якщо затримка у визначенні змін параметрів занадто велика, система може втратити стабільність і перейти в режим коливань або не встигати реагувати на зміни, що негативно впливає на продуктивність, особливо у випадку застосунків реального часу. Для систем з жорсткими часовими обмеженнями це може бути критичним.

Зменшення негативного впливу латентності можливе завдяки використанню прогнозних методів, таких як моделі авторегресії з ковзним середнім (*ARMA/ARX*) [67], або через усереднення параметрів ковзного вікна [85]. Хоча другий варіант технічно простіший, він значно поступається першому за показниками якості обслуговування (*QoS*).

Покращення також можна досягти за рахунок адаптації тайм-аутів, перегляду політики повторної передачі пакетів [9], або навіть шляхом короткочасної зміни схеми буферизації.

Управління з децентралізованим зворотним зв'язком активно впроваджується в рамках архітектури інтегрованих сервісів (*ISA — Integrated Service Architecture*), що дозволяє підтримувати сервіси з різним рівнем *QoS* як в Інтернеті, так і у віртуальних приватних мережах.

У тих випадках, коли децентралізований зворотний зв'язок відсутній, регулювання швидкості передачі може здійснюватися за допомогою алгоритмів «дірявого відра» та «відра з маркерами» [59, 76, 150, 151]. Алгоритм «дірявого відра» виконує функцію обмеження швидкості: надлишкові пакети, які перевищують встановлену пропускну здатність $C_{\max}$, або відкидаються, або маркуються як надлишкові чи низькопріоритетні (див. рис. 3.3).

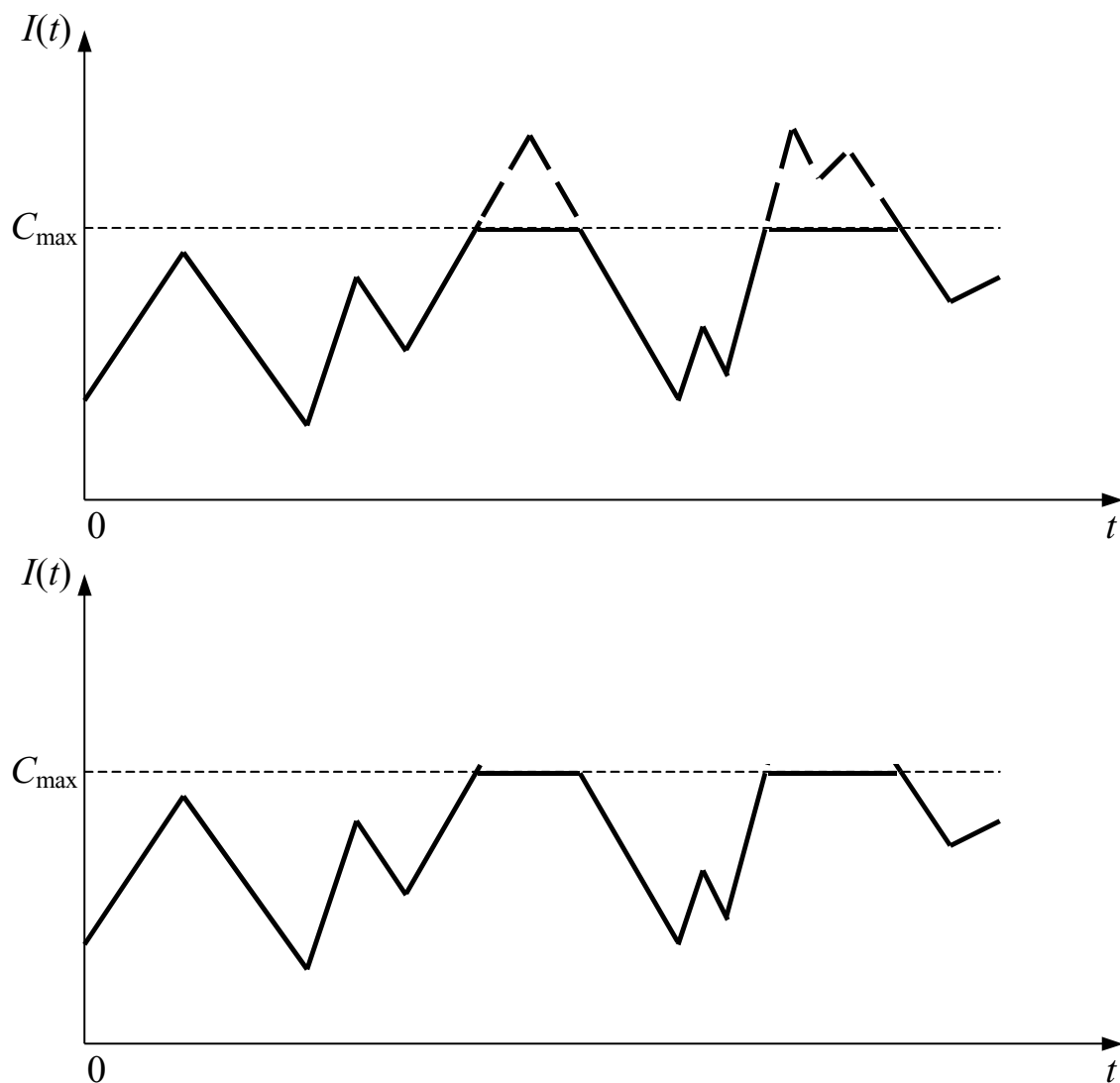


Рис. 3.3 Регулювання трафіку

Більш досконалим є алгоритм, в якому реалізовано механізм формування (згладжування сплесків) трафіку – алгоритм «маркерного відра» (рис. 3.4 та 3.5). Алгоритми «дірявого відра» і «маркерного відра» є основним засобом забезпечення QoS у технології диференційованих служб (*Differentiated Services* – *DiffServ* або *DS*) – підтримки різних рівнів QoS для різних потоків трафіку і різних мережних служб, що розрізняються за продуктивністю.

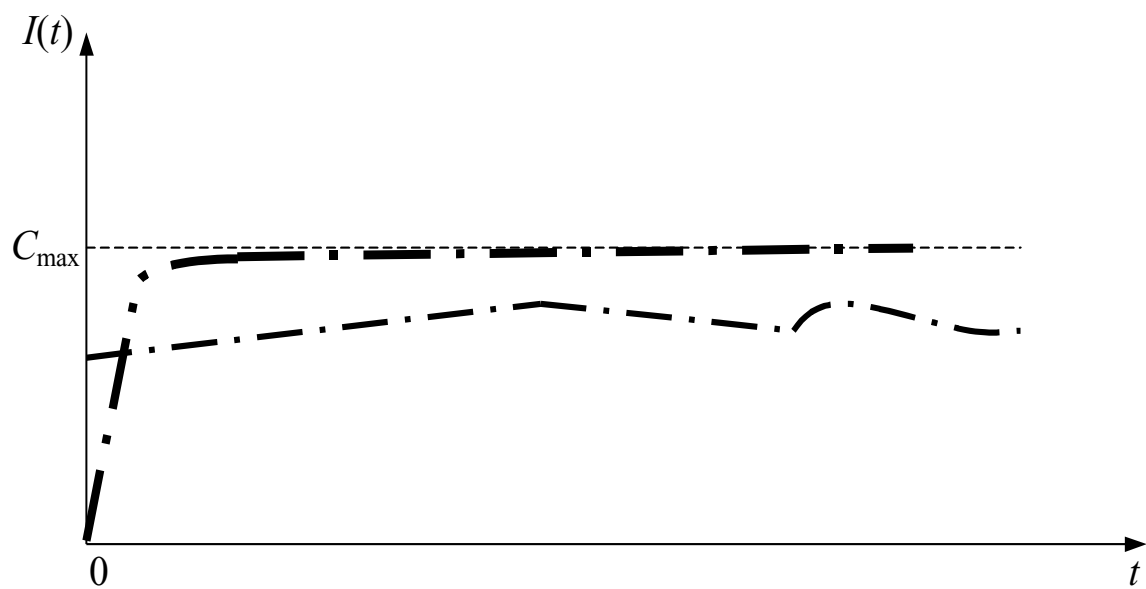
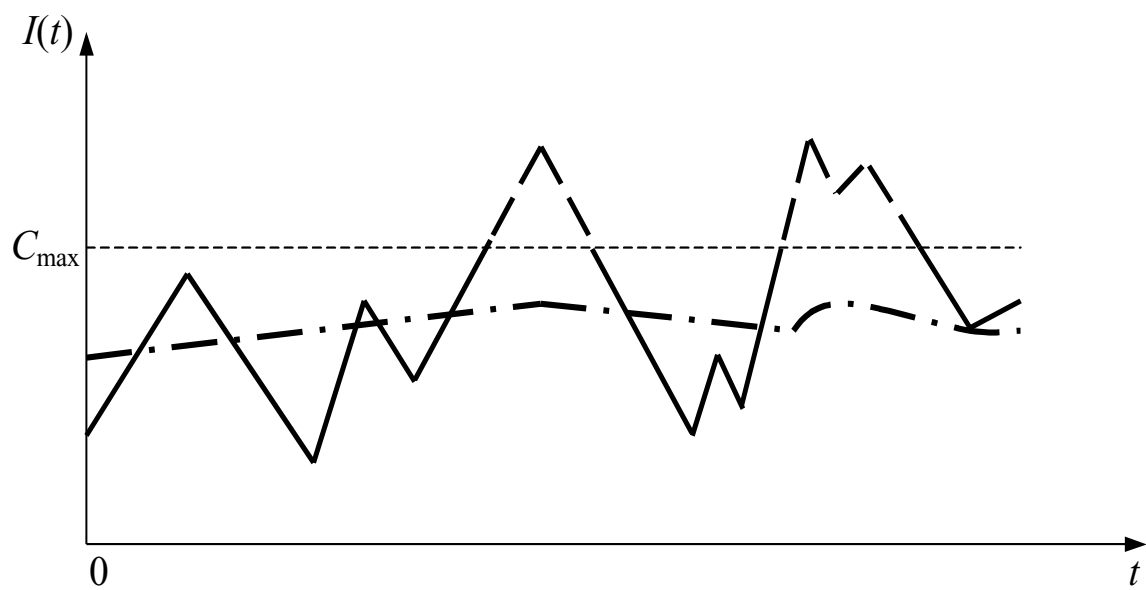


Рис. 3.4 Формування трафіку

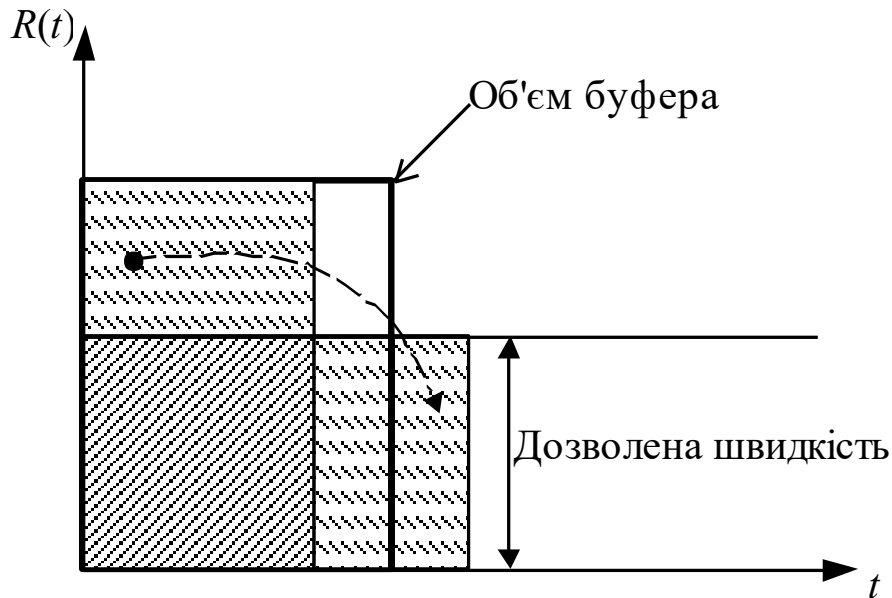


Рис. 3.5 Процес формування трафіку: трафік з перевищенням дозволеної швидкості "переливається" на додаткові часові ділянки

Згладжування пульсацій здійснюється шляхом усереднення періоду слідування пакетів з різними періодами усереднення. На рис. 3.4 потік зі згладженою інтенсивністю показаний штрихпунктирною лінією, розподіл інтенсивності трафіку – гладка унімодальна крива.

Алгоритми "дірявого відра" і "маркерного відра" використовуються для управління трафіком у різних мережах, у тому числі Frame Relay, ATM і ISDN. Для цих алгоритмів є, за визначенням, теоретичний взаємозв'язок між середнім розміром пакета B , середньою швидкістю передачі R і часом передачі t :

$$R = B/t. \quad (3.12)$$

Тому для "маркерного" або "дірявого відра" можна конкретизувати середню швидкість передачі даних. Наприклад, при швидкості передачі 1,2 Мбіт/с і розмірі пакета 1500 байт пакет маркерів становить 12000 біт, а період проходження маркерів – 10 мс. Відповідно до специфікації швидкість узгодженого трафіку у найгіршому випадку становить 100 пакетів у секунду по 1500 байт кожний і з середньою швидкістю передачі, що не перевищує 1,2 Мбіт/с.

Однак модель регулятора (формувача) трафіку, що описана виразом (3.7),

є занадто спрощеною. Використовуючи таку модель, неможливо домогтися прийнятної ефективності управління та контролю перевантажень мережі, особливо з точки зору трафіку, що характеризується різномірністю, самоподібністю і суттєвою нестационарністю.

У роботі [76] представлені метод адаптивного формування потоків мережного трафіку і спосіб налагодження структур управління систем з непрямым зворотним зв'язком, які керують параметрами і структурою формувача. Розроблено рекомендації щодо вибору параметрів формувачів і системи управління ними (необхідний порядок системи управління, структура формувачів, вимірювальних приладів параметрів пакетів і т. ін.) залежно від інтенсивності потоків даних, а також їх статистичних описів і мережі структури. Досліджені характерні властивості процесу формування потоку, який необхідно брати до уваги при виборі параметрів і структури системи управління багатошвидкісного формувача трафіку зі змінними характеристиками вікон завантаження.

Розглянемо ці результати докладніше. Почнемо з аналізу математичних моделей комунікаційних мереж, у тому числі моделей процесів управління потоками трафіку. Перш за все, дамо деякі важливі визначення [60]:

1. Генератор маркерів GM_E скидає у відро E маркери зі швидкістю E_{IR} у секунду. Якщо відро заповнено, то зайві маркери відкидаються. Час заповнення – $t_{fE} = E_{BS} / E_{IR}$.

2. Генератор маркерів GM_C скидає у відро C маркери зі швидкістю C_{IR} у секунду. Якщо відро заповнено, то зайві маркери відкидаються. Час заповнення – $t_{fC} = C_{BS} / C_{IR}$.

3. Маркери накопичуються у відрах E і C . Загальна довжина часового інтервалу, займаного маркером у відрі E , дорівнює

$$\tau_e = \tau_{te} + \tau_{ge},$$

де τ_{te} – тривалість маркера у відрі E ;

τ_{ge} – довжина захисного інтервалу.

Загальна довжина часового інтервалу, займаного маркером у відрі C , дорівнює

$$\tau_c = \tau_{tc} + \tau_{gc},$$

де τ_{tc} – тривалість маркера у відрі C ;

τ_{gc} – довжина захисного інтервалу.

Число маркерів у відрі E дорівнює n_e , у відрі C – n_c . Тоді загальний сумарний розмір маркерів у відрі E дорівнює $T_e = n_e \cdot \tau_e$, у відрі C – $T_c = n_c \cdot \tau_c$. Тривалість пакета, що прибуває, позначимо через p_s .

4. Адаптацію до зміни тривалості пакетів, що надходять, можна здійснювати наступним чином:

- змінюючи тривалість маркера при постійній тривалості захисного інтервалу;
- змінюючи тривалість захисного інтервалу при постійній тривалості маркера;
- змінюючи розмір та форму "жовтого діапазону" [60];
- змінюючи форму "жовтого діапазону";
- змінюючи об'єм даних та буферної пам'яті маркерного відра.

В усіх випадках швидкості E_{IR} й C_{IR} будуть змінюватися до меж, які залежать від максимальної пропускної здатності комутаційного вузла.

Адаптуватися до зміни середньої інтенсивності пакетів доцільно шляхом зміни швидкостей E_{IR} і C_{IR} .

Зазвичай при вимірюванні параметрів потоку використовують так зване дворозрядне вимірювання у межах між E_{IR} і C_{IR} (мається на увазі, що $E_{IR} > C_{IR}$). У моделі використовуються два відра – одне з об'ємом, рівним C_{BS} (відро C), друге – з об'ємом, рівним E_{BS} (відро E). Маркери надходять у відра зі швидкостями, рівними C_{IR} і E_{IR} відповідно. Одночасно кожного разу, коли відправляється черговий пакет або група пакетів, група маркерів, тривалість якої чисельно дорівнює тривалості групи пакетів, йде з відер. Поки відро C не

спустошено, пакети фарбуються в зелений колір. Коли відро C спустошено, а відро E ще заповнено хоча б частково, пакети фарбуються в жовтий колір. У періоди, коли обидва відра спустошуються, пакети фарбуються в червоний колір.

На рис. 3.6 зображено графік процесу забарвлення пакетів залежно від результатів вимірювання. Алгоритм вимірювання використовується в моделі маркерного відра. Відповідно до алгоритму визначається, які пакети мають параметри, що знаходяться в межах допустимої пропускної здатності, і для яких пакетів ці межі перевищені.

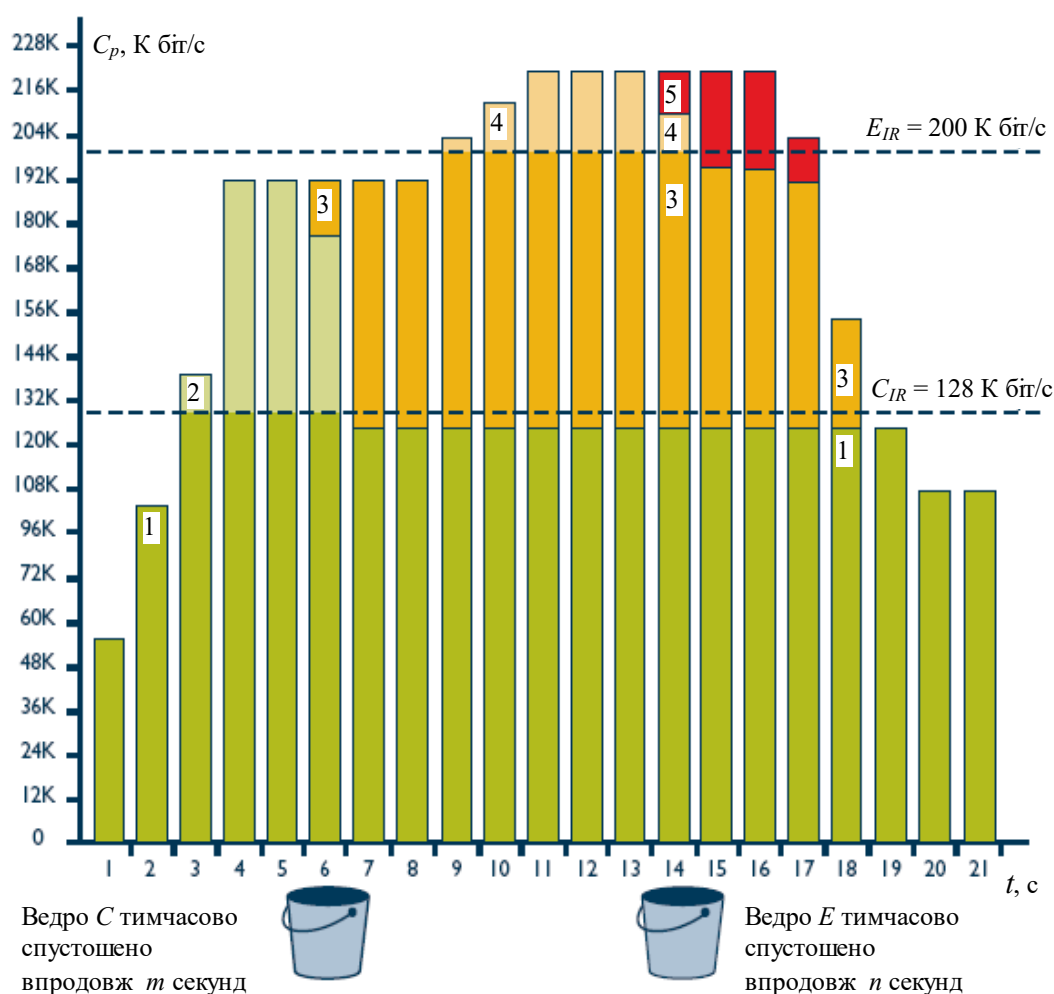


Рис. 3.6 Графік дворозрядного вимірювання параметрів потоку з триколірним забарвленням пакетів

На рис. 3.6 прийняті такі позначення:

- C_p – пропускна здатність мережі;
- 1 – зелені пакети;

- 2 – пакети з умовно зеленим забарвленням, при короткочасному перевищенні C_{IR} не більше ніж на m секунд;
- 3 – жовті пакети; інтенсивність потоку яких вище ніж C_{IR} , але нижче ніж E_{IR} ;
- 4 – пакети з умовно жовтим забарвленням, при короткочасному перевищенні E_{IR} не більше ніж на n секунд, $n > m$;
- 5 – червоні пакети, що відкидаються у першу чергу.

Тепер розглянемо методи контролю перевантажень та управління потоками самоподібного трафіку.

3.4 . Розробка методу контролю перевантажень у мережах із самоподібним трафіком

Розглянемо формувач трафіку зі змінними швидкостями C_{IR} та E_{IR} (рис. 3.7). Вони змінюються відповідно до швидкості та прискорення зростання інтенсивності трафіку [61].

На рисунку зображений формувач самоподібного мережного трафіку, основним елементом якого є інтегратор на базі рекурсивного цифрового

фільтру M -го порядку з ваговими коефіцієнтами $k_0 = k_0(t), k_1 = k_1(t), k_2 = k_2(t), \dots, k_m = k_m(t)$ у ланках зворотного зв'язку.

Принцип роботи формувача доволі простий. При надходженні заявок лічильник підраховує їх кількість за одиницю часу. Оцінюються швидкість, прискорення та старші похідні потоку пакетів, якими заповнюється буферна пам'ять.

Керуючими сигналами $y_{db}(t - \tau), y_{tb}(t - \tau)$ регулюється розмір буферів даних і маркерів і частота серій маркерів. Ці сигнали визначаються за допомогою параметрів трафіку, включаючи миттєву інтенсивність і вид статистичного розподілу (наприклад, розподіл з важким хвостом, якщо трафік самоподібний).

На практиці недоцільно розраховувати похідні процесу накопичення

вище 2-го порядку (зростання завантаження буферної пам'яті, швидкість зростання завантаження) через швидке погіршення точності результатів при оцінюванні вищих похідних. Таким чином, ці результати не впливатимуть на кінцеву ефективність процесу керування. Крім того, на відміну від традиційних підходів, багатошвидкісні адаптивні механізми формування трафіку мають велику кількість степенів свободи. У результаті ми отримуємо допоміжні опції для зберігання трафіку, що надходить, виключення втрати пакетів і, відповідно, зменшення кількості повторних передач.

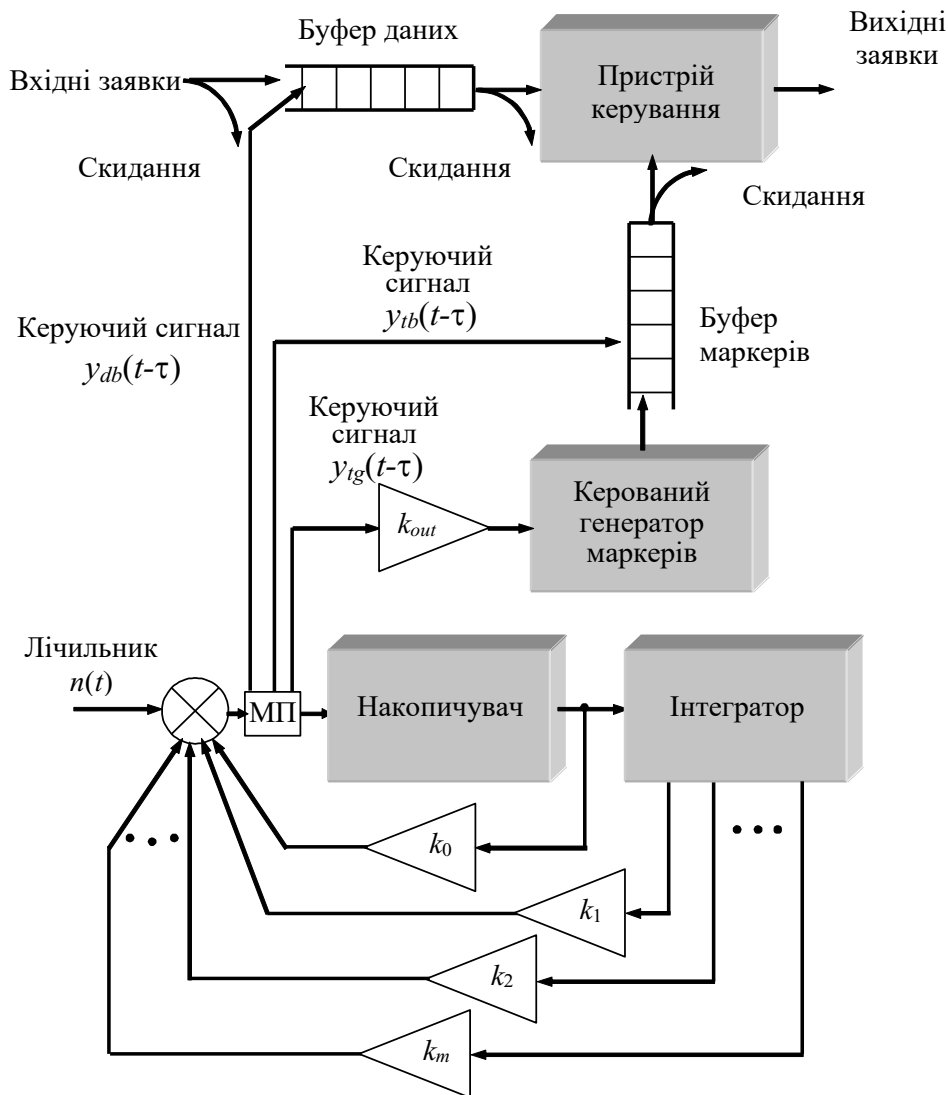


Рис. 3.7 Схема пристрою багатошвидкісного формування трафіку. Скидання пакетів робиться при перевантаженні буферної пам'яті та/або зайнятості пристрою керування

Дамо деякі додаткові пояснення стосовно схеми, зображеної на рис. 3.7, та результатів поточної роботи формувача – вимірювання навантаження та розмітки пакетів. За результатами цієї роботи можна спостерігати, як відбуваються зміни поточної частоти пакетів, які видає керований генератор маркерів.

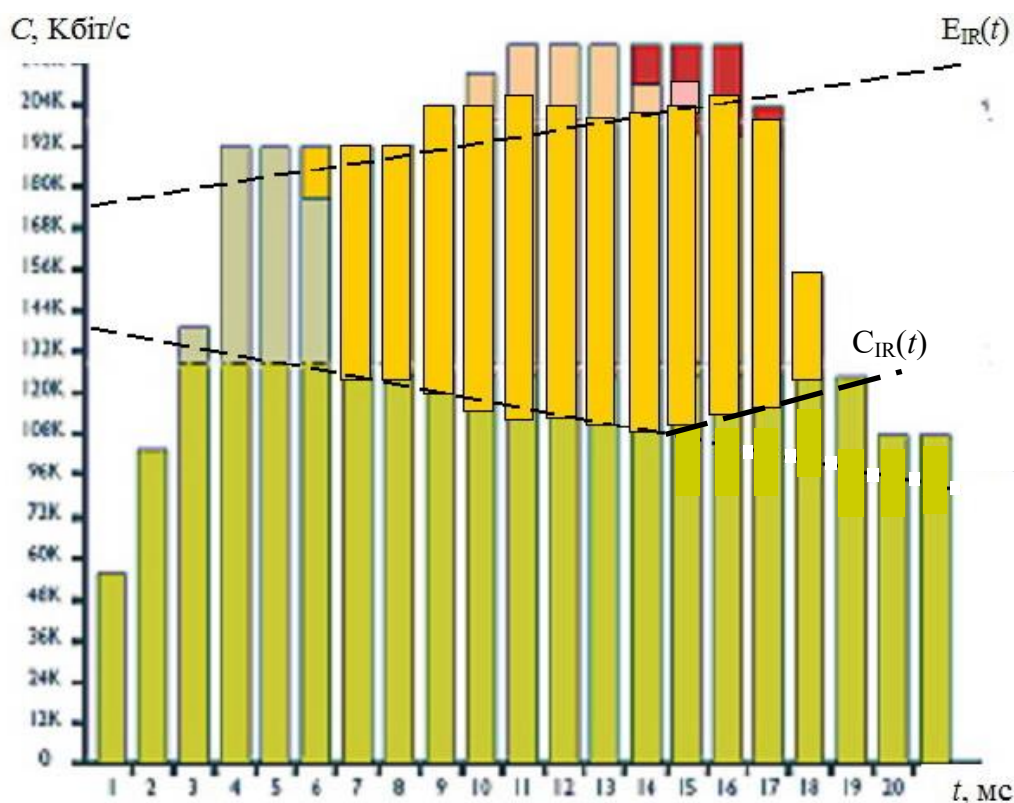


Рис. 3.8 Діаграма вимірювання навантаження та розмітки пакетів у формувачі зі змінним розміром "жовтої області". Нахил лінії $C_{IR}(t)$ обирається за результатами вимірів поточного розміру "зеленої області".

Як пояснено вище, лічильник підраховує число пакетів, що надходять на вхід формувача. Накопичувач – це, по суті, дискретний інтегратор (скалярний або векторний), який представляє собою цифрову лінію затримки з відведеннями, до яких підключені пристрої множення на вагові коефіцієнти $k_0 = k_0(t)$, $k_1 = k_1(t)$, $k_2 = k_2(t)$, ..., $k_m = k_m(t)$. Нагадаємо, що аналоговим прототипом i -го цифрового пристрою множення є звичайний підсилювач з

коефіцієнтом підсилення $k_i(t)$.

Частота генератора маркерів регулюється залежно від числа накопичених пакетів, швидкості їх накопичення (теоретично – також і вищих похідних). При спустошенні буферної пам'яті ("маркерного відра") швидкість має бути обмежена залежно від параметрів вхідного трафіку та потенційних можливостей вузла призначення.

Також треба відмітити, що схему формувача можна реалізувати як апаратно, так і програмно. У роботі [173] за участю автора дано теоретичне обґрунтування та розроблено прикладну спеціалізовану інтегральну схему, придатну для різного роду перетворень, включаючи перетворення параметрів. Достоїнством цього пристрою є можливість застосування при розв'язанні завдань багатошвидкісного формування фрактального трафіку з широким діапазоном характеристик.

3.5. Вибір та обґрунтування функціоналу ефективності передачі

Загальна концепція основних та додаткових ключових мережних функцій полягає в тому, що елементи мережі та сенсори, які використовуються як елементи службових ресурсів, розміщуються на певних вузлах мережної інфраструктури для збору даних, пов'язаних з продуктивністю, наприклад накопичувальні (кумулятивні) лічильники протокольних подій. Через постійні інтервали часу майже в реальному часі ці дані, пов'язані з ефективністю, передаються до систем забезпечення якості обслуговування та управління вищим рівнем.

Основною функцією, яку забезпечує багатошвидкісний ієрархічний формувач трафіку, є розподіл пропускної спроможності. Кожен клас пріоритетів пов'язаний з гарантованою нормою, верхньою граничною нормою, діючою нормою на кожному рівні пріоритету. Надлишкова пропускна спроможність ділиться між користувачами залежно від пріоритетів, які призначені відповідним класам. Отже, класи з високим пріоритетом можуть

запитати (або виділити) більшу пропускну спроможність, ніж класи з низьким пріоритетом. Таким чином, коли діюча норма одного класу досягає граничної норми, маркери позичаються з класу вищого рівня ієрархії.

Параметрами завдання, які оптимізуються, обрано:

- затримку передачі t_{dc} ;
- пропускну спроможність C_p ;
- втрати пакетів L_p при передачі даних;
- рівень безпеки D_{sp} та захист даних при передачі даних мережі;
- якість Web-сервісу;
- якість передачі звуку (аудіофайли, звичайна та IP-телефонія);
- швидкість і надійність обміну файлами за протоколом FTP;
- швидкість і надійність передачі даних по електронній пошті;
- якість передачі відео.

Використаємо парціальні коефіцієнти кореляції оптимізованих параметрів, взяті з [62] (див. Табл. 3.2).

Таблиця 3.2. Парціальні коефіцієнти кореляції оптимізованих параметрів

Коефіцієнти кореляції	Параметр	t_{dc}	C_p	L_p	D_{sp}	Web	Аудіо	FTP	E-mail	Відео
	t_{dc}	1,0								
	C_p	0,98	1,0							
	L_p	0,69	0,68	1,0						
	D_{sp}	0,89	0,86	0,69	1,0					
	Web	0,75	0,76	0,36	0,77	1,0				
	Аудіо	0,85	0,64	0,50	0,56	0,30	1,0			
	FTP	0,27	0,75	0,63	0,61	0,57	0,44	1,0		
	E-mail	0,17	0,22	0,34	0,78	0,30	0,36	0,16	1,0	

	Відео	0,87	0,89	0,84	0,82	0,53	0,67	0,79	0,30	1,0
--	-------	------	------	------	------	------	------	------	------	-----

Поточна затримка передачі є одним з найважливіших параметрів якості обслуговування. З даних табл. 3.2 видно, що всі інші ключові показники ефективності мають велику кореляцію з ними. Тож проблема оптимізації затримки передачі в цілому та її компонентів, особливо джитеру, є досить актуальною.

Розглянемо компоненти втрат внаслідок затримки передачі. Ми використовуємо нормалізований коефіцієнт втрат

$$k_l = \frac{N_{total} - N_{rec}}{N_{total}} = 1 - \frac{N_{total} - N_{rec}}{N_{total}},$$

де N_{total} – загальна кількість переданих пакетів;

N_{rec} – кількість успішно прийнятих пакетів.

Також вибраний нормалізований тайм-аут t_{norm} , розрахований відносно затримок передачі. Тайм-аут у телекомунікаціях та пов'язаних з ними технічних науках (у тому числі комунікаційних мережах та програмуванні) – це час очікування, тобто параметр, пов'язаний із здійсненням події та призначений для оцінки його завершення за певний час. Тайм-аут дозволяє ефективно використовувати обмежені ресурси, не вимагаючи додаткової взаємодії з об'єктом, зацікавленим у споживанні цих ресурсів. Основна ідея полягає в тому, що в ситуаціях, коли система повинна чекати чогось, але не впродовж невизначеного часу, очікування буде перервано після закінчення тайм-ауту. Це ґрунтується на припущенні, що подальше очікування є марним і деякі інші дії не потрібні.

Тепер визначимо структуру функціоналу для оптимального вибору значення часу очікування.

Для розв'язання завдань поточного управління мережними системами необхідний системний підхід [13, 63]. Критерії оптимізації ключових параметрів функціонування мережі та поточного управління мережею

неоднозначні та суперечливі. Урахування цих суперечностей та пошук компромісних рішень можливі із використанням статистичних методів, узгодження достовірності та деталізації основних даних з фізичним змістом вирішених завдань.

Процеси варіації ключових параметрів, з одного боку, по суті нестаціонарні, а з іншого – тенденції їх змін дуже схожі. Тому представляє інтерес дослідження описів їх стохастичного взаємозв'язку. Цей інтерес має не тільки теоретичний, але й практичний характер. Як основний опис стохастичного взаємозв'язку використовується коефіцієнт множинної кореляції та багатовимірної покрокової регресії [64, 67].

Оптимальним значенням тайм-ауту t_{to} є мінімум функціоналу відносних параметрів затримки доставки t_{dc} , затримки підтвердження t_{ack} , нормалізованих коефіцієнтів кругової затримки k_{tt} і втрат при доставці k_l , який може бути представлений як компоненти вектора $\mathbf{V}_{to} = \|\Delta t_{dc} \Delta t_{ack} k_{tt} k_l\|^T$ (Т – символ транспонування):

$$t_{to} = \Psi\left(\|\Delta t_{dc} \Delta t_{ack} k_{tt} k_l\|^T\right) \xrightarrow{\mathbf{V}_{to}} \min, t_{to} \geq t_{dc}. \quad (3.13)$$

Тобто, ми знову підійшли до проблеми векторної оптимізації. Однак зрозуміло, що t_{dc} , t_{ack} , k_{tt} , і k_l є взаємно незалежними випадковими значеннями. То ж можна замінити векторну оптимізацію зваженою скалярною сумою $v = a_1 \Delta t_{dc} + a_2 \Delta t_{ack} + a_3 k_{tt} + a_4 k_l$, де вагові коефіцієнти a_i , $i = \overline{1,4}$ вибираються з практичних міркувань [62]:

$$t_{to} = \Psi\left(a_1 \Delta t_{dc} + a_2 \Delta t_{ack} + a_3 k_{tt} + a_4 k_l\right) \xrightarrow{\mathbf{V}_{to}} \min, t_{to} \geq t_{dc}. \quad (3.14)$$

На рис. 3.8 показані графіки варіацій нормалізованого тайм-ауту t_{to} залежно від затримки доставки даних для різних значень k_{tt} .

Аналізуючи результати оптимізації, приходимо до висновку, що проблема поточної оптимізації в реальному часі ключових параметрів в автономному сегменті мережі або в мережі загалом насправді є проблемою адаптації, або, в широкому сенсі, проблемою узагальненого управління

(мережею) [65].

Запропонована процедура формування трафіку є досить простою та ефективною.

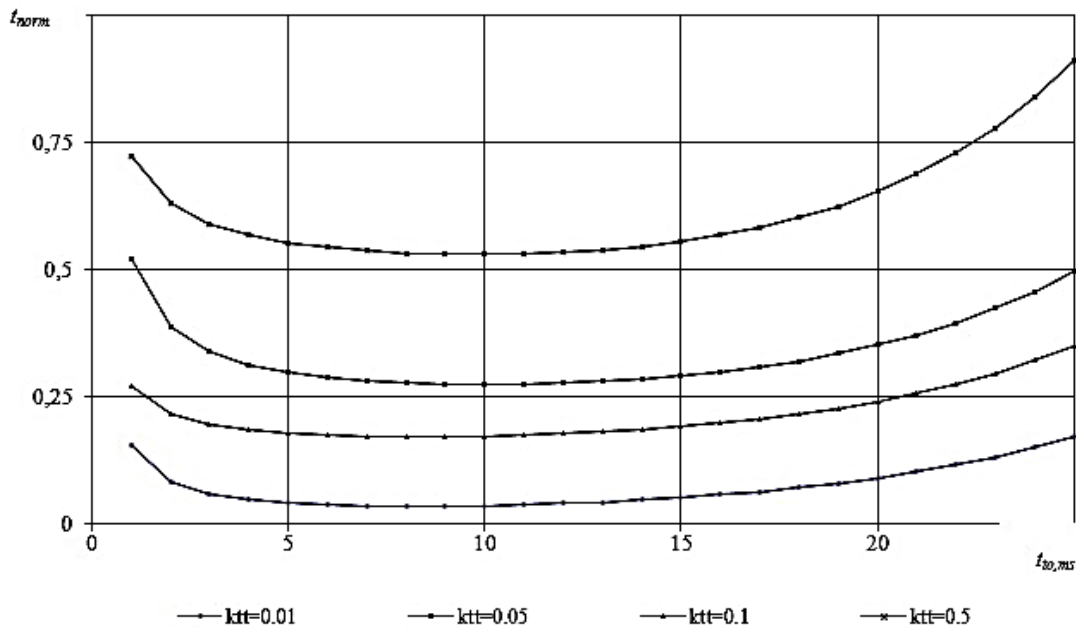


Рис. 3.9 Варіації нормалізованого тайм-ауту залежно від затримки доставки

Результати моделювання [76] показують, що можна обмежити частоту генератора маркерів до такої величини, коли весь вхідний трафік буде отриманий, а потім переданий без втрат і повторних передач. Викиди відносної частоти генератора маркерів, обумовлені сплесками інтенсивності самоподібного мережного трафіку, досить короткі і швидко зменшуються.

Усунення перевантаження досягається за невеликий час, тому коливання навантаження також порівняно невеликі, хоча як перевантаження, так і втрати керованості мережі можуть мати місце, якщо тривалість сплесків перевищуватиме резерв динамічної стійкості формувача. Наприклад, якщо основний та додатковий буфери заповнені в період, який перевищує допустимий час очікування, цей маршрут або сегмент мережі взагалі стають недоступними. Такі ситуації доводиться обробляти мережним службам або на вищих рівнях.

Варіації нормалізованого тайм-ауту досить плавні через усереднення часу

обігу на інтервалі спостереження. Зі збільшенням варіації часу обігу результуючий тайм-аут швидко зростає. Тому актуальною проблемою є постійний контроль параметрів і стану мережі для запобігання погіршенню затримки доставки, швидкого тремтіння (джитеру) та повільного блукання (вандеру).

Висновки до третього розділу

1. Централізоване управління всією мережею може виявитися малоефективним (або навіть мати негативну дію), якщо будуть допущені значні затримки сигнальної і керуючої інформації. Крім того, додатковий службовий трафік може завантажувати значну частину пропускну здатності низькошвидкісних каналів, що з'єднують окремі сегменти.

2. Запропонована концепція системи управління мережею полягає у використанні дворівневої моделі автономного сегмента при обході проміжних рівнів чотирирівневої моделі мережі в цілому.

3. З використанням концепції ключових показників ефективності (*Key Performance Indicators, KPIs*) обрано та оптимізовано найважливіші параметри завдання, які мають вирішальний вплив на кінцеві характеристики об'єкту (мережі). Досліджено їх статистичні характеристики, зокрема часткові коефіцієнти кореляції оптимізованих параметрів. Використання методів кореляційно-регресійного аналізу дає можливість оцінювання найважливіших параметрів якості обслуговування.

РОЗДІЛ 4. ОБҐРУНТУВАННЯ ТА ІМПУТАЦІЯ СТРУКТУРИ ТА ВИГЛЯДУ МЕРЕЖІ ЗІ СПОРАДИЧНИМИ СПЛЕСКАМИ НАВАНТАЖЕННЯ

4.1. Порівняльний аналіз методів усунення надлишковості мережних застосунків для підвищення якості сервісу

Сучасна телекомунікаційна мережа з великою і не відомою заздалегідь множиною абонентів є, за визначенням, системою масового обслуговування. У рамках теорії масового обслуговування ця мережа являє собою сукупність об'єктів обслуговування, організованих таким чином, що клієнти переходять від одного об'єкта до іншого, щоб задовольнити свої потреби в обслуговуванні. При цьому бажано, щоб мережа в цілому була здатна забезпечити справедливість обслуговування: розподіл клієнтів у таких мережах має бути рівноважним.

У цьому підрозділі розглянемо деякі обчислювальні аспекти основних рівноважних розподілів, а також певні граничні розподіли, які еволюціонують при плавному або стрибкоподібному сплесках мережного навантаження. Мережі масового обслуговування, які розглядаються в цьому підрозділі, є закритими в тому сенсі, що на обраному інтервалі спостереження спорадичні прибуття або уходи клієнтів не мають місця; натомість мережею циркулює фіксована кількість клієнтів. Зважаючи на положення роботи [29], розглянемо замкнуту мережу масового обслуговування, що містить M об'єктів обслуговування та

N циркулюючих клієнтів. Стан такої мережі можна описати вектором

$$\mathbf{n} = (n_1, n_2, \dots, n_M) \text{ де } n_i - \text{кількість клієнтів, присутніх на } i^{\text{th}} \text{ об'єкті } \left(\sum_{i=1}^M n_i = N \right).$$

Припустимо, що час обслуговування клієнта на i^{th} об'єкті задано експоненціально розподіленою випадковою величиною із середнім значенням $1/\mu_i$, а також припустимо, що ймовірність того, що клієнт перейде до об'єкта

після виконання запиту на обслуговування на об'єкті, дорівнює p_{ij} для $i, j = 1, 2, K, M$. Далі з [30] випливає, що рівноважний розподіл споживачів у мережі задається формулою

$$P(n_1, n_2, K, n_M) = \frac{1}{G(N)} \prod_{i=1}^M (X_i)^{n_i}, \quad (4.1)$$

де (X_1, X_2, K, X_M) – дійсний позитивний розв'язок рівнянь, подібних до власного вектора

$$\mu_j X_j = \sum_{i=1}^M \mu_i X_i p_{ij}, \quad 1 \leq j \leq M \quad (4.2)$$

і $G(N)$ є так званою константою нормалізації [30], визначеною так, що вся сума $P(n_1, n_2, K, n_M)$ дорівнює одиниці. Тобто,

$$G(N) = \sum_{\mathbf{n} \in S(N, M)} \prod_{i=1}^M (X_i)^{n_i}, \quad (4.3)$$

де

$$\left\{ (n_1, n_2, K, n_M) \left| \sum_{i=1}^M n_i = N \text{ and } n_i \geq 0 \forall i \right. \right\}. \quad (4.4)$$

Доцільно звернути увагу на те, що підсумовування у рівнянні (4.3) береться за всі $\binom{M+N-1}{N}$ можливі стани системи (n_1, n_2, K, n_M) . Рішення, представлене у рівнянні (4.1), насправді є окремим випадком результатів, отриманих у класичних роботах [29, 30], оскільки в (4.1) припускається, що середній час обслуговування мережі не залежить від кількості присутніх клієнтів. Мережі, які містять об'єкти з часом обслуговування, що залежить від навантаження, мають дещо інші обчислювальні аспекти.

Ретельний аналіз моделі мережі масового обслуговування часто вимагає оцінки виразів, які залежать від базового розподілу, наведеного у формулі (4.1). Наприклад, іноді необхідно отримати ймовірність того, що на i -му об'єкті присутні рівно k клієнтів. Цю ймовірність можна виразити як

$$P(n_i = k) = \sum_{\substack{\mathbf{n} \in S(N, M) \\ \forall n_i = k}} P(n_1, n_2, K, n_M). \quad (4.5).$$

Замість безпосереднього обчислення (4.5) у [30] для спрощення введено допоміжну функцію

$$\begin{aligned} P(n_i \geq k) &= \sum_{\substack{\mathbf{n} \in S(N, M) \\ \forall n_i \geq k}} P(n_1, n_2, K, n_M) = \sum_{\substack{\mathbf{n} \in S(N, M) \\ \forall n_i \geq k}} \frac{1}{G(N)} \prod_{j=1}^M (X_j)^{n_j} = \\ &= (X_i)^k \frac{1}{G(N)} \sum_{\mathbf{n} \in S(N-k, M)} \prod_{j=1}^M (X_j)^{n_j} = (X_i)^k \frac{G(N-k)}{G(N)}. \end{aligned} \quad (4.6)$$

Звідси безпосередньо випливає, що

$$P(n_i \geq k) = \frac{(X_i)^k}{G(N)} [G(N-k) - X_i G(N-k-1)], \quad (4.7)$$

де припускається, що $G(N)$ дорівнює нулю при $n < 0$.

Відмітимо, що рівняння (4.6) є справедливим для $k = 1$, що приводить до імовірності стану активного обслуговування i -го об'єкту (тобто він не знаходиться у сплячому режимі). Також безпосередньо з (4.6) випливає, що математичне сподівання $E[n_i]$ числа користувачів на i -му об'єкті дається виразом

$$E[n_i] = \sum_{k=1}^N (X_i)^k \frac{G(N-k)}{G(N)}. \quad (4.8)$$

Отже, коли обчислені значення $G(1), G(2), K, G(N)$, для ефективного обчислення ряду потенційно корисних характеристик мережі можна використовувати рівняння. (4.1), (4.6), (4.7) і (4.8).

Вже зазначалося, що вираз для $G(N)$, представлений у (4.3), передбачає підсумовування $\binom{M+N-1}{N}$ компонентів, кожен з яких є добутком від M чинників, які самі (тобто X_i -ті) є степенями основних величин. Незважаючи на очевидну велику кількість залучених арифметичних операцій, ітераційний алгоритм обчислення всього набору значень $G(1), G(2), K, G(N)$, хоча і громіздкий, є доволі простим: використовуються $N \times M$ перемножень та $N \times M$

підсумовувань.

Щоб вивести цей алгоритм, необхідно спочатку визначити одну допоміжну функцію, пов'язану з результуючою константою нормалізації $G(N)$. Припускаючи, що $X_1, X_2, \dots, X_M$ задані, позначимо

$$g(n, m) = \sum_{\mathbf{n} \in S(n, m)} \prod_{i=1}^m (X_i)^{n_i}. \quad (4.9)$$

Відмітимо, що $G(N)$, як визначено у виразі (4.3), дорівнює $g(N, M)$ та, по суті, $g(n, M) = G(n)$ для всіх $n = 0, 1, \dots, N$. Далі помітимо, що для $m > 1$ та $n > 0$

$$g(n, m) = \sum_{\substack{\mathbf{n} \in S(N, M) \\ n_i \geq k}} \prod_{i=1}^M (X_i)^{n_i} = g(n, m-1) + X_m \cdot g(n-1, m). \quad (4.10)$$

Також приймемо, що

$$g(n, 1) = (X_i)^n \text{ для } n = 0, 1, \dots, N,$$

та

$$g(0, m) = 1 \text{ для } m = 1, 2, \dots, M. \quad (4.11)$$

Ітераційні співвідношення, визначені у (4.10), разом із початковими умовами, наведеними в (4.11), повністю визначають алгоритм для розрахунку $g(n, m)$.

Розроблений у [29, 30] метод ітераційного розрахунку константи нормалізації дозволяє мінімізувати надлишковість при виборі та обґрунтуванні числа маршрутів обміну даними у мережах. Однак при наявності мобільних абонентів, при випадкових змінах масштабу та топології мережі, об'єктивно, виникають випадкові та не прогнозовані затримки розрахунку константи нормалізації, що для систем реального часу неприйнятно. Про складність алгоритмів розрахунку константи нормалізації згадувалося і в роботі [30].

У наступному підрозділі наведені результати розробки та застосування альтернативного методу усунення надлишковості.

4.2. Розробка альтернативного методу поточного усунення надлишковості мережі зі спорадичними змінами параметрів

Сучасні телекомунікаційні мережі є складними та неоднорідними, мають різні фізичні принципи обміну даними, технічні та експлуатаційні характеристики. Тому треба приділяти постійну увагу впливу правильності вибору параметрів системи керування мережею на успішне функціонування мережної інформаційної системи як об'єкта керування.

Загальним критерієм ефективності мережної системи є функціонал її параметрів і стану, який можна описати дискретними марківськими процесами. Із можливих станів мережі як складної інформаційної системи позначаються стани повної працездатності, повільної деградації параметрів і повної відмови системи. Дискретний процес переходу системи з одного стану в інший описується ланцюгом Маркова. Через випадковості змін параметрів та станів мережі треба розглядати механізми стохастичної оптимізації, зокрема спрямованої дифузії (Directed Diffusion, DD) для маршрутизації, за допомогою мобільних агентів (*DDMA*) [66]. *DD* – це протокол розповсюдження даних у мережах, який забезпечує наступні дії: надсилання запитів від приймача до потрібних датчиків і формування градієнтів для надсилання даних від проміжних вузлів до термінального вузла (приймача). *DD* забезпечує ефективну маршрутизацію, але попереднє дослідження маршруту вимагає знання початкового потоку запитів. У роботі [66] показано, що механізм *DDMA* є енергозберігаючим і усуває надмірність у передачі даних.

Враховуючи специфіку мереж, вузол повинен мати різноманітні можливості для роботи з кількома додатками. Однак для інтегрованого вузла з обмеженою пам'яттю неможливо зберегти всі можливі коди додатків у локальній пам'яті. Впровадження *МА* не тільки забезпечує ефективний спосіб динамічного сканування нових програм, але також дозволяє вузлу-джерелу проводити локальне опрацювання "сирих" (необроблених) даних за зверненням програми. Ця функція дозволяє зменшити обсяг переданих даних, оскільки

розрізнятиметься та передаватиметься лише відповідна інформація.

Передача даних методом так званої спрямованої дифузії полягає в тому, що дані проходять декількома маршрутами (і, відповідно, через різні послідовності вузлів) від джерела до приймача даних або центру збору та обробки даних. Механізм спрямованої дифузії заснований на принципі адресації, при якому замість адреси одержувача використовується фактичне значення запиту і принципи багатошляхового поширення запитів мережею. Тип трафіку "багато до одного", коли всі вузли мережі передають пакети в одну точку збору (базову станцію, шлюз тощо), є характерним для багатьох розподілених завдань збору даних (наприклад, систем аналізу та моніторингу). Тому оцінка ефективності механізмів маршрутизації в цьому режимі має велике практичне значення.

Як модель механізму керування маршрутами розглянемо дифузійний процес Маркова, щільність ймовірності переходу якого навколо кожної внутрішньої точки задовольняє оберненому рівнянню Колмогорова:

$$\frac{\partial}{\partial t} p(t, x, y) = Lp(t, x, y), \quad L = \mathbf{A}(x) \frac{\partial}{\partial x_i} + \mathbf{B}(x) \frac{\partial^2}{\partial x_{ij}^2}, \quad \mathbf{B}(x) = \frac{1}{2} \mathbf{R}(x), \quad (4.12)$$

де $\mathbf{A}(x)$ є вектор коефіцієнтів зсуву розмірністю N ; $\mathbf{B}(x)$ – матриця коефіцієнтів дифузії розмірністю $N \times N$; $\mathbf{R}(x)$ – кореляційна матриця розмірністю $N \times N$; $L(\cdot)$ – оператор диференціювання. Коефіцієнти $a_i(x)$ та $b_{ij}(x)$, $i, j = \overline{1, N}$, є неперервними та задовольняють умові Ліпшиця

$$\begin{aligned} |a_i(x) - a_i(y)| &\leq C_1 |x - y|, \\ |b_{ij}(x) - b_{ij}(y)| &\leq C_2 |x - y|, \end{aligned}$$

де C_1, C_2 – відомі константи.

У разі щільного розподілу вузлів на поверхні або в об'ємі ε -межа внутрішньої точки x є достатньо малою. Тоді ми можемо розглядати потік даних $\xi(t)$ як процес, керований векторним стохастичним диференціальним рівнянням такого вигляду:

$$d\xi(t) = \mathbf{A}[\xi(t)]dt + \mathbf{R}[\xi(t)]d\eta(t), \quad (4.13)$$

де

$$\eta(t) = \frac{\xi(t) - \xi(t_0) - [\mathbf{A}(t) - \mathbf{A}(t_0)]}{\sqrt{|D(t) - D(t_0)|}}, \quad |D(t) - D(t_0)| = \int_{t_0}^t \|\mathbf{B}(\tau)\| d\tau$$

– процес броунівського руху; $\|\mathbf{B}\|$ – норма матриці.

Опис задачі доставки даних зазвичай вводиться як свого роду аналог градієнта при представленні дискретними різницями $\mathbf{G} = \{g_1, g_2, \dots, g_N\}$, яким оцінюються загальні витрати доставки. Витрати враховують як довжину маршрутів, їх загальну кількість, так і втрати енергії при доставці, оскільки мережні вузли мають автономні джерела живлення. Щоб мінімізувати вартість доставки даних, створюється функціонал, який включає в себе згадані значення:

$$\Psi(c_{1i}, w_i, c_{2i}, g_i) \rightarrow \min_{r_i, t_i}, \quad (4.14)$$

де c_{1i} та c_{2i} – вагові (нормувальні) коефіцієнти, підібрані експериментально для кожної конкретної мережі; r_i, t_i відповідно довжина маршруту і час доставки з урахуванням кількості транзитних вузлів. У цьому випадку, по-перше, необхідно враховувати умови нормалізації ймовірностей для кожного набору шляхів, а по-друге, абстрактні витрати на доставку для цього набору. Співвідношення між c_{1i} та c_{2i} найдоцільніше підібрати так, щоб функціонал (4.14) був адитивною мірою множини WUG . Тоді задачу (4.14) можна розв'язати в класі задач мінімізації лінійної згортки критеріїв, для яких розроблено ефективні методи розв'язання (наприклад, метод аналізу ієрархій). Результатом розв'язання задачі є мінімальний набір маршрутів, при використанні яких ймовірність доставки даних буде не меншою від мінімально прийнятної. Більшість енергозберігаючих програм засновані на традиційній моделі клієнт-сервер, де кожен вузол датчика надсилає зібрані дані в центр обробки або приймач. Оскільки ширина каналу безпроводової мережі зазвичай нижча, ніж у проводової мережі, об'єм трафіку даних може перевищувати

пропускну здатність мережі. Для вирішення проблеми перевантаження мережі найбільш перспективним рішенням може стати розподілена мережа на основі так званих мобільних агентів для масштабованого та енергоефективного обміну даними [66]. Під час передачі програмного коду, який називається "мобільний агент" (МА), до комутаційних вузлів, великий обсяг даних може бути зменшений або перетворений у невеликі дані. Розглянемо спосіб усунення надмірності в сенсорній мережі за допомогою мобільних агентів. Як модель механізму стохастичної оптимізації надлишковості передачі даних у мережі використовується керований марківський дифузійний процес. Його перехідна щільність $p(t, x, y)$ в ε -межі кожної внутрішньої точки задовольняє оберненому рівнянню Колмогорова (4.12).

Задача оптимального керування полягає у правильному виборі значень $\mathbf{A}(x)$ та $\mathbf{B}(x)$, при яких імплікований обсяг трафіку мінімізується для простого пошуку оптимізованої кількості маршрутів з лімітацією енерговитрат й індикацією асиметрії якості зв'язку.

Процес передачі фактично є процесом спрямованої дифузії, керованим (стохастичними) мобільними агентами між секвентними сусідніми вузлами. Після початкової конфігурації мережі (виявлення сусідів тощо) усі вузли починають періодичну передачу пакетів даних до точки прийому та до інших абонентів. У точці прийому розраховуються оцінки коефіцієнтів кореляції між затримками пакетів, що надходять різними маршрутами. Результати розрахунку підставляються в кореляційну матрицю, яка використовується в задачі керування процесом дифузії (4.12). Коефіцієнт зсуву в цій задачі відіграє роль середнього відхилення процесу від бажаного шляху поширення даних від джерела до приймача і точки обробки. Як моделі кореляції даних, залежно від видалення вузлів один від одного, можна вибрати такі функції: експоненціальна функція $\mathbf{R}(x) = \sigma_{ij}^2 \exp(-|x_i - x_j|)$, де x_i, x_j – координати розташування вузлів. Перевагою використання такої моделі є простота і можливість отримання рішень у замкнутому вигляді, недоліком – недиференційованість на нулі. Друга

похідна $r''(0)$ цієї функції має розрив другого порядку з нульовим просторовим зсувом. Величина $r''(0)$ входить у вирази для оцінки дисперсії процесу спрямованої дифузії, а також у вирази для коефіцієнтів зсуву та дифузії. Це значення визначає співвідношення між дисперсіями процесу $\xi(t)$ і $\eta(t)$: $\sigma_\eta^2 = -\sigma_\xi^2 r''(0)$. Внаслідок цього неможливо правильно розрахувати енергетичні характеристики процесу на початкових точках.

Інша функція – функція Гауса:

$$\mathbf{R}(x) = k_g \sigma_{ij}^2 \exp\left[-(x_i - x_j)^2\right],$$

де k_g – нормувальний коефіцієнт.

Ця функція позбавлена недоліків, притаманних експоненційній залежності, проте її застосування має суттєве обмеження: підсумкове рішення майже не реагує на варіації швидкості передавання даних, що ставить під сумнів адекватність обраної моделі.

Виходячи з фізичних принципів, можна стверджувати, що кореляційна функція реальних потоків даних має нульову першу похідну при нульовому зсуві в просторі. Цей висновок використовується для обґрунтування форми кореляційної функції у межах феноменологічного підходу. У цьому підході, для просторово однорідного та ізотропного розподілу сенсорів, пропонується кореляційна функція певного типу

$$\mathbf{R}(x) = \sigma_\xi^2 \exp\left[-\frac{|x|}{l_a} + \frac{|x|}{l_a} \exp\left(-\frac{|x|}{l_b}\right)\right],$$

де параметри l_a і l_b — так звані характеристичні інтервали між вузлами на поверхні.

Якщо $l_a \gg l_b$, то на проміжку $|x| \approx (2...3)l_b$ кореляційна функція добре апроксимується експоненційною формою $r_h(x) \approx \exp[-|x|/l_a]$, що відповідає функції Гауса з розкладом у ряд Маклорена до квадратичного члена включно. Можна показати, що $r'(0) = 0$, а також

$$r''(0) = -\frac{2}{l_a l_b} \quad (4.15)$$

Однією з переваг цієї функції є її двомасштабна структура — наявність двох незалежних параметрів l_a і l_b , що допускають вільну варіацію. Це дає змогу адаптувати автокореляційну функцію до широкого спектра конфігурацій просторового розміщення сенсорів, включаючи випадки нерівномірності, згущень, розріджень, а також штучних змін, таких як відключення окремих вузлів або їх фізичні несправності.

Процес керованої дифузії (4.12) розглядається як сукупність маршрутів із багатокритеріальною стохастичною оптимізацією. Зокрема, до критеріїв мультиоптимізації належать: інтегральна ефективність використання мережі (в аспекті триплету QoS), відношення корисного трафіку до загального, парціальна ефективність використання сенсорів (з урахуванням надмірності, витрат часу й енергії), а також кількість джерел даних, доступних приймальному вузлу до виходу з ладу будь-якого з елементів мережі через розряд батареї.

Ефективність роботи мережі визначається за формулою [28]

$$\eta_T = \frac{V_d N_{res}}{V_d N_d^\Sigma + V_s N_s^\Sigma} \quad (4.16),$$

де V_d та V_s — об'єми корисної та службової інформації відповідно; N_{res} — загальна кількість нормалізованих пакетів у точці прийому; N_d^Σ та N_s^Σ — кількість нормалізованих пакетів даних і сигналів. Кожен пакет, переданий через транзитний вузол, вважається окремим. Таким чином, якщо пакет проходить один транзит, він розглядається як два пакети — один корисний і один ретрансляційний. Чим більше значення η_T , тим ефективніше протокол маршрутизації використовує пропускну здатність каналу. Для спрощення вважається, що всі пакети мають фіксовані розміри. У разі ідеального каналу зв'язку значення N_d^Σ та N_s^Σ враховуються лише корисні та ретрансляційні

пакети, тоді як у реальних умовах також включаються N_d^Σ та N_s^Σ повторно передані пакети через втрати доставки.

Цей комбінований метод доставки даних у мережі з просторовою неоднорідністю сприяє реалізації енергоефективної сітчастої сенсорної мережі. Керування дозволяє підтримувати оптимальну швидкість передачі з урахуванням енергетичних обмежень. Методи декореляції, оцінювання та прогнозування часу роботи системи забезпечують розгортання мережі на автономних джерелах живлення з гарантованою якістю обслуговування. Найбільш ефективні ці методи для процесів спрямованої дифузії з мобільними агентами.

На відміну від класичної клієнт-серверної архітектури, цей підхід забезпечує щільне покриття території та оптимізацію трафіку шляхом усунення надмірності. Це досягається завдяки технології мобільних агентів — автономних програмних фрагментів, що розподіляються між вузлами мережі для спільного виконання задач. Передача таких фрагментів супроводжується зменшенням обсягу даних за рахунок декореляції, як у детермінованому, так і стохастичному варіантах.

Структура пакета мобільного агента:

Фіксовані атрибути:

Sink ID, MA_Seq Num, First Src, Last Src, Round Idx, LastRound Flag

Змінні атрибути:

NextSrc, NextHop, ToSinkFlag, SrcList

Користувачька інформація:

Processing code, Data

Поля *Sink ID* і *MA_SeqNum* слугують для ідентифікації пакета. *MA_SeqNum* інкрементується при створенні нового пакета. *FirstSrc* і *LastSrc* визначають перший і останній вузли маршруту агента. *RoundIdx* — це індекс поточного циклу, а *LastRoundFlag* вказує на фінальний етап опитування.

Динамічні атрибути задають маршрут руху агента. Запит формалізується як набір пар "атрибут-значення", які можуть відображати об'єкти, як-от

транспорт, тварини чи люди. *Processing code* містить логіку обробки, а *Data* — наростаючі результати збирання даних. Маршрут визначається через послідовність переходів (хопів) від вихідних вузлів до точки збору.

Проте застосування класичних мобільних агентів вимагає дотримання низки умов: мережа має бути кластеризованою; джерела даних — на відстані одного переходу від кластерного ядра; об'єднання надмірних даних у фіксований пакет має бути можливим. Ці обмеження можна частково обійти шляхом використання пласкої архітектури сенсорної мережі, що краще підходить для широкого спектра задач.

Таким чином, мобільний агент реалізується в багатоступеневих середовищах без ядра кластера. У цьому випадку вам необхідно відповісти на наступні запитання:

1. Як ефективно маршрутизувати мобільні агенти від пункту збору до джерела, від джерела до джерела та від джерела до пункту збору?
2. Як мобільний агент визначає послідовність опитування кількох вихідних вузлів?
3. Якщо множину даних всіх вихідних вузлів неможливо розташувати в одному пакеті фіксованого розміру, то чи буде складна технологія мобільного агента більш ефективною, ніж набагато простіша модель клієнт – сервер?

Наприклад, у випадку наявності просторового оточення, в якому дисипація вузлів обумовлює суттєве віддалення одного від іншого, а дані датчика не мають достатньої надмірності, виникають проблеми з повільною конвергенцією або навіть зацикленням алгоритму усунення надлишковості (так звана проблема "підрахунку до нескінченності") [28, 122].

Щоб відповісти на ці питання та усунути обмеження детерміністського підходу, ми пропонуємо використовувати метод стохастично керованої директованої дифузії, заснований на теорії умовних процесів Маркова [40]. Тому ми визначаємо експектацію латентності доставляння від джерела до точки дефініції збирання для випадків ординарної директованої дифузії (*DD*) і директованої дифузії з мобільними агентами (*DDMA*). Нехай C_{dc} , $0 < C_{dc} < 1$,

буде коефіцієнтом супресії даних з використанням локального опрацювання і застосування мобільних агентів (МА), S_d^i є просторовою побудовою специфікованого блоку даних у вузлі і S_{dc}^i є просторовою побудовою стиснених даних. Тоді

$$S_{dc}^i = S_d^i (1 - C_{dc}). \quad (4.17)$$

Рівень коваріації даних рецепції суттєво залежить від відстані між сенсорами, тому є висока ймовірність того, що близько розташовані вузли вироблятимуть та прийматимуть дубльовані надмірні дані [28]. Таким чином, агрегація даних, яка виключає передачу непотрібних даних, є важливою функцією в мережі зі щільним розміщенням сенсорів. Його головна перевага – елімінація надмірності і, як наслідок, пролонгація терміну служби мережі. Парадигма моніторингу сайтів парціальним мобільним агентом може істотно вплинути на енергозбереження. У нашому напрацюванні застосовано методологію дуального навчання для динамічної дефініції треку мобільним агентом. Припустимо, що T_{dd} і T_{ma} позначають експектацію латентності в доставлянні пакетів від одного кінця до іншого для DD і DDMA відповідно. Це включає всі пілхожі латентності розподілу даних, викликані чергами, повторними передачами через колізії на MAC-рівні та часом передавання [28].

Припустимо, що t_{acs} – експектація часу перебування у черзі для успішної передачі; T_r – експектація часу перебування на резервному маршруті, і n_d – множина пакетів даних, доставлених на приймальний вузол впродовж виконання; тоді T_{dd} розраховується за формулою [28]:

$$T_{dd} = \frac{T_r}{n_d} + \left(\frac{S_d + S_h}{v_n} + t_{ctrl} + t_{acs} \right) (H + h). \quad (4.18)$$

Якщо $n_d \gg 1$, формула (4.18) спрощується:

$$T_{dd} \approx \left(\frac{S_d + S_h}{v_n} + t_{ctrl} + t_{acs} \right) (H + h). \quad (4.19)$$

У методі DDMA T_{ma} є середній час між моментом відправлення МА та моментом повернення МА до приймального вузла, T_p – затримка МА, T_{roam} , –

середній час очікування маршруту для МА.

T_{back} є середня затримка у проходженні МА від джерела до вузла збереження інформації.

Припустимо [28], що τ позначає латентність доступу, S_p – програмна метрика виконуваного коду мобільного агента; v_p – темп опрацювання даних.

Додамо, що S_{ma}^i є розмір МА у вузлі-джерелі i ; N – число вузлів-джерел.

Тоді

$$T_{roam} = \sum_{i=1}^N \left(\tau + \frac{S_d}{v_p} + \frac{S_{ma}^i + S_p + S_h}{v_n} + t_{ctrl} \right). \quad (4.20)$$

S_{ma}^i у (4.20) дорівнює

$$S_{ma}^i = S_{ma}^{i-1} + S_d(1-r_i)(1-p_i). \quad (4.21)$$

Припустимо, що S_{ma}^N є розмір пакета МА після його візиту до останнього джерела. Тоді:

$$T_{back} = \left(\frac{S_{ma}^N + S_h}{v_n} + t_{ctrl} \right) H; \quad (4.22)$$

$$T_{ma} = \frac{T_p}{n_d} + T_{roam} + T_{back}; \quad (4.23)$$

при $n_d \gg 1$

$$T_{ma} \approx T_{roam} + T_{back}. \quad (4.24)$$

Припустимо, що E_{dd} and E_{ma} позначають витрати енергії для DD та DDMA відповідно. Позначимо m_{tx} та m_{rx} витрати енергії на передачу та прийом одного біта відповідно; b – фіксовані витрати енергії на передавання парціального пакету даних; e_{ctrl} – витрати енергії на обмін контрольними повідомленнями при успішному передаванні даних; e_{retx} – витрати енергії на реплікацію передавання із-за DD індукованої колізії.

Отже, E_{dd} дорівнює:

$$E_{dd} = \left[(S_d + S_h)(m_{tx} + m_{rx}) + b + e_{ctrl} + e_{retx} \right] (H + h) N.$$

При DDMA, E_p – витрати енергії на проходження МА, E_{roam} – середні

витрати енергії на маршрути МА від першого до останнього вузла; E_{back} – середні витрати енергії при проходженні МА від першого вузла до вузла збирання даних; m_p – витрати енергії на передачу та прийом одного біта. Тоді

$$E_{roam} = \sum_{i=1}^N \left[S_d m_p + (S_{ma}^i + S_p + S_h)(m_{tx} + m_{rx}) + b + t_{ctrl} \right]; \quad (4.25)$$

$$E_{back} = \left[(S_{ma}^N + S_h)(m_{tx} + m_{rx}) + b + t_{ctrl} \right] H; \quad (4.26)$$

$$E_{ma} = \frac{E_p}{n_d} + E_{roam} + E_{back}. \quad (4.27)$$

Припускаючи, що число $n_d \gg 1$, у формулі (4.27) можна ігнорувати перший член:

$$E_{ma} = E_{roam} + E_{back}. \quad (4.28)$$

Ці прості, але вельми корисні формули застосовуються для компаративного аналізу латентності та енергетичних витрат при застосуванні методів *DD* та *DDMA*. На рис. 4.1 наведені результати розрахунків витрат енергії.

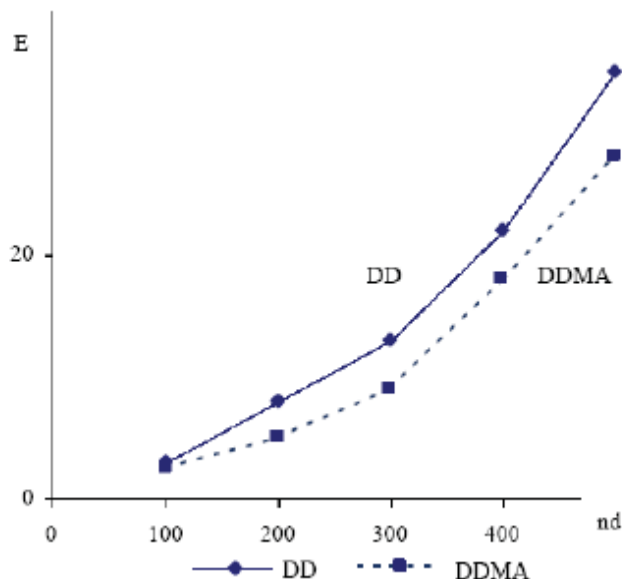


Рис. 4.1 Залежність середніх витрат енергії від числа переданих пакетів

При проведенні розрахунків і комп'ютерного моделювання за формулами (4.22) і (4.28) було виявлено, що в 70% випадків метод *DDMA* дає латентність

доставки, приблизно на 15% – 25% меншу, ніж метод DD [28]. Рідко коли результуюча затримка при використанні DDMA була гіршою, ніж при DD, але зазвичай витрати енергії при DDMA є меншими. Надмірної латентності доставляння даних за допомогою методу DDMA порівняно з методом DD не спостерігалось. Споживання енергії при методах DDMA у всіх випадках не вище, ніж при методі звичайної директованої дифузії. Запропонований підхід може бути ефективно застосований до сучасних комунікацій між пристроями в мобільних мережах.

Таким чином, для застосувань, де витрати енергії мають неабияку важливість, DDMA може суттєво розширити життєвий цикл мережі у порівнянні зі звичайною DD [28].

4.3. Розробка метода усунення конфліктів справедливості та оптимальності при маршрутизації

Проблема дослідження конфліктів у безпроводових комп'ютерних мережах розглядалася у різних джерелах, зокрема в роботах [31, 63, 70].

Результати згаданої роботи розвинені у нашій роботі [13], у першу чергу, у напрямі виведення асимптотичних характеристик адекватності проти складності моделей. Вони частково використані у дослідженнях, результати яких наведені нижче. Розглянемо їх більш докладно.

Інфокомунікаційна мережа нового покоління (NGN) з випадковим множинним доступом за визначенням має забезпечувати доступ різних видів трафіку, які функціонують у пучку каналів передачі. Відповідно треба забезпечувати різні радіо технології доступу (Radio Access Technologies, RAT), які функціонують в одній і тій самій області або в різних, необов'язково сусідніх, областях [27, 30, 31]. Зони покриття можуть повністю або частково перекриватися, працюючи разом скоординовано, щоб завжди забезпечувати

найкраще з'єднання з користувачем при спільному використанні мережних ресурсів. Координація між різними RAT досягається шляхом загального управління ресурсами пропускної спроможності, затримки та надійності передачі (у сенсі гарантовано обмеженої зверху відносної кількості бітових помилок *BER*). У зв'язку з очевидними лімітами енергетичних, часових, частотних та інформаційних ресурсів загальний розподіл радіоресурсів у безпроводових мережах є невід'ємною складовою загальної проблеми проектування, розробки та впровадження мереж.

Однією із основних функцій управління ресурсами є механізм вибору радіотехнологій спільного доступу до каналу зв'язку. Ґрунтовна функція цього механізму - початковий вибір *RAT* для нових вхідних запитів до з'єднання. Ця функціональність, по суті, реалізується у вигляді алгоритмів початкового вибору *RAT*. Інша функція відповідає за вибір *RAT* на поточному сеансі зв'язку так, щоб забезпечувати зв'язок, орієнтований на з'єднання, і реалізується шляхом організації повідомлень про передачу обслуговування та підтвердження прийому пакетів (*ACK*).

У літературних джерелах запропоновано та проаналізовано різноманітні критерії вибору технологій доступу, такі як співвідношення сигнал/(завади плюс шуми), тобто *Signal-to-Noise-and-Interference-Ratio*, *SINR* [12, 16, 29], навантаження мережі, вимоги якості обслуговування (*Quality of Service - QoS*) [97], переваги та політики користувача [68] і т.ін. Зазвичай порівняльна продуктивність різних методів вибору технологій доступу аналізується методами комп'ютерного моделювання з включенням стаціонарних та мобільних користувачів у зону покриття службової підмережі *WLAN* [71]. При цьому хоча окремі пропозиції щодо аналітичного підходу до оцінки алгоритмів вибору *RAT* і представлені у деяких роботах теоретичного та прикладного характеру [71, 72], однак вичерпні аналітичні оцінки ефективності алгоритмів вибору *RAT* у доступних нам джерелах не виявлені. Більш того, можливість переходу мобільних користувачів від одних до інших безпроводових мереж

різних технологій з різними зонами покриття (наприклад, *WLAN* та *WWAN*) з достатнім ступенем глибини також не розглядаються, а кількісні оцінки не наводяться.

Не розглядаються також наступні проблеми, притаманні саме БП мережам:

- конфлікти між адекватністю та складністю моделі мережі;
- суперечності між щільністю розташування вузлів, зоною дії мережі та якістю обслуговування;
- конфлікти між ефективністю та вартістю мережі;
- конфлікти між справедливістю та оптимальністю при розподілі ресурсів та виборі множини маршрутів [65] - проблему поставлено, але остаточне її розв'язання не наведено;
- конфлікти між надлишковістю множини маршрутів та перевантаженістю мережного трафіку [28].

У представленій роботі розглянуто методи розв'язання останніх двох конфліктів як таких, що певною мірою є визначальними для інших.

Збільшення ефективності мережі неминує супроводжуватися зростанням вимог до її провідних технічних характеристик (ключових параметрів), а внаслідок природних обмежень мережного ресурсу відповідно виникають технічні та організаційні конфлікти.

Щоб конкретизувати цю проблему, розглянемо її з позицій системного підходу [13, 63].

Конфлікти різної природи виникають при розробці тих чи інших методів обміну даними між мережними вузлами та опрацювання інформації у мережних вузлах:

- моделювання автономних сегментів та/або мережі в цілому - виникають конфлікти між адекватністю та складністю моделі;

- вибір та аналіз системи - виникають конфлікти між ефективністю та вартістю;

- забезпечення енергоефективності та завадозахищеності на фізичному рівні еталонної моделі *OSI* - виникають суперечності між щільністю

розташування вузлів, зоною дії мережі та якістю обслуговування (*Quality of Service - QoS*);

- прокладання маршрутів від відправника до отримувача на мережному рівні еталонної моделі *OSI* - виникають конфлікти між справедливістю та оптимальністю.

Наприклад, намагання досягти 100%-ї адекватності потребує створення моделі, абсолютно ідентичної реальному об'єкту - до всіх вузлів, елементів та зв'язків між ними, підсистем енергопостачання, генерації сигналів та зняття даних тощо. Іншими словами, створена за такою вимогою модель системи з активною реплікацією буде являти собою, по суті, дублікат об'єкта, а задача моделювання просто позбавляється змістовного сенсу [13, 73].

Відповідно, при побудові довільної технічної, інформаційної або будь-якої іншої системи за критерієм "ефективність/вартість" можна було б намагатися якнайбільше знижати вартість. Оскільки вартість знаходиться у знаменнику, обране співвідношення, здавалося б, буде необмежено зростати. Більш того, при зниженні вартості до нуля воно прагнучиме до нескінченності. Однак здоровий глузд підказує, що при цьому й саме система буде відсутня. Знову ж таки задача позбавляється сенсу.

Такі самі міркування справедливі для усіх різновидів конфліктів, що виникають у наукових дослідженнях, включаючи згадані енергоефективність та

завадозахищеність, справедливість та оптимальність тощо.

Єдиним можливим засобом розв'язку конфліктів є системний підхід [13, 63]:

- аналіз асимптотичної поведінки процесу розвитку конфлікту, вибір простору прийнятних рішень з відкиданням свідомо беззмістовних варіантів;
- обирання раціональних компромісів між суперечливими сторонами конфлікту.

Саме такий підхід і використовується у представленій роботі.

Необхідно чітко визначати різницю між маршрутизацією, коли системі доводиться робити вибір певного маршруту прямування, і пересиланням - дією, що відбувається при отриманні пакета. Можна уявити маршрутизатор як пристрій, в якому функціонують два процеси. Один з них обробляє пакети, що надходять, і вибирає для них за таблицею маршрутизації вихідну лінію. Другий процес відповідає за заповнення та оновлення таблиць маршрутизації. Саме це є функцією алгоритму динамічної маршрутизації.

У безпроводових мережах, що розглядаються, обсяг імплікованого трафіку не лімітується *a priori* розподілом сталих маршрутів, але об'єктивно віддзеркалюється рівнем завад у зоні сервісу. Це дозволяє гнучко моніторити радіоресурси залежно від умов поширення, розподілу внутрішніх (шумових) та зовнішніх завад, але індукує побічні завдання радіопланування безпроводової мережі, оскільки за результатами аперцептивного оцінюванн системи глобального охоплення просторової зони має бути визначена як потужність сигналу, так і якість сервісу загалом.

Незалежно від того, чи окремо вибираються маршрути для кожного пакета, що відправляється, або ж тільки один раз для з'єднання, бажано, щоб алгоритм вибору маршруту мав певні властивості – коректність, простоту, надійність, стійкість, справедливість та ефективність. Коректність і простота не

вимагають коментарів, а потреба в надійності з першого погляду не є такою очевидною. Під час роботи великої мережі постійно відбуваються певні відмови в роботі апаратури та зміни топології. Алгоритм маршрутизації повинен уміти справлятися із змінами топології та трафіку без необхідності припинення всіх завдань на всіх хостах. Якщо б мережа перезавантажувалася при кожному виходу маршрутизатора з ладу, то часові характеристики доставляння трафіку були б абсолютно непридатними, особливо для мереж реального часу та критичного застосування.

Алгоритм маршрутизації повинен також мати стійкість. Існують алгоритми вибору маршруту, які ніколи не сходяться до фіксованого набору шляхів, незалежно від того, як довго вони працюють (так звана “проблема розрахунків до нескінченності”). Стійкий алгоритм повинен досягати стану рівноваги та залишатися у ньому. Але він також повинен швидко знаходити цей набір шляхів, оскільки з'єднання може бути перервано до того, як буде досягнуто рівноваги.

Такі цілі, як справедливість та ефективність, можуть здаватися очевидними, проте вони часто виявляються взаємовиключними.

Імовірно, потрібні експлікації компромісів між справедливим виділенням трафіку всім абонентам та оптимальним використанням каналу у глобальному сенсі [22]. При появі швидкої та дешевої транзитної ділянки маршруту (так буває, хоч і нечасто), всі користувачі розраховуватимуть маршрут так, щоб ця ділянка обов'язково входила до цього маршруту. Відповідно виникає перевантаження, і маршрут перестає бути оптимальним [3].

Для запобігання таким ситуаціям необхідно крім оптимального маршруту розраховувати запасні маршрути, менші за величиною від цільової функції. Якщо оптимальний маршрут перевантажений, то система управління мережею переводить "підшефних" абонентів на один з інших запасних маршрутів.

Для усунення таких конфліктів треба, у першу чергу, розробляти відповідні моделі мобільності абонентів [20, 30].

Очевидно, будь-яка модель мобільності абонентів базується, у першу чергу, на співвідношенні сигнал/завади S_{IR} [16]. Супорт якості сигналу означає, що S_{IR} перевищує мінімально допустиме значення S_{IRmin} , яке задається залежно від послуг зв'язку, які розглядаються (наприклад, голос, відео, пакетне передавання даних). Співвідношення S_{IR} запишемо у такому вигляді:

$$S_{IR} = S_F \frac{P_r}{k_{ort} P_{int} + P_{ext} + P_n}, \quad (4.29)$$

де P_r – потужність сигналу, що приймається; P_{int} – сумарна потужність взаємних завад при розповсюдженні сигналу свого всередині даної зони дії; k_{ort} – коефіцієнт втрати ортогональності сигнальних кодів при багатошляховому розповсюдженні сигналу ($0 \leq k_{ort} \leq 1$); P_{ext} – сумарна потужність сигналів від інших вузлів всередині зони дії; P_n – потужність внутрішнього шуму; як модель використовується модель адитивного білого гаусівського шуму (*AWGN*).

Якість прийнятого сигналу зазвичай виявляється через ставлення числа помилково прийнятих біт до загального числа прийнятих біт (*BER – Bit Error Rate*). Оскільки *BER* безпосередньо залежить від S_{IR} , мінімально припустима якість сигналу виражається у вигляді $S_{IRmin} = S_{IRj} / S_F$, де S_{IRj} – мінімально допустиме співвідношення сигнал – завада для j -го типу трафіку (мова, відео, дані та ін.).

Інші припущення для аналізу перераховані нижче.

1) Кожна зона покриття (аж до меж зони впевненого прийому) має одну або кілька (N) точок доступу з покриттям сегментів *WLAN*. Область точки доступу знаходиться в діапазоні покриття однієї точки доступу *WLAN* (AP).

Наприклад, припустимо, що радіус зони дії мережі складає 100 метрів.

2) Для простоти аналізу форма області, представлена на рис. 4.2, апроксимована круглими формами з геометричними радіусами R і r для всієї зони прийому та сегмента зони відповідно.

3) У зоні прийому розглядаються два типи мобільності користувачів: 1 – транспортна та 2 – змішана транспортна і нетранспортна мобільність (тобто нетранспортна мобільність у точці доступу та транспортна мобільність за межами точки доступу). Припустимо, що θ є часткою користувачів транспортних засобів у точці доступу- i ($i=1,..N$). Іншими словами, $(1-\theta)$ є часткою користувачів нетранспортної мобільності в точці доступу- i . Низька величина θ (наприклад, $\theta < 0,2$) ілюструє високий відсоток користувачів, які не використовують транспортних засобів, у зоні доступу (наприклад, в офісі, на території установи), тоді як високе значення θ (наприклад, $\theta > 0,8$) відповідає загальнодоступній зоні *WLAN* з великою кількістю транспортних засобів. Пропонована модель мобільності для *HNW* класифікує поведінку багаторежимних користувачів за двома категоріями: перша – новий виклик у точці доступу, який виходить у межах тривалості запиту; друга – запит у точці доступу, який входить і, нарешті, виходить із точки доступу, ще будучи активним. Візьмемо для першої категорії $T_{dwell}^{(n)}$ як час очікування нового запиту, що визначається як час, протягом якого мобільний користувач знаходиться в точці доступу з моменту ініціювання запиту до моменту його закінчення. Для другої категорії $T_{dwell}^{(r)}$ позначає час перебування запиту на маршруті, який визначається як тривалість часу, протягом якого запит користувача знаходиться в точці доступу. Виходячи з вищевикладеного, ми кількісно оцінюємо пропоновану модель мобільності за часом перебування в зоні точки доступу, що визначається як час, який активний/неактивний користувач проводить в зоні точки доступу. Користувачі з нетранспортною мобільністю в зоні доступу дотримуються розподілу часу перебування в зоні *WWAN* [3], чия функція

щільності ймовірності (*Probability Density Function, PDF*) позначається як $f_{m_WWAN}(t)$. Користувачі з транспортною мобільністю в зоні доступу дотримуються масштабованого розподіл часу перебування запиту за допомогою функції щільності ймовірності $f_{m_WWAN}(t)$. Позначимо T_{m_WWAN} як випадкову величину, що становить час перебування запиту, також за допомогою функції щільності ймовірності $f_{m_WWAN}(t)$. Отже, час перебування користувача з транспортною мобільністю в точці доступу є випадковою величиною, T_{m_WWAN} . У роботах [34, 39] показано, що

$$T_{m_WWAN} = \left(\frac{r_{eff}}{R_{eff}} \right) T_{M_WWAN} = \left(\frac{r}{R} \right) T_{M_WWAN}, \quad (4.30)$$

де R_{eff} та r_{eff} – ефективний радіус зони впевненого прийому та зони охоплення точки доступу відповідно.

На рис. 4.2 представлено результати розрахунків за формулою (4.30) швидкості передачі запиту для схем *CRRM* залежно від частки користувачів з транспортною мобільністю в зоні точки доступу [81]. Частоти надходження викликів вертикальної передачі обслуговування для схем *CRRM* наведено на графіку відносно частки користувачів транспортних засобів у зоні точки доступу. Частота *VHO* між двома *RAT* є найнижчою для схеми *CRRM* на основі мобільності через використання інформації про мобільність під час прийняття рішення *VHO*. Показники *VHO* схеми на основі мобільності також адаптивно контролюються наступним чином: зі збільшенням середньої мобільності в точці доступу більше користувачів займають ресурс *WWAN* і не потребують *VHO*, коли вони переміщуються з точки доступу. Для схеми "WLAN з повним покриттям" швидкість *VHO* від «WLAN до WWAN» і «WWAN до WLAN» невинно зростає зі збільшенням мобільності, що є небажаним.

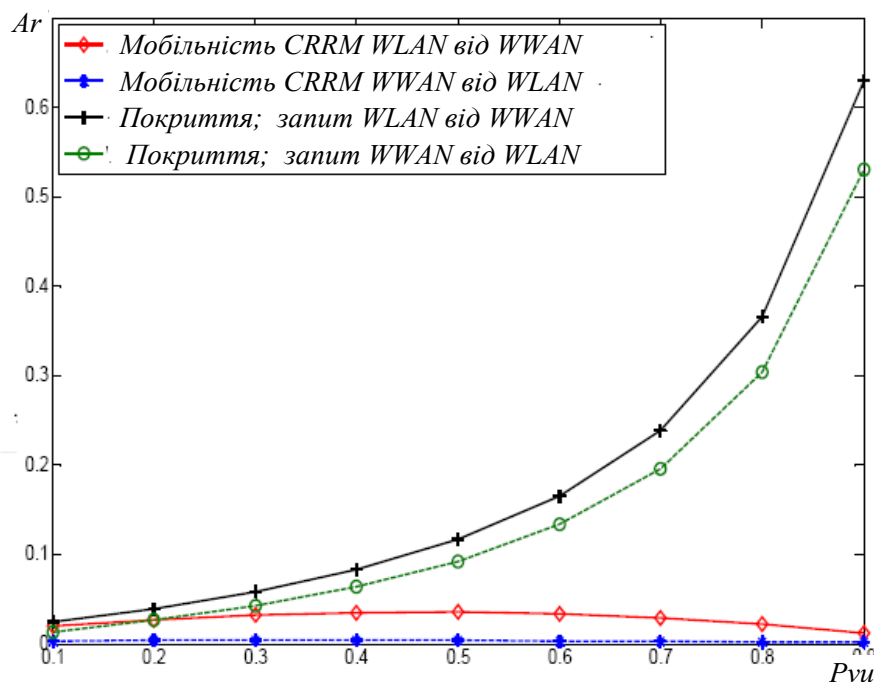


Рис. 4.2 Залежність швидкості передачі запиту A_r від частки користувачів P_{vu} з транспортною мобільністю у зоні точки доступу

Для вибору та обґрунтування прийнятного числа найкращих маршрутів треба неперервно у реальному часі розв'язувати задачу комбінаторної оптимізації. Загальна мета процесу оптимізації полягає у визначенні мінімального числа маршрутів, що покривають необхідну зону покриття мережі із забезпеченням якості сервісу, що заявляється. Розглянемо це завдання більш докладно.

4.4 Розробка метаевристичного алгоритму вибору числа маршрутів

Завдання розміщення оптимального числа маршрутів є, по суті, класичним завданням мінімізації, яке застосовується для каналу обміну даними. Це завдання розв'язується на підґрунті методу цілісного комбінаторного програмування [47]

$$\min \left(\sum_{j=1}^m c_j y_j + \mu \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m u_i \frac{1}{r_{ij}} x_{ij} \right) \quad (4.31)$$

за умови нормування

$$\sum_{j=1}^m x_{ij} = 1, \quad i \in I \quad (4.32)$$

та додаткових обмежень

$$x_{ij} \leq y_j; \quad x_{ij}, y_j \in \{0;1\}; \quad i \in I, \quad j \in M. \quad (4.33)$$

Перший доданок у цільовій функції відповідає загальній вартості установки. Через те, що $1/r_{ij}$ пропорційна випромінюваної потужності від i -ї контрольної точки (КТ), пов'язаної з j -м вузлом, другим доданком описується шукана КТ, на якій загальна потужність випромінювання є мінімальною. Оскільки критерії пошуку мінімуму з обох доданків суперечливі, вводиться певний коефіцієнт компромісу $\mu \geq 0$. Умова (4.32) є гарантією, що кожна i -та КТ асоціюється з єдиним j -м вузлом. Обмежуюча умова (4.33) означає, що КТ задані лише для точок, де в даний момент часу існують мережні вузли. Зазначимо, що оскільки змінні x_{ij} є бінарними, у кожному допустимому рішенні всі активні сполуки можуть бути віднесені лише до одного вузла. Розглядаючи граничне значення потужності терміналів користувача, необхідно приєднати до кожної пари КТ $i \in I$ та до варіанта розміщення вузла $j \in S$ наступну умову:

$$\frac{P_t}{r_{ij}} x_{ij} \leq P_{\max} y_j, \quad (4.34)$$

де $P_{\max}$ – максимальна потужність випромінюваного сигналу, а P_t/r_{ij} відповідає необхідній потужності випромінювання в i -й КТ для забезпечення якості сигналу P_t , що приймається, на j -му вузлі прийому. Необхідно відмітити, що

коли $\frac{r_{ij} P_{\max}}{P_t} < 1$, то контрольні точки не можуть бути асоційовані з j -м вузлом

через обмеження за потужністю та, відповідно, змінна x_{ij} може бути виключена із загального набору точок. Інакше кажучи, умова (4.34) впливає з відповідної умови (4.32). Як зазначалося вище, необхідно брати до уваги якість сервісу, що безпосередньо залежить від потужності сигналу кожного вузла. Для кожного

з'єднання мінімально необхідна якість, що визначається через мінімально допустиме відношення сигнал-завада, $S_{IR} \geq S_{IR\min}$, може бути записана як

$$S_F \frac{P_r}{P_{\text{int}}(k_{\text{ort}} + \delta)} \geq S_{IR\min}, \quad (4.35)$$

що еквівалентно

$$\frac{P_{\text{int}}}{P_r} \leq \frac{S_F}{S_{IR\min}(k_{\text{ort}} + \delta)}. \quad (4.36)$$

Потужність вхідного сигналу P_r , що приймається на j -й точці прийому, яка знаходиться у контрольній точці, від кожного мобільного вузла, дорівнює P_t . Розглядаючи величину обмеження мінімальної якості як верхню межу числа

з'єднань $\sum_{i=1}^n u_i x_{ij}$, яке може бути асоційовано з даною точкою прийому,

$$\text{отримаємо вираз } \sum_{i=1}^n u_i x_{ij} \leq \frac{S_F}{S_{IR\min}(k_{\text{ort}} + \delta)} + 1. \quad (4.37)$$

Підставляючи типові значення δ , S_F , $S_{IR\min}$, отримаємо верхню межу K_{cmax} максимальної кількості з'єднань, які можуть обслуговуватися будь-яким вузлом. Таким чином, для кожного варіанта розміщення ділянок $j \in S$, обмеження на мінімально допустиму якість сигналу може бути записано у вигляді

$$\sum_{i=1}^n u_i x_{ij} \leq K_{\text{cmax}}. \quad (4.38)$$

У результаті отримаємо базову задачу мінімізації з обмеженнями:

$$\min \left(\sum_{j=1}^m c_j y_j + \mu \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m u_i \frac{1}{r_{ij}} x_{ij} \right) \quad (4.39)$$

за умов

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} = 1, \quad i \in I; \quad (4.40)$$

$$x_{ij} \leq \min \left\{ 1, \frac{r_{ij} P_{\text{max}}}{P_t} \right\} y_j, \quad i \in I, \quad j \in M; \quad (4.41)$$

$$\sum_{i=1}^n u_i x_{ij} \leq K_{\text{сmax}}, \quad j \in M; \quad (4.42)$$

$$x_{ij}, y_j \in \{0,1\}, \quad i \in I, j \in M, \quad (4.43)$$

яка відноситься до класу стандартних завдань розміщення з обмеженнями, добре вивченими в літературі з оптимізації (див. [23, 24]).

Поставлене вище завдання щодо оптимізації кількості та розміщення вузлів формалізується через низку ключових параметрів. Насамперед, це статистична задача, що враховує випадковий характер поширення електромагнітних хвиль, які є носіями інформації, а також властивості середовища передачі сигналу. Крім того, завдання характеризується високою розмірністю: кількість змінних можна орієнтовно визначити як добуток кількості вузлів у зоні покриття на кількість параметрів, що підлягають оптимізації в межах мережі. До цього додаються ще й глобальні змінні, які описують мережу загалом: рельєф місцевості, середньорічні та сезонні метеоумови, а також стохастичні коливання навантаження як в окремих сегментах, так і у всій мережі.

Сукупність змінних у такому завданні може сягати сотень, а іноді й тисяч параметрів. Відомо [23, 24 та ін.], що класичні методи оптимізації втрачають ефективність при кількості змінних понад 20–25. Відтак, для розв’язання подібних задач застосовуються евристичні та метаевристичні підходи [75], зокрема метод табу-пошуку [25]. За своєю природою, евристичні алгоритми є апроксимаційними й дають змогу отримати задовільне рішення в розумні строки й з помірними ресурсними витратами. Водночас, варто враховувати такі моменти:

- швидкість збіжності алгоритму істотно залежить від вибору початкового наближення;
- точність отриманого рішення визначається не лише вихідною точністю даних, а й рівнем деталізації їх представлення.

Надмірна деталізація статистичних характеристик може спричинити появу додаткових локальних мінімумів цільової функції, що, своєю чергою, збільшує ризик зациклення алгоритму.

З метою врахування цих чинників у дисертаційному дослідженні було запропоновано апперцептивно-комбінований метаевристичний метод оптимізації, який базується на дуальній стратегії — поєднанні адаптивності та навчання на основі попередньо здобутих результатів [26, 37]. Додатково запропоновано оригінальний механізм одноразового зняття заборони табу-пошуку: якщо певний крок формально не має бути прийнятий, але попередні кроки в його напрямку виявилися ефективними, його тимчасово дозволяють та використовують як нову стартову точку пошуку.

Алгоритм коротко описується наступним чином:

1. **Оптимізовані параметри:** кількість вузлів, потужність сигналу на вході приймача, пропускна здатність каналів висхідного та низхідного зв'язку.
2. **Випробувальні та поточні рішення:** елементи оцінювання й порівняння варіантів у процесі пошуку.
3. **Кроки пошуку:** механізм генерації нових випробувальних рішень, орієнтованих на поточний стан.
4. **Область допустимих напрямків пошуку:** обмежений підмножиною варіантів, оскільки деякі параметри є неперервними, і кількість можливих рішень теоретично нескінченна.
5. **Механізм пом'якшення обмежень:** неуспішні кроки заносяться до списку табу, але можуть бути повторно розглянуті за виняткових умов.

Ефективність пошуку (як глобальна, так і локальна) значною мірою залежить від обробки невдалих кроків. Розмір табу-списку тісно пов'язаний із розмірністю задачі. У деяких дослідженнях зазначено, що ефективними є списки з приблизно 7 елементів [23, 25], або ж у співвідношенні $n/3$, де n — кількість параметрів. У задачах керування ресурсами оптимальним вважається розмір списку в межах 25–35% від загальної кількості змінних.

Критерій індиферентності передбачає ігнорування заборони, якщо заборонений крок дає кращу цільову функцію, ніж на відповідному попередньому етапі. Це підвищує гнучкість пошукового процесу.

Критерій зупинки — перевищення максимально дозволеної кількості ітерацій після останнього оновлення найкращого рішення або досягнення загальної межі кількості ітерацій.

Для балансування між складністю моделі доставки даних і її реалістичністю запропоновано метод зменшення надлишковості маршрутів на основі направленої дифузії за участі мобільних агентів [28].

Висновки до четвертого розділу

Отримано узагальнене формулювання розподілу часу перебування точки доступу в негомогенній безпроводовій мережі разом із асимптотичними ймовірностями перескоку межі точки доступу. Чисельні результати та результати моделювання показують задовільну апперцептивну збіжність. Чисельні результати наведені для демонстрації використання ймовірностей перетину меж гарячої точки для розрахунку швидкості вертикальної передачі обслуговування в HWN, який є важливим параметром для аналізу продуктивності на рівні мережі. Завдяки просторовому рознесенню точок доступу та наявності додаткових маршрутів вдається розв'язати конфлікт між справедливістю та оптимальністю вибору маршрутів неоднорідної безпроводової мережі.

1. При розв'язанні задач організації маршрутів у безпроводових мережах зв'язку необхідно враховувати не тільки розмір зони дії, а й якість сервісу, яка, зокрема, залежить як від загальної кількості користувачів у мережі в цілому, так і від числа користувачів у кожному автономному сегменті.

2. Алгоритми комбінаторної оптимізації при відносній простоті є досить ефективними для вирішення поставлених задач. Модифікації алгоритму з урахуванням специфіки предметної області дозволяють підвищити ефективність пошуку точок розміщення вузлів.

3. Додаткову користь у точності розрахунків, а головне – в економії потрібного числа вузлів можна отримати завдяки мінімізації надлишковості числа маршрутів, набір яких за відповідного управління методом спрямованої дифузії з мобільними агентами обирається мінімальним без втрат та перекручень при обміні даними.

ВИСНОВКИ

Швидкий розвиток інформаційних і комунікаційних технологій, а також їхнє інноваційне впровадження в усі сфери людської діяльності тісно пов'язані з інклюзивною розробкою та подальшим удосконаленням складних і високорозвинених інформаційно-обчислювальних систем. Такі системи стали невід'ємною складовою сучасних інформаційно-керуючих структур, зокрема тих, що мають спеціальне призначення. У першу чергу це стосується корпоративних мереж, які функціонують в установах, організаціях та на підприємствах. Такі мережі представляють собою складні гетерогенні середовища, що оперують різноманітними потоками даних — відомими як *Triple Play* (мова, відео та дані) або *Quadruple Play* (мова, відео, дані та мобільні сервіси).

Паралельно з розмиванням меж між технологіями взаємодії відкритих систем і впровадженням міжнародних стандартів — як фактичних, так і офіційно затверджених — щодо функціонування інформаційно-обчислювальних інфраструктур, посилюються вимоги до їхньої продуктивності, надійності та стійкості в умовах зростаючих навантажень.

Внаслідок раптового лавинного зростання інтенсивності мережного трафіку часто виникає явище граничного навантаження та навіть перевантаження мережних вузлів (маршрутизаторів, комутаторів) та каналів обміну даними. Параметри мережі погіршуються, а якість обслуговування знижується.

Принциповою особливістю самоподібного трафіку *Triple Play* та *Quadruple Play* є виникнення короткотермінових раптових викидів інтенсивності при нормальній середній інтенсивності на довготермінових інтервалах спостереження. Для усунення таких шкідливих ефектів треба розвивати методи багатошляхової маршрутизації, формування та згладжування трафіку. Перспективи розвитку та вдосконалення методів управління трафіком та багатошляхової маршрутизації у складених гетерогенних мережах з

різнорідним трафіком пов'язані з отриманням таких наукових результатів:

- вивченням та побудовою математичних моделей комп'ютерних мереж як стохастичних систем;
- обранням оптимального числа маршрутів доставки даних за комплексним критерієм "ефективність – вартість";
- розробкою методів маршрутизації у комп'ютерних мережах з граничним навантаженням, коли інтенсивність мережного трафіку практично зрівнюється з пропускнуою спроможністю каналів передачі даних;
- розробкою методів формування різнорідного та самоподібного мережного трафіку з використанням адаптивних багатошвидкісних формувачів типу «маркерне відро».

У відповідності до результатів аналізу стану та перспектив розвитку інформаційно-комунікаційних мереж проведені дослідження та отримані такі теоретичні та практичні результати.

Розглянуто корпоративну мережу критичного застосування як велику інформаційно-керуючу систему жорсткого реального часу. Трафік таких мереж є різнорідним за визначенням, а статистика його інтенсивності не є пуасонівською.

Досліджено загальні методи оптимальної маршрутизації та математичні моделі процесів багатошляхової маршрутизації у перевантажених мережах, зокрема динамічні моделі маршрутизаторів.

Проаналізовано можливості застосування моделей трафіку для моніторингу комп'ютерних мереж та розроблені методи адаптивного формування і згладжування трафіку вдосконаленими багатошвидкісними формувачами, які працюють за алгоритмами «маркерне відро». Завдяки багатошвидкісному формуванню трафіку вдається реагувати не тільки на зростання інтенсивності, але й на швидкість її зростання, що дає більш швидку реакцію на спалахи мережного навантаження.

Основні наукові та практичні результати опубліковано у наукових статтях (у тому числі у міжнародному журналі Європейського Союзу) та апробовано на

міжнародних науково-технічних конференціях, одну з яких індексовано у наукометричній базі Scopus.

Таким чином, можна вважати, що мету дисертаційних досліджень досягнуто.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Tanenbaum, A.S. Computer Networks, 5th Ed. / Andrew S. Tanenbaum, David J. Wetherall. – Prentice Hall, Cloth, 2011. – 960 pp.
2. Stallings W. Computer Organization and Architecture, 10th Ed. / Pearson Education, Inc., Hoboken, NJ, 2016. - 864 pp.
3. Stallings W., Data and Computer Communications, 10th Ed. – Pearson Education, Inc., publishing as Prentice Hall, 1 Lake Street, Upper Saddle River, New Jersey, 07458, 2014. - 912 pp.
4. Stallings W. Foundations of Modern Networking: SDN, NFV, QoE, IoT, and Cloud. - Pearson Education, Inc., Old Tappan, New Jersey, 2016. - 538 pp.
5. Stallings W. High-Speed Networks and Internets: Performance and Quality of Service / 2nd Ed. - Pearson Education, 2002. - 744 pp.
6. Afzal S., Kavitha G. Load balancing in cloud computing – A hierarchical taxonomical classification // Journal of Cloud Computing: Advances, Systems and Applications, Springer Open, 2019. - 24 pp.
7. Bianchi G. IEEE 802.11 – Saturation Throughput Analysis // IEEE Communication letters , VOL. 2, NO. 12, 1998, p. 318 – 320.
8. Cali F. IEEE 802.11 wireless LAN: capacity analysis and protocol enhancement [Text] / F. Cali, M. Conti, E. Gregori // Proceedings of INFOCOM'98, Seventeenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. 29 Mar - 2 Apr. 1998 y., San Fransisco. – San Fransisco,CA USA: – 1998. P. 142 – 149.
9. Vinogradov, M., Ponomarenko, O., Moshensky, A., Savchenko, A., Kryms'ka A. (2023). Asymptotic Behaviour of Fractal Parameters of the Various Mode Traffic in Industrial Networks – Part of the Studies in Systems, Decision and Control book series, Systems, Decision and Control in Energy VI. First Online: 09 August 2024. - 17 p.

10. Moshenskyi A., Stanko P., Toroshanko A., Yakymchuk N. Algorithms for searching congestions on the basis of the analysis of entropic characteristics of network traffic. // Magyar Tudományos Journal (Budapest, Hungary), № 49 (2021), p. 52 – 57.
11. Duffy D.G. *Advances in Applied Mathematics* / CRC Press 6000 Broken Sound Parkway NW, Suite 300, Boca Raton, FL 33487 - 2742, 2022. – 447 p.
12. Fanchun Jin, Hyeong-Ah Choi, Jae-Hoon Kim, JungKyo Sohn, & Hyeong In Choi. (2008). Common radio resource management for access selection in multi-access networks. 2008 IEEE Radio and Wireless Symposium. doi:10.1109/rws.2008.4463574
13. Пампуха І.В., Скрипніченко А.А. Системний підхід до аналізу та усунення конфліктів у безпроводових мережах спеціального призначення // Наукоємні технології. – К.: НАУ, 2024, Т. 62, № 2. – 10 с.
14. Якимчук Н.М. Методи боротьби з перевантаженнями телекомунікаційних мереж нових поколінь шляхом формування потоків різнорідного мережного трафіку. – дис. ... КТН по спеціальності 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі. К.: НАУ, 2022. – 165 с.
15. Saaty T. L. *The analytic hierarchy process* / T. L. Saaty. - McGraw Hill, N.-Y., 1980, 288 pp.
16. Oh, H. S., Jeong, D. G., & Jeon, W. S. (2020). Joint Radio Resource Management of Channel-Assignment and User-Association for Load Balancing in Dense *WLAN* Environment. *IEEE Access*, 8, 69615–69628. doi:10.1109/access.2020.298658.
17. Melhem El Helou, Marc Ibrahim, Samer Lahoud, Kinda Khawam, Dany Mezher, Bernard Cousin A Network-assisted Approach for RAT Selection in Heterogeneous Cellular Networks // *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. X, No. X, 2015. - p. 1 – 13.
18. Buzen J.P. Computational Algorithms for Closed Queueing Networks with Exponential Servers // *Communication of the ACM*, Vol. 16, issue 9, 1973. - p. 527 – 531.

19. Sanjeev Prakash, R B Patel, V. K. Jain. Intelligent Mobility Management Model for Heterogeneous Wireless Networks // International Journal of Advanced Computer Science and Applications(IJACSA), Volume 6 Issue 12, 2015. - p. 190 – 196.
20. G. Zayaraz, J. Kanchana Devi, V.Vijayalakshmi, V.Hemamalini. Mobility Management in Heterogeneous Wireless Networks // IJRET: International Journal of Research in Engineering and Technology, Volume: 03 Special Issue: 07 | May-2014. - p. 761 – 768.
21. Fanchun Jin, Hyeong-Ah Choi, Jae-Hoon Kim, JungKyo Sohn, & Hyeong In Choi. (2008). Common radio resource management for access selection in multi-access networks. 2008 IEEE Radio and Wireless Symposium. doi:10.1109/rws.2008.4463574.
22. Soret, B., Mogensen, P., Pedersen, K. I., & Aguayo-Torres, M. C. (2014). Fundamental tradeoffs among reliability, latency and throughput in cellular networks. 2014 IEEE Globecom Workshops (GC Wkshps). - pp.1391 - 1396. <https://doi:10.1109/glocomw.2014.7063628>.
23. Pardalos P. Handbook of Combinatorial Optimization, 2nd Ed. / Panos M. Pardalos, Ding-Zhu Du, Ronald L. Graham (Eds.) - Springer Science+Business Media New York, 2013. - 3409 pp.
24. Resende M.G.C. Handbook of Optimization in Telecommunications / Mauricio G.C. Resende, Panos M. Pardalos. (Eds.) - Springer Science+Business Media, Inc., 233 Spring Street, New York, NY 10013, USA, 2006. - 1134 pp.
25. Gendreau M., Potvin J.-I. Handbook of Metaheuristic, 3rd ed. – Springer International Publishing AG, 2019. – 604 pp.
26. Wittenmark, B. (1995). Adaptive Dual Control Methods: An Overview. IFAC Proceedings Volumes, 28(13), 67–72. [https://doi:10.1016/s1474-6670\(17\)45327-4](https://doi:10.1016/s1474-6670(17)45327-4)
27. Oh, H. S., Jeong, D. G., & Jeon, W. S. (2020). Joint Radio Resource Management of Channel-Assignment and User-Association for Load Balancing in Dense *WLAN* Environment. IEEE Access, 8, 69615–69628. doi:10.1109/access.2020.298658.
28. Vinogradov M., Skrypnichenko A., et al. Eliminate Application Redundancy Using Local Processing Using Directional Diffusion with Mobile Agents - 2019 3rd

International Conference on Advanced Information and Communications Technologies (AICT), 2019 Conference Paper | Publisher: IEEE, pp. 360 – 364.

29. Melhem El Helou, Marc Ibrahim, Samer Lahoud, Kinda Khawam, Dany Mezher, Bernard Cousin A Network-assisted Approach for RAT Selection in Heterogeneous Cellular Networks // IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. X, No. X, 2015. p. 1 – 13.

30. Khaki, M., & Ghasemi, A. (2020). The impact of mobility model on handover RATs in heterogeneous multi-tier wireless networks. Computer Networks, 182, 107454. doi:10.1016/j.comnet.2020.1074.

31. Trung Thanh Nguyen, Khaled Elbassioni, Nguyen Cong Luong, Dusit Niyato, Dong In Kim (2021) Access Management in Joint Sensing and Communication Systems: Efficiency versus Fairness 14 p. – Електронний ресурс. Режим доступу: arXiv:2111.04217v1 [cs.NI] 8 Nov 2021.

32. Демчинський В.В. Особливості застосування механізмів формування та обмеження трафіку. Вісник НТУУ «КПІ» Інформатика, управління та обчислювальна техніка № 61. - стор. 110 – 113.

33. Віноградов М.А., Савченко А.С. Концепція управління корпоративною комп'ютерною мережею на основі психофізіологічних механізмів професійної діяльності людини / М.А. Віноградов, А.С. Савченко // Наукові записки УНДІЗ. – 2013. – № 3(27). С. 5 – 14.

34. Віноградов Н.А. Анализ и расчет характеристик прохождения трафика данных в конвергированных сетях / Н.А. Віноградов, А.С. Зембицкая // Проблемы системного підходу в економіці., Випуск 9. – К.: НАУ. – 2004. - С. 18 – 26.

35. Віноградов М.А. Аналіз навантаження на мережі передачі даних в системах критичного застосування / М.А. Віноградов, В.І. Дрововозов, Н.М. Лєсна, А.С. Зембицька // Зв'язок. – 2006. – № 1(61). – С. 1 – 12.

36. Віноградов М.А. Аналіз потенціальних характеристик пристроїв комутації та управління мережами нових поколінь / М.А. Віноградов// Зв'язок. – 2004. – № 4. – С. 10 – 17.

37. Виноградов Н.А. Мережа передачі даних як об'єкт управління// Комп'ютерні системи та мережні технології (CSNT-2012): Збірник тез IV Міжнародної науково-технічної конференції, м. Київ, 13-15 червня 2012 р. Національний авіаційний університет. – К.: НАУ, 2012. – 136 с. (с. 34).
38. Воробієнко П.П. Телекомунікаційні та інформаційні мережі / П.П. Воробієнко, Л.А. Нікітюк, П.В. Резніченко. – Київ: Самміт-книга, 2010. – 640 с.
39. Гладких В.М. Ієрархічна маршрутизація з балансуванням навантаження в сенсорних мережах / В.М. Гладких, О.С. Торошанко // Вісник Національного університету «Львівська політехніка»: Радіoeлектроніка та телекомунікації. – 2017. – № 885. – С. 68-75.
40. Гнеденко Б.В., Коваленко И.Н. Введение в теорию массового обслуживания. – М.: Наука, 1987. – 336 с.
41. Амаль Мерсні, А.Е. Ілляшенко Комплексний критерій оптимальності балансування навантаження при багатошляховій маршрутизації. ISSN 0485-8972 Радіотехніка. 2016. Вип. 187. - стор. 25 – 34.
42. Концепції розвитку телекомунікацій в Україні. Розпорядження Кабінету Міністрів України № 316-р від 7 червня 2006 р.
43. Діброва М.А., Коган А.В., Капорін Р.М. Способи організації багатошляхової маршрутизації. Вісник НТУУ «КПІ» Інформатика, управління та обчислювальна техніка №64, 2016. - стор. 145 – 149.
44. Fang-Jing Wua, Yu-Fen Kao, Yu-Chee Tseng. From wireless sensor networks towards cyber physical systems, Pervasive and Mobile Computing 7 (2011) p. 397 – 413.
45. How to Reduce Redundant SaaS Applications. Електронний ресурс. Режим доступу: <https://zylo.com/blog/reduce-redundant-saas-applications/>.
46. Carlos Alexandre R. Fernandes, Gérard Favier, João Cesar M. Mot Decision directed adaptive blind equalization based on the constant modulus algorithm. SIViP (2007) 1:333–346. [https://doi: 10.1007/s11760-007-0027-2](https://doi.org/10.1007/s11760-007-0027-2).

47. Min Chen, Taekyoung Kwon, Yong Yuan, Yanghee Choi, and Victor C. M. Leung Mobile Agent-Based Directed Diffusion in Wireless Sensor Networks. Hindawi Publishing Corporation, EURASIP Journal on Advances in Signal Processing, Volume 2007, Article ID 36871, - 13 p. <https://doi:10.1155/2007/36871>.
48. Malik, H., Shakshuki, E., Dewolf, T., & Denko, M. K. (2007). Multi-Agent System for Directed Diffusion in Wireless Sensor Networks. 21st International Conference on Advanced Information Networking and Applications Workshops (AINAW'07). - 6 p. <https://doi:10.1109/ainaw.2007.260>
49. Wu, F.-J., Kao, Y.-F., & Tseng, Y.-C. (2011). From wireless sensor networks towards cyber physical systems. Pervasive and Mobile Computing, 7(4), 397–413. <https://doi:10.1016/j.pmcj.2011.03.003>.
50. Waseem Ahmed, Preeti Sethi, Naresh Chauhan, Secured Directed Diffusion using Mobile Agents. International Journal of Computer Applications (0975 – 8887), Volume 73 – No.21, July 2013. - p. 32 – 36.
51. Medhi D., Ramasamy K. Network Routing Algorithms, Protocols, and Architecture 2nd Ed., Morgan Kaufmann, 2018. - 1018 p.
52. Дмитриев В.И. Прикладная теория информации. / В.И. Дмитриев. – М.: Высшая школа. – 1989. – 320 с.
53. Науково-дослідна робота № 6-2022/09.01.03 "Інструменти і методи проектування інформаційних і телекомунікаційних систем із застосуванням технологій штучного інтелекту". – К.: НАУ, 2023 – 2025.
54. ЗАКОН УКРАЇНИ Про електронні комунікації. Документ 1089-IX, чинний, поточна редакція - Редакція від 05.01.2025, підстава - 4150-IX. Голос України офіційне видання від 16.01.2021 - № 7.
55. Wang Jietai, Xu Jiadong, Yang Shaojun Research on Mechanism of Mobile Agent for Wireless Sensor Networks // 2007 International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, IEEE, 21-25 Sept. 2007. <https://doi:10.1109/WICOM.2007.652>
56. Maarten Van Steen, Henk Sips. Computer and Network Organization, iBooker it-ebooks, 2018. - 560 p.

57. Ивахненко А.Г. Долгосрочное прогнозирование и управление сложными системами / А.Г. Ивахненко. – Київ: Техніка, 1975. – 312 с.
58. Nick Vinogradov. An analysis of singularity of the matrices of priorities and sensibility of decisions as key performance indicators of the analytic hierarchies process // Nick Vinogradov, Vladimir Drovovozov, Alina Savchenko, Inna Kudzinovskaya. – Journal of Qafqaz University (Mathematics and Computer Sciences), Nr. 32, 2011. – PP. 40 – 48.
59. RFC ITU-T Y.1564-201602-III – паспортизація потоку трафіку.
60. Климаш М.М. Теоретические основы телекоммуникационных сетей: монографія / Климаш М.М., Стрихалюк Б.М., Кайдан М.В. – Saarbrücken, Germany: LAP LAMBERT Academic Publishing, 2014. – 644 с.
61. Климаш М.М. Тензорне подання алгоритмів маршрутизації / М.М. Климаш, Б.М. Стрихалюк, М.В. Кайдан // Зв'язок. – 2010. – №1. – С.33-35.
62. Parmenter D. Key performance indicators : developing, implementing, and using winning KPIs Fourth edition. John Wiley & Sons, Inc., 2020. - 384 p.
63. Peterson L.L., Bruce S. Davie B.S. Computer Networks: A Systems Approach, 6th Edition, Morgan Kaufmann, 2021. - 848 p..
64. Saleh E. A. K. Md., Arashi M., Kibria G.B.M. Theory of Ridge Regression Estimation with Applications, Wiley; 1st edition, 2019. - 384 p.
65. Tanenbaum A., Feamster N., Wetherall D. Computer Networks, Global Edition, Pearson, 6th Ed., 2021. - 944 p.
66. Bonaventure O. Computer Networking : Principles, Protocols and Practice. - Release Sep 07, 2018. - 272 p. Електронний ресурс. Режим доступу: <https://open.umn.edu/opentextbooks/textbooks/352>
67. Regression Analysis with Applications. G. Barrie Wetherill (Editor) Chapman and Hall, 1986. - 312 p
68. Misra S., Goswami S. Network Routing. Fundamentals, Applications, and Emerging Technologie, 1st Ed., Wiley, 2018. - 536 p.
69. Dordal P.L. An Introduction to Computer Networks. - Release 2.0.11, Jul 20, 2023. - 955 p. Електронний ресурс. Режим доступу:

<https://intronetworks.cs.luc.edu/current2/ComputerNetworks.pdf>

70. E. P. Stroganova; S. E. Grychkin. Multiservice Networks Performance Monitoring System Approach and its Experimental Implementation // 2023 International Conference on Engineering Management of Communication and Technology (EMCTECH), Vienna, Austria, 16 - 18 Oct. 2023
71. Morkun, V. S., Hryshchenko, S. M., Nizhehorodtsev, V. O. ., Filonenko, M. M., & Lagovsky, V. V. (2023). DEVELOPMENT OF A METHOD FOR STUDYING TRAFFIC OF MULTISERVICE NETWORKS . Radio Electronics, Computer Science, Control, (2),- p. 125 - 133. <https://doi.org/10.15588/1607-3274-2023-2-13>
72. Kurose J.F. Computer Networking: A Top-Down Approach, 7th Ed / James F. Kurose, Keith W. Ross. - Pearson Education, Inc., 2017. - 864 pp.
73. Sadiku M.N.O. Performance Analysis of Computer Networks / Matthew N.O. Sadiku, Sarhan M. Musa. - Springer International Publishing, Switzerland, 2013. - 279 pp./ Московский энергетический институт (Технический университет). – М., 2004. – 199 с.
74. Рабинер Л. Теория и применение цифровой обработки сигналов / Л. Рабинер, Б. Гоулд. – Москва: Мир, 1978. – 848 с.
75. Duato J., Yalamanchili S., Lionel M. Ni L.M. Interconnection Networks An Engineering Approach. IEEE Computer Society, 2003. - 515 p.
76. Торошанко О. С., Гладких В. М. Використання технології мобільних агентів в системах маршрутизації сенсорних мереж // International Scientific and Practical Conference of Young Scientists and Students "Actual Problems of Automation and Control" Issue № 6 Lutsk - 2018. - с. 216 - 221.
77. Савченко А.С. Концептуальна модель системи управління крупною корпоративною мережею / А.С. Савченко // Проблеми інформатизації та управління: зб. наук. пр., Київ: НАУ. – 2011. – Вип. 2(34). – С. 120 – 128.
78. Open Science in Engineering: Proceedings of the 20th International Conference on Remote Engineering and Virtual Instrumentation. Michael E. Auer, Reinhard Langmann, Thrasyvoulos Tsiatsos (Eds.) Springer Cham, 2024. - 1161 p.

79. Скрипніченко А.А. Методи автоматизованого управління сетями NGN с разнородным трафиком / А.А. Скрипніченко, Л.А. Харлай, Л.И. Танцюра // Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку. – 2015. – № 6(40). – С. 56-63.
80. Снарський А.А. Моделювання складних мереж / А.А. Снарський, Д.В. Ланде. – Київ: Інжиніринг, 2015. – 212 с.
81. Стеклов В.К. Основи управління мережами та послугами телекомунікацій / В.К. Стеклов, Є.В. Кільчицький. – Київ: Техніка, 2002. – 438 с.
82. Стеклов В.К. Оптимізація та моделювання пристроїв і систем зв'язку / В.К. Стеклов, Л.Н. Беркман, Є.В. Кільчицький. – Київ: Техніка, 2004. – 576 с.
83. Столлингс В. Современные компьютерные сети. 2-е изд. / В. Столлингс. – СПб: Питер, 2003. – 783 с.
84. Стрелковська І.В. Вища математика для фахівців в галузі зв'язку: Ч. IV: Інтеграл по орієнтованій області. Векторний аналіз. Ряди. Диференціальні рівняння / І.В. Стрелковська, В.М. Паскаленко. – Одеса: ВМВ, 2015. – 668 с.
85. Таненбаум Э. Компьютерные сети: 5-е изд. / Э. Таненбаум, Д. Уэзеролл – СПб: Питер, 2012. – 960 с.
86. Muniz J., Chimes S., Risler J. CCNP Security Virtual Private Networks SVPN 300-730 Official Cert Guide 1st Ed., Cisco Press, 2021. - 496 p.
87. Толубко В.Б. Методи оптимізації / В. Б. Толубко, Л. Н. Беркман. – Київ : ДУТ, 2016. – 442 с.
88. Толюпа С.В. Побудова сенсорної мережі на концепції NGN та розрахунок моделі її трафіка / С.В. Толюпа, М.І. Нищадим // Зб. наук. праць ВІТІ НТУУ «КПІ». – 2007. – № 1. – С. 130-134.
89. Толюпа С.В. Побудова та моделювання сенсорних мереж на сучасних інформаційних технологіях та забезпечення їх інформаційної безпеки / С.В. Толюпа, Л.Т. Пархуць, О.М. Власов // Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку. – 2011. – № 4(20). – С. 9-14.

90. Торошанко О.С. Багатокрокова модель прогнозування та виявлення перевантаження телекомунікаційної мережі / О.С. Торошанко // Телекомунікаційні та інформаційні технології. – 2019. – № 2(63). – С. 29-37.
91. Торошанко О.С. Діагностика та ідентифікація несправностей в телекомунікаційних мережах з розпізнаванням типу відмови / О.С. Торошанко // Телекомунікаційні та інформаційні технології. – 2018. – № 4(61). – С. 62-70.
92. Торошанко Я.І. Аналіз і моделювання різнорідного самоподібного трафіку комп'ютерних мереж / Я.І. Торошанко, Н.М. Якимчук // Телекомунікаційні та інформаційні технології. 2017. – № 4(57). – С. 42-51.
93. Торошанко Я.І. Використання функцій чутливості для контролю заторів в телекомунікаційних мережах / Я.І. Торошанко, Н.М. Якимчук // Вісник Університету «Україна». Серія: Інформатика, обчислювальна техніка та кібернетика. – 2019. – 1(22). – С. 142-147. [7]
94. Торошанко Я.І. Діагностика телекомунікаційної мережі на основі множинної та покрокової регресії / Я.І. Торошанко, Н.М. Якимчук // XII міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми інформатизації», Київ, Державний університет телекомунікацій. – 12-13 грудня 2018 р. – С. 52. [16]
95. Chen W.-L. Computing the moments of polling models with batch Poisson arrivals by transform inversion // INFORMS Journal of Computing. – 2019. – Vol. 31, No. 3. – P. 411-632.
96. Suman R., Krishnamurthy A. Analysis of tandem polling queues with finite buffers // Annals of Operations Research. – 2020. – Vol. 293, No 16. – P. 343-369.
97. Vegesna S.R. IP Quality of Service. - Pearson Education, Cisco Press, 2019, 221 River Street, Hoboken, NJ 07030. - 368 pp.
98. Хабракен Д. Как работать с маршрутизаторами Cisco / Д. Хабракен. – М.: ДМК Пресс, 2005. – 320 с.
99. Хиленко В.В. Конвергенція мереж: стан, проблеми, перспективи / В.В. Хиленко, В.Ф. Михайлов, В.О. Ткаченко // Зв'язок. – 2002. – № 6.. – С. 11 – 19.

100. Цыбаков Б.С. Наилучшая и наихудшая дисциплины обслуживания / Б. С. Цыбаков, П. Папантони-Казакос // Проблемы передачи информации. – 1996. – Т. 32, вып. 4. – С. 72 – 92.
101. Цыпкин Я.З. Информационная теория идентификации / Я.З. Цыпкин. – М.осква: Наука. Физматлит, 1995. – 336 с.
102. Штіммерман А.М. Управління мережним трафіком на основі диференційованих і інтегрованих послуг / А.М. Штіммерман, Н.М. Якимчук, Д.В. Сорокін, А.І. Торошанко // Телекомунікаційні та інформаційні технології. – 2020. – № 4(69). – С. 60 – 68. [10]
103. Кириченко, Л. О., Радівілова, Т. А., Кайалі, Е. (2012). Effect of methods of routing in QOS in multiservice networks with self-similar load. Eastern-European Journal of Enterprise Technologies, Vol. 1 No. 2(49) 2011: Information technology. - с. 15–18. <https://doi.org/10.15587/1729-4061.2011.1874>,
104. Эйкхофф П. Основы идентификации систем управления / П. Эйкхофф. – М.: Мир, 1975. – 683 с.
105. Krasen Angelov, Panagiotis Kogias, Nikolay Manchev, Stanimir Sadinov, Development of a Universal Integrated Monitoring System for Communication Networks, 2024 5th International Conference on Communications, Information, Electronic and Energy Systems (CIEES), Veliko Tarnovo, Bulgaria, 20-22 November 2024 pp.1-5.
106. Якимчук Н.М. Аналіз та оптимізація комп'ютерних мереж з різномірним самоподібним трафіком / Н.М. Якимчук // XXXI Международная научная конференция «Актуальные научные исследования в современном мире», Секция: Технические науки. Переяслав-Хмельницкий государственный педагогический университет им. Григория Сковороды. – 26-27 ноября 2017 г. – Вып. 11(31), часть 12. – С. 81 - 86. [15]
107. Liudmila Kharlay, Andrii Skrypnychenko, Chang Shu. Adaptive Control of Traffic Flows and Congestions in Computer Corporate Networks // WSCHODNIOEUROPEJSKIE CZASOPISMO NAUKOWE "NOWA

PERSPEKTYWA" spolka z ograniczona odpowiedzialnoscia = ООО "Нова Перспектива" (Warszawa) Том: 9, Номер: 3 Рік: 2016. - с. 67 – 72.

108. Якимчук Н.М. Кореляційно-регресійний аналіз інформаційних мереж з нестаціонарним трафіком / Н.М. Якимчук, П.О. Станко // Науково-технічна конференція «Актуальні проблеми інформаційних технологій», Київський національний університет імені Тараса Шевченка. – 20-21 листопада 2018 р. – С. 25-26.

109. Якимчук Н. М. Марківські моделі розвитку навантаження на телекомунікаційну мережу / Н.М. Якимчук // Науково-технічна конференція «Актуальні проблеми інформаційних технологій», Київський національний університет імені Тараса Шевченка. – 8-10 листопада 2017 р. – С.49-50. [13]

110. Якимчук Н.М. Методи ідентифікації та комплексної діагностики телекомунікаційних систем / Н.М. Якимчук, А.І. Торошанко // Збірник наукових праць Військового інституту Київського національного університету імені Тараса Шевченка. – 2020. – № 69. – С. 58 – 65.

111. Дерев'яних О.Є. Метод радіопланування базових станцій у мережах мобільного зв'язку нових поколінь. Дис. ... канд. техн. 05.12.02 К.: ДУТ 2016. - 155 с.

112. Водоп'янов С.В. Методи побудови автономних комп'ютерних сегментів аеровузлової мережі. Дис. ... канд техн. наук, 05.13.05, К.: НАУ, 2018. - 162 с.

<http://er.nau.edu.ua/handle/NAU/37402>

113. Чуба І.В. Метод маршрутизації у гетерогенних комп'ютерних мережах на основі аналізу ієрархій : автореф. дис... канд. техн. наук: 05.13.05 / І.В. Чуба / Нац. авіац. ун-т. — К., 2008. — 20 с.

114. Якимчук Н.М. Порівняльний аналіз методів кореляційного та регресійного аналізу телекомунікаційних мереж / Н.М. Якимчук // Вісник Хмельницького національного університету. Технічні науки. – 2017. – № 5. – С. 128 – 131.

115. Якимчук Н.М. Статистичні моделі мережного трафіку / Н.М. Якимчук // Зв'язок. 2021. № 1. - С. 27 – 34.

116. Afifi A. A. Statistical Analysis: A Computer Oriented Approach. – 2nd ed. / A.A. Afifi, S.P. Azen. – Academic Press, New York, San Francisco, London, 1979. – 442 pp.
117. Afifi A. Practical multivariate analysis / Abdelmonem Afifi, Susanne May, Robin Donatello, Virginia A. Clark. - Chapman and Hall/CRC; 6th edition (2020). - 434 p.
118. Ribeiro J., Brandao C., Ntsobi M., Kasperuniene J., Costa P.A. Computer Supported Qualitative Research: New Trends in Qualitative Research. Springer, 2024. - 370 p..
119. Bobalo Y. Traffic simulation in a telecommunication system based on queuing systems with different input flows / Y. Bobalo, R. Politsanskyi, M. Klymash // Econtechmod. An international quarterly journal on economics in technology, new technologies and modelling processes. – 2015. – Vol. 4, № 1. – P. 11 – 15.
120. Chang Shu. Adaptive control traffic rate by multivariable regulating token shaper / Chang Shu // Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку. – 2014. – № 6(34). – С. 43 – 48.
121. Chang Shu. The Method of Adaptive Shaping of the Traffic Flows of Calculating Networks / Chang Shu, Nick A. Vinogradov // Proceedings the Fourth Congress «Aviation in the XXI Century», (Safety in Aviation and Space Technologies), V.1, Kiev, National aviation university. – 2010, Sept. 21 – 23. – p. 18.13 – 18.16.
122. Cui Y. Data Centers as Software Defined Networks: Traffic Redundancy Elimination with Wireless Cards at Routers // Y. Cui, S. Xiao, C. Liao, I. Stojmenovic, M. Li. – IEEE Journal on Selected Areas in Communications. – 2013. V. 31, No. 12. – P. 1 – 15.
123. Danyluk A. Telecommunication Network Diagnosis / A. Danyluk, F.J. Provost, B. Carr // Handbook of Data Mining and Knowledge Discovery. – Oxford University Press, Inc. New York, NY, USA, 2002. – 1064 pp.
124. Di Giorgio A. Robust Output Regulation for a Class of Linear Differential-Algebraic Systems / Alessandro Di Giorgio, Antonio Pietrabissa, Francesco Delli

- Priscoli, Alberto Isidori // IEEE Control Systems Letters. – 2018. – Vol. 2, No. 3. – P. 477 – 482.
125. Dordal P.L. An Introduction to Computer Networks / P.L Dordal. – Mar 31, 2019. – 872 p.
126. Erramilli A. Applications of Fractals in Engineering for Realistic Traffic Processes / A. Erramilli, J. Gordon, W. Willinger // Proceedings, International Telecommunications Conference (ITC-14), Amsterdam: Elsevier. – 1994.
127. Erramilli A. Experimental Queuing Analysis with Long-Range Dependent Packet Traffic / A. Erramilli, O. Narayan, W. Willinger // IEEE/ACM Transactions on Networking. – April 1996.
128. Floudas C. A. Encyclopedia of optimization: 2-d ed. / C. A. Floudas, P. M. Pardalos. – Springer science+business media, LLC, 2009. – 4646 p.
129. Forbes C. Statistical Distributions: 4-th Ed.: / Catherine Forbes, Merran Evans, Nicholas Hastings, Brian Peacock: – John Wiley & Sons, Inc., Hoboken, New Jersey, 2011. – 212 pp.
130. Fowler H.J. Local Area Network Traffic Characteristics, with Implications for Broadband Network Congestion Management / H.J. Fowler, W.E. Leland // IEEE JSAC. – September 1991. № 9(7). – P. 1139 – 1149.
131. Fox J. Applied Regression Analysis and Generalized Linear Models, 3rd Ed. . J. Fox. – SAGE Publications, Inc. – 2016. – 816 p.
132. Garrett M. Analysis, Modeling, and Generation of Self-Similar VBR Video Traffic / M. Garrett, W. Willinger. // Proceedings, SIGCOMM'94. – August 1994.
133. Giambene G. Queuing Theory and Telecommunications: Networks and Applications: 2-nd ed. / G. Giambene. – Springer NY, 2014. – 512 p.
134. Sheridan, T.B. and Ferrell, W.R., Man-Machine Systems: Information, Control and Decision Models of Human Performance, MIT Press, 1974. - 468 p.
135. Internet traffic archive // <http://ita.ee.lbl.gov/>.
136. Kaidan M. Configuration of Network Management for Energy Efficiency in Optical Transport Networks Using GMPLS and OBS Techniques / M. Kaidan M, V.

Andrushchak, N. Kryvinska, M. Klymash, M. Seliuchenko // Simulation Modelling Practice and Theory. – May 2017. – V. 74. – P. 17-27.

137. Kamoun F. Stochastic Performance Evaluation of Hierarchical **Routing** for Large Networks / F. Kamoun, L. Kleinrock // Computer Networks. – 1979. – V. 3. – P. 337 – 353.

138. Ye Ouyang. Mining Over Air: Wireless Communication Networks Analytics / Ye Ouyang, Mantian Hu, Alexis Huet, Zhongyuan Li. – Springer International Publishing AG, 2018. – 196 pp.

139. Klymash M. Performance Analysis of Optical Burst Switching Networks for Different Signaling Protocols / M. Klymash, M. Kaidan, S. Dumych, T. Maksymyuk // Smart Computing Rewiew. – 31 October 2015. – V.5, No. 5. – P. 378 – 387.

140. Leland W. On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic / W. Leland, M. Taqqu, W. Willinger, D. Wilson // IEEE/ACM Transactions on Networking. – February 1994. – №1.

141. Leland W. On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic (Extended Version) / W. Leland, M. Taqqu, W. Willinger, D. Wilson, IEEE/ACM Transactions on Networking. – February 1994. – № 2(1). – P. 1 – 15.

142. Liu T. Reliable telecommunication network design problem under node failure // Tie Liu, Wenguo Yang, Ruguo Bu, Jun Huang – 11th International Symposium on Operations Research and its Applications in Engineering, Technology and Management 2013 (ISORA 2013), IET Huangshan, China. – August 23-25, 2013. – P. 1 – 8.

143. Minho Jo. A Survey of Converging Solutions for Heterogeneous Mobile Networks / Jo Minho, T. Maksymyuk, R. Batista, T. Maciel, A. de Almeida, M. Klymash // IEEE Wireless Communications. 2014. № 21(6). – P. 54 - 62.

144. Mızrak, A.T. Detecting Malicious Routers. - Ph. D. Dissertation, 2014.

145. Moshenskyi A. Algorithms for Searching Congestions on the Basis of the Analysis of Entropic Characteristics of Network Traffic / A. Moshenskyi, P. Stanko, A. Toroshanko, N. Yakymchuk // Magyar Tudományos Journal (Budapest, Hungary). – 2021. – No. 49. – P. 52 – 57. [3]

146. Nagle J. On Packet Switches with Infinite Storage / J. Nagle // – IEEE Trans. on Comm. – Apr. 1987. – V. COM-5. – P. 435 – 438.
147. Paxson V. Wide Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling / V. Paxson, S. Floyd // IEEE/ACM Transactions on Networking. – 1995. – V.3, № 3.
148. Perlman, R. Network Layer Protocols with Byzantine Robustness. – Ph.D. thesis, M.I.T., 1988. – 121 pp.
149. Скрипніченко А.А. Методи статистичного синтезу інформаційно-комунікаційних систем за умов апіорної невизначеності. // XIII Міжнародна науково-практична конференція молодих учених і студентів «ПОЛІТ-2013. Сучасні проблеми науки». - НАУ, 3-4 квітня 2013 року. Тези доповідей. – Електронний ресурс. Режим доступу:
<https://nau.edu.ua/site/variables/docs/docsmenu/studnauka/polit2013/tezy/1-2.pdf>
150. Policing and Shaping Overview // Cisco IOS Quality of Service Solutions Configuration Guide QC-222.
https://www.cisco.com/c/en/us/td/docs/ios/12_2/qos/configuration/guide/fqos_c/qcfolsh.pdf
151. Policing Traffic: Comparing Traffic Policing and Traffic Shaping for Bandwidth Limiting
<https://www.cisco.com/c/en/us/support/docs/quality-of-service-qos/qos-policing/19645-policevsshape.html>
152. Торошанко Я.І., Булаковська А.О., Височіненко М.С., Шматко В.С. Задачі моніторингу та аналізу параметрів телекомунікаційних мереж. // Телекомунікаційні та інформаційні технології. 2014.–№3 - с. 62-69.
153. Конспект лекцій з дисципліни «Інформаційно-комунікаційні системи», [Електронний ресурс] / Упоряд. Г.З. Халімов. – Електронне видання. – Харків: ХНУРЕ, 2019. – 207 с.
154. Ren Shuangyin. A Service Curve of Hierarchical Token Bucket Queue Discipline on Soft-Ware Defined Networks Based on Deterministic Network Calculus: An Analysis and Simulation / Shuangyin Ren, Quanyou Feng, Yu Wang,

and Wenhua Dou // Journal of Advances in Computer Networks. – June 2017. – V. 5, No. 1. – P. 8 – 12.

155. Salfner F. Predicting Failures of Computer Systems: A Case Study for a Telecommunication System // Felix Salfner, Michael Schieschke, Mirosław Malek 20th International Parallel and Distributed Processing Symposium, IPDPS 2006. – 25-29 April 2006. – 8 pp.

156. Skrypnichenko Andrii. Control of Quality of Service in High-Speed Computer Networks / A. Skrypnichenko // Proc. of Int'l Conf. "Computer Science & Information Technologies» (CSIT'2013), Lviv, Ukraine. – 14-16 Oct. 2013. – 2 pp.

157. Smith O.J. A Controller to Overcome Dead Time / O.J. Smith // ISA Journal. – 1959. – V. 6. – P. 28 – 33.

158. Sobchuk A. Analytical Aspects of Providing a Feature of the Functional Stability According to the Choice of Technology for Construction of Wireless Sensor Networks / Andrii Sobchuk , Yurii Kravchenko, Maksym Tyshchenko, Piotr Gawliczek, Olesia Afanasyeva. // 2019 IEEE International Conference on Advanced Trends in Information Theory (ATIT). – 2019, December, 18. – P. 102–106.

159. Nance Hall, M., Foerster, K.-T., Schmid, S., & Durairajan, R. (2021). A Survey of Reconfigurable Optical Networks. Optical Switching and Networking, 41, 100621. – 19 p. doi:10.1016/j.osn.2021.100621

160. Sheridan T.B. (Ed.) Analysis, Design and Evaluation of Man-machine Systems 1995, A Postprint volume from the Sixth IFAC/IFIP/IFORS/IEA Symposium, Cambridge, Massachusetts, USA, 27 - 29 June 1995, Pergamon. - p. 377 - 736.

161. Mohammad Monir Uddin. Computational Methods for Approximation of Large-Scale Dynamical Systems. Chapman and Hall/CRC; 1st edition, 2019. - 336 p.

162. um.co.ua - Сайт “Учбові матеріали для студентів і школярів України”, 2016–2022 роки.

163. Theiler J. Some comments on the correlation dimension of $1/f_\alpha$ noise / J. Theiler // Phys. Lett. A. – 1991. – No 155. – P. 480 – 493.

164. Toroshanko Ya. Control of Traffic Streams with the Multi-Rate Token Bucket / Yaroslav Toroshanko, Nataliia Yakymchuk, Yosyp Selepyna, Vyacheslav Cherevyk

// 2019 3rd International Conference on Advanced Information and Communications Technologies (AICT), Lviv, Ukraine. – 2-6 July, 2019. – P. 352 – 355.

165. Vinogradov N.A. Comparative analysis of the functionals of optimal control corporate computer network / Nick A. Vinogradov, Alina S. Savchenko. – Journal of Qafqaz University (Mathematics and Computer Science). – 2013. – V. 1, No 2. – P. 156 – 167.

166. Vinogradov N. Development of the control method of telecommunication network overload on the basis of the neural model / N. Vinogradov, M. Stepanov, Ya. Toroshanko, V. Cherevyk, V. Hladkykh, A. Savchenko, O. Toroshanko, T. Uvarova // Восточно-Европейский журнал передовых технологий. 2019. № 2/9 (98). с. 67 – 73.

167. Харлай Л.О. Методи селекції перевантажень та відмов мережних вузлів // Збірник матеріалів Міжнародної науково-технічної конференції «Перспективи телекомунікацій». - 2016. - с. 125 - 134.

168. Горобчук О.А. Метод розподілу трафіку в комп'ютерних мережах // Пояснювальна записка до магістерської кваліфікаційної роботи. Вінниця, ВНТУ, 2018. - 94 с.

169. Скрипніченко А.А. Метод адаптивної К-шляхової маршрутизації у безпроводових мережах спеціального призначення // Проблеми інформатизації та управління, 2(78)'2024. К.: НАУ, с. 59 - 68.

DOI: 10.18372/2073-4751.79.19372

170. Zhaoming Lu. Overload Control for Signaling Congestion of Machine Type Communications in 3GPP Networks / Zhaoming Lu, Qi Pan, Luhan Wang, Xiangming Wen // PLOS ONE. – December 9, 2016. – 11 p.

171. Oleksandr Ponomarenko, Anna Bulakovskaya, Andrii Skrypnychenko et al. Tomographic Application-Specific Integrated Circuits for Fast Radon Transformation. In: Conference or Workshop Item CybHyg 2019, 30 Nov 2019, Kiev, Ukraine. - 12 p.

172. Порфунов В. В. Побудова системи управління потоками на основі генератора маркерів. Матеріали III Всеукраїнської науково-технічної

конференції «Теоретичні та прикладні аспекти радіотехніки і приладобудування», 2017. - Тернопіль, ТНТУ. - 243 с.

173. Електронний посібник “Комп’ютерні мережі”. Режим доступу: <https://km.ptngu.com/lections/15.html>

174. Скуйбіда, Вадим Юрійович. Метод маршрутизації пакетів за критерієм рівномірного завантаження мережі [Текст] : дис... канд. техн. наук: 05.13.13 / Скуйбіда Вадим Юрійович ; Національний авіаційний ун-т. - К., 2005. - 141 арк.

ДОДАТКИ

Додаток А

Наукові та практичні результати інших авторів, які слугують підґрунтям наших нових результатів

1. Схема багатошвидкісного формувача мережного трафіку

У цьому напрямі працювали такі автори:

Демчинський В.В. Особливості застосування механізмів формування та обмеження трафіку. Вісник НТУУ «КПІ» Інформатика, управління та обчислювальна техніка № 61. - стор. 110 – 113.

Tanenbaum A., Feamster N., Wetherall D. Computer Networks, Global Edition Pearson, 6th Edition, 2021. - 944 p. Tanenbaum A., Feamster N., Wetherall D. Computer Networks, Global Edition Pearson, 6th Edition, 2021. - 944 p.

Cisco: Policing and Shaping Overview // Cisco IOS Quality of Service Solutions Configuration Guide QC-222; Cisco: Policing Traffic: Comparing Traffic Policing and Traffic Shaping for Bandwidth Limiting.

Принциповою відмінністю нашого добутку від результатів згаданих авторів є застосування дворівневої триколірної розмітки з адаптацією швидкості маркерів та розміру зони за результатами вимірювання навантаження у формувачі.

2. Альтернативний метод спрямованої дифузії з мобільними агентами для усунення надлишковості мережних застосунків

У цьому напрямі працювали такі автори:

Carlos Alexandre R. Fernandes, Gérard Favier, João Cesar M. Mot Decision directed adaptive blind equalization based on the constant modulus algorithm. SIViP (2007) 1:333–346. [https://doi: 10.1007/s11760-007-0027-2](https://doi.org/10.1007/s11760-007-0027-2).

Min Chen, Taekyoung Kwon, Yong Yuan, Yanghee Choi, and Victor C. M. Leung Mobile Agent-Based Directed Diffusion in Wireless Sensor Networks. Hindawi Publishing Corporation, EURASIP Journal on Advances in Signal Processing, Volume 2007, Article ID 36871, 13 p. [https://doi:10.1155/2007/36871](https://doi.org/10.1155/2007/36871)

Malik, H., Shakshuki, E., Dewolf, T., & Denko, M. K. (2007). Multi-Agent

System for Directed Diffusion in Wireless Sensor Networks. 21st International Conference on Advanced Information Networking and Applications Workshops (AINAW'07). - 6 p. <https://doi:10.1109/ainaw.2007.260>

Wu, F.-J., Kao, Y.-F., & Tseng, Y.-C. (2011). From wireless sensor networks towards cyber physical systems. *Pervasive and Mobile Computing*, 7(4), 397–413. <https://doi:10.1016/j.pmcj.2011.03.003>

Waseem Ahmed, Preeti Sethi, Naresh Chauhan, Secured Directed Diffusion using Mobile Agents. *International Journal of Computer Applications* (0975 – 8887), Volume 73 – No.21, July 2013. - p. 32 – 36.

Загальною відмінністю нашого добутку від результатів згаданих авторів є застосування методу стохастичного управління дифузійним процесом доставки даних з використанням двопараметричної кореляційної функції, пов'язаної з матрицею дифузії.

3. Розв'язання задачі оптимізації топологічної структури мережі на підґрунті адаптивної K -шляхової маршрутизації.

У цьому напрямі працювали такі автори:

Гладких В.М. Ієрархічна маршрутизація з балансуванням навантаження в сенсорних мережах / В.М. Гладких, О.С. Торошанко // Вісник Національного університету «Львівська політехніка»: Радіoeлектроніка та телекомунікації. – 2017. – № 885. – С. 68 – 75.

Амаль Мерсні, А.Е. Ілляшенко Комплексний критерій оптимальності балансування навантаження при багатошляховій маршрутизації. ISSN 0485-8972 Радіотехніка. 2016. Вип. 187. - стор. 25 – 34.

Діброва М.А., Коган А.В., Капорін Р.М. Способи організації багатошляхової маршрутизації. Вісник НТУУ «КПІ» Інформатика, управління та обчислювальна техніка №64, 2016. - стор. 145 – 149.

Основною відмінністю нашого добутку від результатів згаданих авторів є застосування адаптації числа маршрутів (змінне число K шляхів із загального числа N доступних маршрутів, $N > K$).

Додаток Б**Список опублікованих праць за темою дисертації*****Статті у наукових фахових виданнях України:
(які входять до переліку МОН України)***

1. Скрипніченко А.А. Метод адаптивної К-шляхової маршрутизації у безпроводових мережах спеціального призначення // Проблеми інформатизації та управління, К.: КАІ (НАУ), 2(78)'2024. с. 59 - 68.

DOI: 10.18372/2073-4751.79.19372

2. Пампуха І.В., Скрипніченко А.А. Системний підхід до аналізу та усунення конфліктів у безпроводових мережах спеціального призначення. К.: НАУ, Наукоємні технології, № 2, 2024. - с. 2 - 14.

DOI: 10.18372/2310-5461.62.18707

3. Скрипніченко А. А., Харлай Л. А., Танцюра Л. І. Методи автоматизованого управління мережами NGN з різномірним трафіком // - Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку. – 2015. – №6(40). - с. 56 - 63.

***Статті в іноземних виданнях:
(проіндексованих у базах даних Scopus)***

4. Nikolay Vinogradov, Valerii Hladkykh, Oleksandr Toroshanko, Mikhaïlo Stepanov, Andrii Skrypnichenko. Eliminate Application Redundancy Using Local Processing Using Directional Diffusion with Mobile Agents. - 2019 3rd International Conference on Advanced Information and Communications Technologies (AICT), IEEE, 2-6 July 2019. - 360–364 (Scopus)

<https://www.scopus.com/authid/detail.uri?authorId=57213110491&origin=recordpage>

5. Oleksandr Ponomarenko, Anna Bulakovskaya, Andrii Skrypnichenko et al. Tomographic Application-Specific Integrated Circuits for Fast Radon Transformation. In: Conference or Workshop Item CybHyg 2019, 30 Nov 2019,

Kiev, Ukraine. [CEUR Workshop Proceedings](http://ceur-ws.org/Vol-2654/) Том 2654, с. 339 - 351. (Scopus)
<http://ceur-ws.org/Vol-2654/>
<https://www.scopus.com/authid/detail.uri?authorId=57213110491&origin=recordpage>

Стаття в іноземному виданні:

6.Liudmila Kharlay, Andris Skrypnicenko, Chang Shu. Adaptive Control of Traffic Flows and Congestions in Computer Corporate Networks // WSCHODNIOEUROPEJSKIE CZASOPISMO NAUKOWE "NOWA PERSPEKTYWA" spolka z ograniczona odpowiedzialnoscia=ООО "Нова Перспектива" (Warszawa) Том: 9, Номер: 3 Рік: 2016 стр.: 67-72.

Відомості про апробацію дослідження:

1.Скрипніченко А.А. Методи статистичного синтезу інформаційно-комунікаційних систем за умов апіорної невизначеності. // XIII Міжнародна науково-практична конференція молодих учених і студентів «ПОЛІТ-2013. Сучасні проблеми науки». - НАУ, 3-4 квітня 2013 року. Тези доповідей. – Електронний ресурс. Режим доступу:

<https://nau.edu.ua/site/variables/docs/docsmenu/studnauka/polit2013/tezy/1-2.pdf>

2. Andrii Skrypnicenko. Control of Quality of Service in High-Speed Computer Networks // Computer Science & Information Technologies (CSIT'2013), 14 - 16 October 2013, Lviv, Ukraine.

Акт впровадження результатів дисертаційної роботи у ДП «УНДІЗ»

“Затверджую”
 Директор Державного підприємства
 «Український науково-дослідний
 інститут зв'язку»
 С. М. Мороз
 2011 р.

АКТ

про використання та впровадження результатів кандидатської дисертаційної роботи
 «Методи адаптивного формування трафіку комп'ютерних мереж за умов
 граничного навантаження»,
 автор Скрипниченко Андрій Олександрович

Комісія в складі співробітників Державного підприємства «Український науково-дослідний інститут зв'язку» (ДП «УНДІЗ»):

начальника наукового відділу №3 Борисовича В. І., начальника наукової лабораторії №11 Кокізи С. В., завідуючого аспірантурою к.т.н., с.н.с. Торошанка Я. І. розглянула дисертацію Скрипниченка А. О. «Методи адаптивного формування трафіку комп'ютерних мереж за умов граничного навантаження» та публікації автора за матеріалами дисертації.

Комісія встановила, що окремі наукові результати, які викладені в дисертаційній роботі та публікаціях Скрипниченка А. О. були використані в науково-дослідних роботах, які виконувались у Державному підприємстві «Український науково-дослідний інститут зв'язку» (ДП «УНДІЗ»), а саме:

- НДР «Дослідження щодо впровадження нових телекомунікаційних технологій на телекомунікаційних мережах загального користування України» (ДР № 0113U005217);
- НДР «Розробка рекомендацій з питань конвергенції рухомого та фіксованого зв'язку (FMC)» (ДР № 0113U005218);

До цих результатів належать:

- методи формування різномірного трафіку у сегментах мереж передавання даних, які полягають в обчисленні похідних або кінцевих різниць функції заповнення буферів комутаційних вузлів;
- рекомендації з вибору параметрів та структури систем поліну в безпроводових комп'ютерних мережах, практична цінність яких заключається в зниженні числа втрат та повторних передавань пакетів;
- розробка комбінованої системи поліну (упорядкованого опитування) та переривань програмного та апаратного типів;
- розробка правил обмеження черг у буферній пам'яті комутаційних вузлів на підставі результатів аналізу розміру черги та швидкості її зростання.

Отримані результати дозволяють досягти вдосконалення систем моніторингу та локалізації перевантажень у безпроводових мережах, у реальному часі налаштовувати поточні робочі черги та оптимізувати правила пакетних фільтрів. Як наслідок, це призводить до об'єднання і, відповідно, зменшення загального числа переривань.

Результати імітаційного моделювання і тестові випробування підтверджують коректність та ефективність запропонованих рішень, а також достовірність відповідних положень дисертаційної роботи.

Голова комісії

Члени комісії:



В. І. Борисович

С. В. Кокіза

Я. І. Торошанко