

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
ЛУЦЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ ТЕХНІЧНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
НАЦІОНАЛЬНИЙ АВІАЦІЙНИЙ УНІВЕРСИТЕТ

Кваліфікаційна наукова
праця на правах рукопису

ЯКИМЧУК НАТАЛІЯ МИКОЛАЇВНА

УДК 004.7.052:004.414.2; 629.735.051:004.7 (043.3)

ДИСЕРТАЦІЯ
МЕТОДИ БОРОТЬБИ З ПЕРЕВАНТАЖЕННЯМИ
ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖ НОВИХ ПОКОЛІНЬ ШЛЯХОМ
ФОРМУВАННЯ ПОТОКІВ РІЗНОРІДНОГО МЕРЕЖЕВОГО ТРАФІКУ

05.12.02 – Телекомунікаційні системи та мережі
Технічні науки

Подається на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук

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



Н. М. Якимчук

Науковий керівник **Козловський Валерій Валерійович**
доктор технічних наук, професор

Київ – 2023

АНОТАЦІЯ

Якимчук Н.М. Методи боротьби з перевантаженнями телекомунікаційних мереж нових поколінь шляхом формування потоків різнорідного мережевого трафіку – кваліфікаційна наукова праця на правах рукопису.

Дисертація на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук зі спеціальності 05.12.02 – Телекомунікаційні системи та мережі. – Луцький національний технічний університет Міністерства освіти і науки України; Національний авіаційний університет Міністерства освіти і науки України. - Київ, 2023.

Дисертаційна робота присвячена створенню методів та пристроїв формування потоків різнорідного мережного трафіку. Телекомунікаційні мережі нового покоління – це цифрові мережі обміну інформацією різних видів. Відповідно і мережний трафік є різнорідним за визначенням. Показано, що такий різнорідний трафік є самоподібним (фрактальним). Основною специфікою самоподібного трафіку є виникнення швидких спорадичних сплесків інтенсивності при середній порівняно низькій інтенсивності трафіку на протяжних інтервалах передачі даних. Це приводить до наростання черг у буферній пам'яті і, як наслідок, перевантажень комутаційних вузлів. Різко збільшуються затримки обробки даних і, відповідно, втрати пакетів, що примушує повторювати передавання даних. У свою чергу, це призводить до ще більшого завантаження мережі.

Найбільш помітний внесок у вирішенні задачі запобігання перевантаження дає формування мережного трафіку (shaping) – перетворення його статистичних характеристик шляхом надання послідовності пакетів трафіку періодичного або хоча б квазіперіодичного характеру. Тоді досягається згладжування сплесків інтенсивності трафіку. Тому задача дослідження та розробки нових методів

побудови пристроїв формування трафіку з адаптацією до змін параметрів та стану мережі є актуальною.

Метою дисертаційної роботи є підвищення ефективності функціонування телекомунікаційних мереж нових поколінь шляхом усунення перевантажень апаратно-програмними засобами адаптивного перетворення статистики вхідного трафіку.

Для досягнення поставленої мети в дисертаційній роботі розв'язуються наступні завдання:

- аналіз принципів і методів моніторингу телекомунікаційних мереж нових поколінь;

- аналіз існуючих моделей черг у комутаційних вузлах, включаючи детальний аналіз інформації, використовуваної для розрахунку параметрів адаптації до змін навантаження та інших нестандартних ситуацій;

- розробка нових моделей черг при обробці мережного трафіку зі згладженими сплесками миттєвої інтенсивності;

- синтез методів та пристроїв прогнозу сплесків миттєвої інтенсивності та управління параметрами адаптації;

- розробка апаратних пристроїв адаптивного формування мережного трафіку.

У дисертаційній роботі отримані наступні нові наукові результати.

1. Удосконалено модель управління параметрами інформаційних потоків у телекомунікаційних мережах. На відміну від існуючих, запропоновану модель побудовано на підґрунті теорії марківських процесів, що дозволяє аналізувати потоки самоподібного трафіку з не гаусівськими імовірнісними розподілами, зокрема, розподілами з важкими хвостами (*long-tale distributions*).

2. Вперше розроблено алгоритм визначення перевантажень за інформаційним критерієм. В якості критерію пропонуємо використати апроксимовану ентропію параметрів часових рядів. Була розрахована залежність ентропії розподілів від імовірності успішної передачі даних одного із мережних вузлів. Показано вплив ентропії розподілу на потрібний ресурс для обміну даними.

3. Удосконалено метод адаптивного формування потоків мережного трафіку з непрямим зворотним зв'язком. Метод відрізняється від раніше запропонованих тим, що має принципово розширений вектор керуючих дій, внаслідок чого виключається потреба у додатковому каналі зворотного зв'язку.

4. Вперше розроблено метод оптимізації параметрів та структури формувача мережного трафіку з контролем довжин інтервалів перевищення рівнів параметрів потоку та введенням додаткового модуля прогнозування необхідного розміру буфера відповідно до змін інтенсивності надходження вхідних пакетів.

У першому розділі здійснено аналіз сучасного стану проблеми проектування, впровадження та застосування формувачів мережного трафіку, перспектив реалізації єдиного інформаційного простору у будь-якій мережі, контрольованій за допомогою системи формування мережного трафіку і т.д. Надзвичайно важливим станом мережі (комп'ютерної, телекомунікаційної тощо) є стан перевантаження окремих мережних вузлів, маршрутів передавання даних, автономних мережних сегментів. Цей стан викликає зниження пропускної здатності мережі, збільшення часу проходження пакетів або їх втрату.

Проаналізовано основні чинники виникнення перевантажень, за результатами аналізу сформульовано мету й задачі та досліджені механізми управління мережами, такі як управління мережними ресурсами за стандартами концепції управління TMN (Telecommunication Management Network). Досліджено математичні моделі мережного трафіку; особливу увагу приділено статистиці самоподібного трафіку з повільно убуваючими часовими та частотними залежностями й імовірнісними розподілами з "важкими хвостами".

Другий розділ присвячений методам моніторингу та аналізу мережного обладнання, яке використовується для розв'язання задач управління характеристиками мережі. Побудовано узагальнену модель управління параметрами інформаційних потоків у телекомунікаційних мережах. Сформульовані спрощуючі припущення щодо початкових умов функціонування мережного сегменту.

При аналізі наявності перевантажень виявляються періоди рівномірного споживання мережних ресурсів та пікових навантажень, коли імовірність появи відмов стає значною. Для пуасонівського трафіку можна у замкненій формі отримати розв'язки рівнянь для оцінок імовірності часу затримки пакетів, довжини черг, тощо. Для самоподібного трафіку рівняння для оцінок не мають прямих розв'язків. Тому у роботі запропоновано аналізувати динаміку перевантажень за інформаційним критерієм. Розраховані порівняльні ентропійні характеристики модельних розподілів: геометричного, нормального розподілів та розподілу Парето. При розрахунку ентропійних мір використовуються різні параметри, найбільш придатні для кожного конкретного модельного розподілу. Сформовано алгоритм визначення мережних аномалій на основі ентропії часових рядів. В якості критерію пропонуємо використати апроксимовану ентропію (Approximate Entropy – ApEn), що кількісно визначає ступінь складності сигналу.

Третій розділ присвячений розробці методів ефективної маршрутизації та боротьби з перевантаженнями. При розробці і впровадженні мереж виникла об'єктивна необхідність роздільної обробки трафіку не тільки з різними статистичними характеристиками, але і з принциповими відмінностями в структурі: трафіку "Triple Play" (мова + відео + дані), а потім "Quadruple Play" (мова + відео + дані + мобільні абоненти). Специфічні характеристики мережного трафіку пояснюються високим ступенем групування пакетів на клієнтських ділянках, в маршрутизаторах і вузлах комутації мереж.

Розглянуто модель гіпотетичної мережі пакетної комутації. Показано, що швидкість зростання необхідного обсягу пам'яті в комутаційних вузлах зростає при збільшенні параметра Херста. Ефективність використання мережі в значній мірі визначається якістю управління в умовах перевантаження. У роботі проведено розрахунки затримок SNMP-повідомлення при централізованому управлінні на мережному й транспортному рівнях та при управлінні на рівні автономних сегментів, коли основні функції управління реалізуються на каналному рівні.

Розглянуто формувач трафіку зі змінними швидкостями надходження і обробки пакетів. Вони змінюються відповідно до швидкості та прискорення зростання інтенсивності трафіку. Розглянуто методи адаптивного формування потоків мережного трафіку і способи настройки структур управління систем з непрямим зворотним зв'язком, які керують параметрами і структурою формувача. Розроблено загальний функціонал ефективності передачі з основними та додатковими ключовими мережними функціями.

У четвертому розділі проведений аналіз ефективності розроблених методів та пристроїв формування трафіку телекомунікаційних мереж нових поколінь. Розглянуті порівняльні характеристики часу очікування та середньої кількості повідомлень у чергах; проведено порівняння параметрів черг M/M/1, M/D/1 та Qd/D/1 і дослідження впливу якості формування трафіку на імовірності блокування та відкидання пакетів для різних моделей очікування. Математична модель комутаційного мережного вузла розглянута як однолінійна система масового обслуговування. При проходженні формувачів типу "діряве відро" або "маркерне відро" ця модель системи масового обслуговування та його статистика трафіку перетворюється. Зокрема, на виході формувача типу "маркерне відро" трафік набуває квазідетермінованого (Qd) характеру з періодом слідування пакетів T_{arr} . Він описується моделями Qd/G/1/k або Qd/M/1/k. Розроблена схема адаптивного формувача трафіку M-го порядку з використанням модифікованого модуля прогнозування на основі предиктора Сміта. Модифікація предиктора Сміта заключається у заміні функції експоненціального згладжування на функцію степеневого згладжування, яка є оптимальною для згладжування самоподібних процесів з важкими хвостами імовірнісних розподілів.

Показано, що при степеневому згладжуванні та двоохроковому прогнозуванні спостерігається зменшення інтервалу спадання частоти приблизно на 25% у порівнянні із експоненціальним згладжуванням.

Ключові слова: телекомунікаційна мережа, самоподібний трафік, регулювання/згладжування, класифікація Кендала, предиктор Сміта.

ANNOTATION

Yakymchuk N.M. Methods of combating congestion of telecommunication networks of new generations by forming flows of heterogeneous network traffic.

The dissertation on competition of a scientific degree of the candidate of technical sciences on a specialty 05.12.02 - telecommunication systems and networks. – Lutsk State Technical University, Lutsk, 2023.

The dissertation work is devoted to creation of methods and devices of formation of streams of heterogeneous network traffic. New generation telecommunication networks are digital networks of information exchange of various types. Accordingly, network traffic is heterogeneous by definition. It is shown that such heterogeneous traffic is self-similar (fractal).

The main specificity of self-similar traffic is the occurrence of rapid sporadic bursts of intensity at medium relatively low traffic intensity at long data transmission intervals. This leads to an increase of queues in the buffer memory and, as a consequence, congestion of switching nodes. Data processing delays and, consequently, packet loss increase sharply, forcing data transmission to be repeated. In turn, this leads to even more network congestion.

The most noticeable contribution to the problem of congestion prevention is the formation of network traffic (shaping) – the transformation of its statistical characteristics by providing a sequence of traffic packets of periodic or at least quasi-periodic nature. Then smoothing of bursts of traffic intensity is reached.

Therefore, the task of research and development of new methods of construction of traffic generating devices with adaptation to changes in parameters and state of the network is actual.

The purpose of the dissertation is to develop methods and algorithms of congestion prevention by adaptively transforming incoming traffic statistics using hardware and software.

To achieve this goal in the dissertation the following tasks are solved:

- analysis of principles and methods of monitoring of new generation telecommunication networks;
- analysis of existing queue models in switching nodes, including a detailed analysis of the information used to calculate the parameters of adaptation to load changes and other non-standard situations;
- development of new queue models for processing network traffic with smoothed bursts of instant intensity;
- synthesis of methods and devices for forecasting instantaneous intensity bursts and control of adaptation parameters;
- development of hardware devices for adaptive network traffic generation.

The following new scientific results are obtained in the dissertation work.

1. Statistical models of heterogeneous traffic flow as a quasi-deterministic flow with an almost constant packet period are first developed. Unlike existing models $GI/G/1$, $D/M/1$ and others developed models $Qd/M/1$, $Qd/D/1$ are more adequate to real flows of transformed traffic.

2. The method of the network management system adaptation to overloads and delays of information delivery has been further developed. The wide range of response of the control system to short-term bursts of self-similar traffic intensity is reduced due to the wide possibilities of adjusting the order and feedback coefficients of the digital control system.

3. The method of predicting the activity of network terminal nodes by measuring the growth rate of the number of packets in the buffer memory of switching nodes is improved. Unlike the classic Smith-predictor with exponential smoothing, the developed predictor with power smoothing allows you to predict the filling of the buffer with packets of self-similar traffic and mitigate congestion bursts.

The first section analyzes the current state of the problem of design, implementation and application of network traffic drivers, prospects for the implementation of a single information space in any network controlled by the network traffic generation system, etc. Extremely important state of the network (computer,

telecommunications, etc.) is the state of congestion of individual network nodes, data transmission routes, autonomous network segments. This condition causes a decrease in network bandwidth, an increase in packet travel time, or a loss of packets.

The main factors of congestion are analyzed, the results of the analysis formulate the purpose and objectives and investigated network management mechanisms, such as network resource management according to the standards of the TMN (Telecommunication Management Network) management concept. Mathematical models of network traffic are investigated; special attention is paid to the statistics of self-similar traffic with slowly decreasing time and frequency dependences and probability distributions with "heavy tails".

The second section is devoted to methods of monitoring and analysis of network equipment used to solve network performance management problems. The generalized model of management of parameters of information flows in telecommunication networks is constructed. Simplifying assumptions about initial conditions of functioning of a network segment are formulated.

The analysis of the presence of congestion reveals periods of uniform consumption of network resources and peak loads, when the probability of failure becomes significant. For Poisson traffic, you can obtain closed solutions of equations to estimate the probability, length of queues, and so on. For self-similar traffic equations for estimates have no direct solutions. Therefore, the paper proposes to analyze the dynamics of overload according to the information criterion. Comparative entropy characteristics of model distributions: geometric, normal distributions, and also Pareto distribution are calculated.

When calculating entropy measures, various parameters are used that are most suitable for each specific model distribution. Comparative estimates based on entropy are quite universal and clear. The model of a hypothetical packet switching network is considered.

The third section is devoted to the development of methods for effective routing and congestion management. During the development and implementation of networks

there was an objective need for separate processing of traffic not only with different statistical characteristics, but also with fundamental differences in structure: traffic "Triple Play" (language + video + data), and then "Quadruple Play" (language + video + data + mobile subscribers). The specific characteristics of network traffic are explained by the high degree of packet grouping at client sites, routers and network switching nodes.

It is shown that the growth rate of the required amount of memory in switching nodes increases with increasing Hirst parameter, which is determined by the degree of grouping of homogeneous packets and bursts of load on the network. The efficiency of network use is largely determined by the quality of management in overload conditions. The paper calculates SNMP-message delays in centralized management at the network and transport levels and in management at the level of autonomous segments, when the main management functions are implemented at the channel level.

The traffic shaper with variable speeds of packet receipt and processing is considered. They change according to the speed and acceleration of traffic. Methods of adaptive formation of network traffic flows and methods of setting up control structures of systems with indirect feedback, which control the parameters and structure of the shaper, are considered. The general functionality of transmission efficiency with the basic and additional key network functions is developed.

In the fourth section the analysis of efficiency of the developed methods and devices of formation of traffic of telecommunication networks of new generations is carried out. Comparative characteristics of waiting time and average number of messages in queues are considered; a comparison of the parameters of the queues $M/M/1$, $M/D/1$ and $Qd/D/1$ and a study of the impact of the quality of traffic generation on the probability of blocking and dropping packets for different waiting models. The mathematical model of the switching network node is considered as a single-line queuing system. When passing shapers of the "leaky bucket" or "marker bucket" type, the queuing system model under consideration and, accordingly, the traffic statistics are transformed. In particular, at the output of the shaper type "marker bucket" traffic

becomes quasi-deterministic (Qd) character with the packet period. It is described by the models Qd/G/1/k or Qd/M/1/k.

The scheme of the adaptive driver of traffic of the M -th order with use of the modified forecasting module on the basis of the Smith-predictor is developed. A modification of the Smith-predictor is to replace the exponential smoothing function with a power smoothing function, which is optimal for smoothing self-similar processes with heavy tails of probability distributions.

It is shown that with power smoothing and two-step prediction there is a decrease in the frequency decrease interval by about 25% compared with exponential smoothing.

Keywords: telecommunication network, self-similar traffic, regulation/smoothing, Kendall classification, Smith predictor

Список публікацій здобувача за темою дисертації

Статті у наукових періодичних виданнях, які включено до наукометричної бази SCOPUS:

1. Kozlovskiy V., Yakymchuk N., Selepyna Y., Moroz S., & Tkachuk A. Development of a modified method of network traffic forming. *Informatyka, automatyka, pomiary w gospodarce i ochronie środowiska*, 13(1), 2023, P. 50-53. DOI: <https://doi.org/10.35784/iapgos.3452>

2. Yakymchuk, N., Selepyna, Y., Yevsiuk, M., Prystupa, S., Moroz, S. Monitoring of link-level congestion in telecommunication systems using information criteria. *Informatyka, automatyka, pomiary w gospodarce i ochronie środowiska*, 12(4), 2022, P. 26-30. DOI: <https://doi.org/10.35784/iapgos.3076>

3. Zablotskiy, V., Selepyna, Y., Lyshuk, V., Yakymchuk, N., Tkachuk, A. Method for evaluation quality parameters of telecommunications services | sposób oceny parametrów jakości usług telekomunikacyjnych *Informatyka, automatyka, pomiary w gospodarce i ochronie środowiska*, 2022, 12(2), P. 30–33. DOI: <https://doi.org/10.35784/iapgos.2918>

Статті у вітчизняних та закордонних наукових фахових виданнях:

4. 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 (Hungary)*. 2021. No 49. P. 52-57.
5. Kozlovsky V., Yakymchuk N., Toroshanko A. Comparative evaluation of Poisson's and self-similar traffic of telecommunications networks. *Інфокомунікаційні та комп'ютерні технології*. 2021. №2(21). С. 41-50. DOI 10.36994/2788-5518-2021-02-02-033
6. Якимчук Н.М. Статистичні моделі мережного трафіку. *Зв'язок*. 2021. (1). С.27-34. DOI: 10.31673/2412-9070.2021.012734
7. Штіммерман А.М., Якимчук Н.М., Сорокін Д.В., Торошанко А.І. Управління мережним трафіком на основі диференційованих і інтегрованих послуг. *Телекомунікаційні та інформаційні технології*. 2020. №4(69). С. 60-68. DOI: 10.31673/2412-4338.2020.046068
8. Якимчук Н.М. Торошанко А.І. Методи ідентифікації та комплексної діагностики телекомунікаційних систем. *Збірник наукових праць Військового інституту Київського національного університету імені Тараса Шевченка*. 2020. №69. С. 58-65. DOI: <https://doi.org/10.17721/2519-481X/2020/69-06>
9. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Використання функцій чутливості для контролю заторів в телекомунікаційних мережах. *Вісник Університету «Україна»*. Серія: Інформатика, обчислювальна техніка та кібернетика. 2019. № 1(22). С. 142-147. DOI: 10.36994/2707-4110-2019-1-22-07
10. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Статистичні моделі управління телекомунікаційними мережами та методи боротьби з перевантаженнями. *Телекомунікаційні та інформаційні технології*. 2017. №3(56). С. 111-118. http://nbuv.gov.ua/UJRN/vduikt_2017_3_16

11. Якимчук Н.М. Порівняльний аналіз методів кореляційного та регресійного аналізу телекомунікаційних мереж. Вісник Хмельницького національного університету. Технічні науки. 2017. № 5. С. 128-131.

12. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Аналіз і моделювання різнорідного самоподібного трафіку комп'ютерних мереж. Телекомунікаційні та інформаційні технології. 2017. №4(57). С. 42-51. http://nbuv.gov.ua/UJRN/vduikt_2017_4_7

Праці, які засвідчують апробацію матеріалів дисертації

13. Tkachuk, A., Zablotskyi, V., Zabolotnyi, O., Cagaňová, D., Yakymchuk, N. Basic Stations Work Optimization in Cellular Communication Network. EAI/Springer Innovations in Communication and Computing, 2021, pp. 1–19. DOI: 10.1007/978-3-030-69705-1_1

14. Toroshanko Y., Yakymchuk N., Selepyna Y., Cherevyk V. Control of Traffic Streams with the Multi-Rate Token Bucket. 2019 3rd International Conference on Advanced Information and Communications Technologies (AICT), 2-6 July, 2019, Lviv, Ukraine. pp. 352-355. DOI: 10.1109/AIACT.2019.8847860.

15. Торошанко Я. І., Якимчук Н. М. Використання функцій чутливості для контролю заторів в телекомунікаційних мережах: Міжнародний науково-технічний симпозиум «Теоретичні та прикладні аспекти новітніх технологій інфокомунікацій», 13-17 січня 2019 р., Вишків-Карпати-УУ'19. Вісник Університету «Україна». Серія: Інформатика, обчислювальна техніка та кібернетика. 2019, № 1(22). С. 142-147.

16. Якимчук Н.М., Станко П.О. Кореляційно-регресійний аналіз інформаційних мереж з нестационарним трафіком. Науково-технічна конференція «Актуальні проблеми інформаційних технологій», 20-21 листопада 2018 р. Київський національний університет ім. Тараса Шевченка. С. 25-26.

17. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Діагностика телекомунікаційної мережі на основі множинної та покрокової регресії. XII міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми інформатизації», 12-13 грудня 2018 р. Київ: ДУТ. С. 52.

18. Якимчук Н.М. Марківські моделі розвитку навантаження на телекомунікаційну мережу. Науково-технічна конференція «Актуальні проблеми інформаційних технологій», 8-10 листопада 2017 р., Київський національний університет імені Тараса Шевченка. С.49-50.

19. Якимчук Н.М. Аналіз та оптимізація комп'ютерних мереж з різномірним самоподібним трафіком. XXXI Міжнародна наукова конференція «Актуальні наукові дослідження в сучасному світі», Секція: Технічні науки. Переяслав-Хмельницький державний педагогічний університет ім. Григорія Сковороди, 26-27 листопада 2017 г. Вип. 11(31), частина 12. С. 81-86.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ.....	17
ВСТУП.....	19
РОЗДІЛ 1. АНАЛІЗ СТАНУ ПРОБЛЕМИ ОБМІНУ ДАНИМИ В ІНФОКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ.....	27
1.1. Терміни та визначення.....	27
1.2. Задачі і механізми управління мережею.....	34
1.3. Статистичні моделі мережевого трафіку.....	39
1.4. Постановка завдання дослідження.....	48
Висновки до розділу 1.....	53
РОЗДІЛ 2. МЕТОДИ МОНІТОРИНГУ І АНАЛІЗУ МЕРЕЖЕВОГО ОБЛАДНАННЯ ДЛЯ РОЗВ'ЯЗАННЯ ЗАДАЧ УПРАВЛІННЯ ХАРАКТЕРИСТИКАМИ МЕРЕЖ.....	55
2.1. Ієрархія і рівні функціонування телекомунікаційної мережі.....	55
2.2. Завдання вибору алгоритму маршрутизації у телекомунікаційній мережі.....	61
2.3. Методи селекції перевантажень та відмов мережевих вузлів.....	67
2.4. Методи ефективного управління мережевими ресурсами.....	77
Висновки до розділу 2.....	83
РОЗДІЛ 3. МЕТОДИ УПРАВЛІННЯ ХАРАКТЕРИСТИКАМИ ТА БОРОТЬБИ З ПЕРЕВАНТАЖЕННЯМ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ.....	85
3.1. Модель самоподібного потоку як одноканальної системи масового обслуговування.....	85
3.2. Методи управління комп'ютерними мережами з різномірним трафіком	92
3.3. Методи формування та регулювання самоподібного мережевого трафіку.....	97
Висновки до розділу 3.....	108

РОЗДІЛ 4 АНАЛІЗ ЕФЕКТИВНОСТІ МЕТОДІВ ФОРМУВАННЯ МЕРЕЖЕВОГО ТРАФІКУ.....	110
4.1. Вибір та обґрунтування функціоналу ефективності передачі у мережах із самоподібним трафіком.....	110
4.2 Розробка модифікованого методу та пристрою формування мережевого трафіку.....	117
4.3 Основні результати моделювання та їх аналіз.....	126
Висновки до розділу 4.....	135
ОСНОВНІ РЕЗУЛЬТАТИ ТА ВИСНОВКИ.....	137
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ.....	140
ДОДАТОК А. СПИСОК ПУБЛІКАЦІЙ ЗДОБУВАЧА ЗА ТЕМОЮ ТА ВІДОМОСТІ ПРО АПРОБАЦІЮ РЕЗУЛЬТАТІВ ДИСЕРТАЦІЇ.....	154
ДОДАТОК Б. Акт впровадження 1	158
ДОДАТОК В. Акт впровадження 2	159
ДОДАТОК Г. Акт впровадження 3	160

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ

- ТКМ – телекомунікаційна мережа;
- ГМ – генератор маркерів;
- EMBVC – еталонна модель взаємодії відкритих систем (див. OSI);
- ІМ – інтелектуальна мережа;
- КВ – комутаційний вузол;
- НМ – нейронна мережа;
- СК – система керування;
- СКВ – середньоквадратичне відхилення;
- СМО – система масового обслуговування;
- ТМО – теорія масового обслуговування;
- АТМ – Asynchronous Transfer Mode, асинхронний спосіб передачі даних;
- API – Application Programming Interface, інтерфейс прикладного програмування;
- aRTT – access Round Trip Time, (час доступу в обидві сторони);
- BER – Bit Error Ratio, бітова помилка;
- CMIP – Common Management Information Protocol, протокол загальної керуючої інформації;
- CoS – Class of Service, клас сервісу;
- DS, DiffServ – Differentiated Services, технології диференційованих служб;
- FIFO – First In – First Out, перший на вході – перший на виході;
- IGRP Interior Gateway Routing Protocol, протокол внутрішньої маршрутизації (для багатопрокольних маршрутизаторів);
- IP – Internet Protocol, протокол мережного рівня Internet;
- IP-IMS – IP Multimedia Subsystem, мультимедійна підсистема на основі протоколу IP;
- IP-MPLS – Internet protocol Multiprotocol Label Switching, технологія мультипротокольної комутації міток на основі протоколу IP;

ISA – Integrated Service Architecture, архітектура інтегрованих сервісів;
Int-Serv – Integrated Services Architecture, архітектура інтегрованих сервісів;
ISDN – Integrated Services Digital Network, цифрова мережа з інтегрованими послугами;
ISO – International Organization for Standardization, Міжнародна організація по стандартизації;
LIFO – Last In – First Out, останній на вході – перший на виході;
LLC – Logical Link Control, підрівень логічної передачі даних;
MAC – Media Access Control – протокол обміну даними, підрівень управління доступом до середовища (канального рівня моделі OSI);
QoE – Quality of Experience, якість експерименту;
QoS – Quality of Service, якість обслуговування;
OSI – Open Systems Interconnection model, (див. EMBBC);
OSPF (Open Shortest Path First) – протокол динамічної маршрутизації заснований на технології відстеження стану каналу;
RIP (Routing Information Protocol) – протокол маршрутної інформації;
RTT – Round-Trip Time, часу кругового оберту;
TCP – Transmission Control Protocol, протокол керування передачею даних;
TMN – Telecommunication Management Network, система управління телекомунікаційними мережами;
TTL – Time-to-Live, час життя пакетів;
UDP – User Datagram Protocol, протокол користувача даних;
VBR – Variable Bit Rate, змінна бітова швидкість;
VoIP – Voice over IP, технологія передачі голосу через мережу IP;
WPAN – Wireless personal area network, безпроводова персональна обчислювальна мережа.

ВСТУП

Зростаюча популярність мережі Інтернет стала рушійною силою багатьох технологій. До використання цих технологій мережа Інтернет виявилася не повністю готовою. Передавання відео, включаючи потокове відео та/або відеоконференції, зв'язок з мобільними агентами, передавання телеметричної інформації та інших даних вимірювань, IP-телефонія займають все більш значну частину пропускної здатності мережі [48, 137]. Суттєвий вплив на функціонування мережі також становить постійне зростання кількості користувачів мережі, функція якого носить експоненціальний характер. Слід зазначити, що мережа Інтернет не має єдиного керівного органу. Це є однією з причин її популярності, але, в той же час, не дозволяє оперативно вирішувати виникаючі проблеми. Так, впровадження протоколу IPv6, який дозволив суттєво збільшити кількість вузлів мережі, зайняло більш ніж 10 років [135]. У зв'язку з цим виникає задача: збільшити пропускну здатність мережі, підвищити її здатність реагувати на лавиноподібне збільшення трафіку, забезпечити постійну затримку передачі пакетів (IP-телефонія) при обмеженнях на впровадження нових рішень, які потребують координації дій між суб'єктами, що експлуатують мережу.

В процесі розвитку комп'ютерних мереж, розробки нових додатків і надання нових послуг змінюються не тільки об'єми передаваного трафіку, але і його якісна структура.

Використання телекомунікаційних мереж нових для передавання різноманітного трафіку типу Triple Play(мова+ відео+дані)/Quadruple Play (мова+відео+дані+мобільні абоненти) породило проблеми, пов'язані з різноманітністю такого трафіку. Різноманітний трафік є фрактальним (самоподібним) за своєю природою, а основною специфікою самоподібного трафіку є виникнення швидких спорадичних сплесків інтенсивності при середній порівняно низькій інтенсивності трафіку на протяжних інтервалах передачі даних. Це приводить до

наростання черг у буферній пам'яті і, як наслідок, перевантажень комутаційних вузлів, що є особливо небезпечним саме при фрактальному характері мережного трафіку.

Якщо раніше переважав, в основному, так званий «еластичний» трафік, трафік даних, то в даний час зростає об'єм передачі «нееластичного» мультимедійного трафіку.

Особливістю трафіку, що утворюється при динамічній передачі голосу або зображення, є наявність жорстких вимог до синхронності повідомлень, що передаються. Для якісного відтворення неперервних процесів необхідне отримання вимірних і закодованих інформаційних повідомлень з тією ж частотою, з якою вони були вимірні на передавальній стороні. При запізнюванні і затримці повідомлень спостерігатимуться спотворення. В той же час трафік комп'ютерних даних характеризується вкрай нерівномірною інтенсивністю надходження повідомлень в мережу за відсутності жорстких вимог до синхронності доставки цих повідомлень.

Статистичні характеристики таких видів трафіку істотно відрізняються між собою, що впливає на різні аспекти проектування і конфігурації мережі, включаючи протоколи маршрутизації, резервування ресурсів, дисципліни черг в маршрутизаторах і комутаторах, а також розмір буферів комутаторів.

Позитивного результату можна досягти шляхом варіації значень тайм-аутів, зміни політики повторної передачі пакетів. Найбільш помітний внесок у процес управління потоками і запобігання перевантажень дає формування мережного трафіку (shaping) – перетворення його статистичних характеристик шляхом надання послідовності пакетів трафіку періодичного або хоча б квазіперіодичного характеру. Тоді досягається згладжування сплесків інтенсивності трафіку.

Для сумісної динамічної передачі мультимедійного трафіку потрібне вдосконалення алгоритмів забезпечення якості обслуговування, протоколів і обґрунтований вибір параметрів комутаційних пристроїв.

Завдання вибору параметрів і структури комп'ютерної мережі неможливе без достатньо повної і достовірної інформації про характеристики мережного трафіку. Тому вивчення характерних властивостей і статистичних характеристик реального мережного трафіку є, безумовно, **актуальним**.

Об'єктом дослідження є процес формування мережного трафіку та управління перевантаженнями телекомунікаційних мереж загального та спеціального призначення.

Предметом дослідження є моделі та методи усунення перевантажень та розробки адаптивних формувань мережного трафіку для забезпечення якості сервісу комп'ютерної мережі з різномірним самоподібним трафіком.

Зв'язок з науковими програмами, планами і темами

Наукові результати, викладені в дисертації Якимчук Н.М., були використані в НДР, які виконувались:

1) У Державному підприємстві «Український науково-дослідний інститут зв'язку»:

– НДР № 0116U000489 «Організація науково-технічної експертизи завдань (проектів) Національної програми інформатизації»;

– НДР № 0113U005217 «Дослідження щодо впровадження нових телекомунікаційних технологій на телекомунікаційних мережах загального користування України»,

2) У Державному університеті телекомунікацій:

– НДР №0115U001472 «Методи і алгоритми управління надійністю комп'ютерних мереж».

Мета і завдання дослідження. Метою дисертаційної роботи є підвищення ефективності функціонування телекомунікаційних мереж нових поколінь шляхом усунення перевантажень апаратно-програмними засобами адаптивного перетворення статистики вхідного трафіку.

Для досягнення поставленої мети в дисертаційній роботі розв'язуються наступні завдання:

- аналіз принципів і методів моніторингу телекомунікаційних мереж нових поколінь;
- аналіз існуючих моделей ТКМ, включаючи детальний аналіз основних груп методів, які описують сучасні моделі трафіку;
- розробка моделей комутаційного мережного вузла як однолінійної системи масового обслуговування;
- синтез методів та пристроїв виявлення/прогнозування появи стану перевантажень мережних вузлів;
- розробка загального методу передавання пакетів мережного трафіку з формуванням та згладжуванням трафіку;
- розробка апаратних і програмних пристроїв адаптивного формування мережного трафіку.

Методи дослідження. У дисертаційній роботі застосовувалися методи системного аналізу, теорії систем масового обслуговування, теорії ймовірності і математичної статистики, теорії телетрафіку, теорії оптимізації, моделювання та розрахунки на ЕОМ. У роботі використані теоретичні основи організації мереж з пакетною комутацією.

Наукова новизна отриманих результатів. У дисертаційній роботі отримані наступні нові наукові і практичні результати:

1. Удосконалено модель управління параметрами інформаційних потоків у телекомунікаційних мережах. На відміну від існуючих, запропоновану модель побудовано на підґрунті теорії марківських процесів, що дозволяє аналізувати потоки самоподібного трафіку з не гаусівськими імовірнісними розподілами, зокрема, розподілами з важкими хвостами (long-tale distributions).

2. Вперше розроблено алгоритм визначення перевантажень за інформаційним критерієм. В якості критерію пропонуємо використати апроксимовану ентропію параметрів часових рядів. Була розрахована залежність ентропії розподілів від імовірності успішної передачі даних одного із мережних вузлів. Показано вплив ентропії розподілу на потрібний ресурс для обміну даними.

3. Удосконалено метод адаптивного формування потоків мережного трафіку з непрямим зворотним зв'язком. Метод відрізняється від раніше запропонованих тим, що має принципово розширений вектор керуючих дій, внаслідок чого виключається потреба у додатковому каналі зворотного зв'язку.

4. Вперше розроблено метод оптимізації параметрів та структури формувача мережного трафіку з контролем довжин інтервалів перевищення рівнів параметрів потоку та введенням додаткового модуля прогнозування необхідного розміру буфера відповідно до змін інтенсивності надходження вхідних пакетів.

Практичне значення отриманих результатів

1) Запропоновані в роботі моделі квазідетермінованого потоку легко алгоритмізуються та з задовільною точністю можуть використовуватися при розрахунках та моделюванні самоподібного мережевого трафіку. Вони засновуються на уповні логічних правилах імовірнісного оцінювання (зокрема, на правилі "трьох сігма"), що дозволяє отримувати практичні оцінки поточних характеристик квазідетермінованих потоків.

2) Розроблений алгоритм пошуку перевантажень з використанням апроксимованої ентропії часових рядів параметрів трафіку є універсальним і наочним, дозволяє ефективно здійснювати дослідження мереж, що працюють при високому навантаженні (при близьких до одиниці коефіцієнтах використання мережі, тобто на грані насичення). Використання методики при рівні граничного показника коефіцієнту використання дозволяє зафіксувати ризик перевантаження мінімум на 0,2 умовних одиниці часу (тобто на 20%) раніше, ніж при періодичному вимірюванні середнього розміру буфера мережевого вузла.

3) Запропонований метод адаптивного формування потоку трафіку дозволить підвищити ефективність управління перевантаженнями мережевих вузлів, шляхом перетворення вхідного трафіку до виду квазідетермінованого. Показано зменшення швидкості наростання довжини черги заявок при зростанні коефіцієнта використання на третину у порівнянні з моделями M/M/1 та M/D/1.

Запропоновані методи й алгоритми адаптації управління частотою генераторів маркерів просто реалізувати програмно чи апаратно.

4) Розроблений метод оптимізації параметрів та структури формувача мережного трафіку, на відміну від існуючих, дає додаткові можливості згладжування викидів самоподібного трафіку з мінімальними втратами користувальницької інформації. Використання предиктора Сміта зі степеневим згладжуванням природно узгоджується зі статистиками самоподібного трафіку, який має розподіли з "важкими хвостами". Спостерігається зменшення СКВ флуктуацій та інтервалу спадання частоти генератора маркерів до 25% у порівнянні із експоненціальним згладжуванням.

Теоретичні результати і висновки доведені до конкретних алгоритмів і обчислювальних програм. Результати теоретичних досліджень характеристик мережі доведені до конкретних аналітичних виразів. По цих виразах побудовані відповідні графіки, які зручно використовувати при аналізі характеристик телекомунікаційних мереж різного масштабу і призначення.

Апробація результатів дисертації

Результати, отримані в дисертаційній роботі, апробовані та отримали позитивну оцінку на семи науково-технічних конференціях а саме: EAI/Springer Innovations in Communication and Computing, 2021; 3 Міжнародна конференція передових інформаційних і комунікаційних технологій (AICT), 2-6 червня, 2019, Львів; Міжнародний науково-технічний симпозиум «Теоретичні та прикладні аспекти новітніх технологій інфокомунікацій» (13-17 січня 2019 р., Вишків-Карпати); «Актуальні проблеми інформаційних технологій» (20-21 листопада 2018 р., Київ); XII міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми інформатизації» (12-13 грудня 2018 р., Київ); Науково-технічна конференція «Актуальні проблеми інформаційних технологій» (8-10 листопада 2017 р., Київ); XXXI Міжнародна наукова конференція «Актуальні наукові дослідження в сучасному світі» (Переяслав-Хмельницький 26-27 листопада 2017 р.).

Публікації за темою дисертації

Основні результати дисертаційної роботи опубліковані у 19 наукових працях, серед яких: 5 публікацій у виданнях, що представлені в наукометричній базі SCOPUS, 8 статей у фахових виданнях за переліком МОНУ, 7 тез доповідей на міжнародних наукових конференціях, 4 одноосібних публікації.

Особистий внесок здобувача. Дисертаційне дослідження проведено дисертантом самостійно. Основні теоретичні положення та розробки, що характеризують наукову новизну дослідження, теоретичне і практичне значення його результатів, одержані дисертантом особисто.

В роботах, що були опубліковані у співавторстві, здобувачеві належить: [112] – виконані асимптотичні порівняльні оцінки для класичного пуасонівського і самоподібного потоків одноканальної системи масового обслуговування з очікуванням, отримані аналітичні вирази для рекурентного обчислення розподілів тривалості очікування обслуговування для будь-якої заявки (пакета); [113, 64] – проведено моделювання функціонування різномірної мережі для самоподібного вхідного трафіку даних, отримано ентропійні характеристики геометричного, біноміального, рівномірного, експоненціального та нормального модельних розподілів; [67, 77] – проведено порівняльний аналіз методів компенсації затримки зворотного зв'язку стосовно системи управління частотою генератора маркерів та предиктора Сміта зі степеневим згладжуванням з використанням моделі авторегресії і ковзного середнього (АРКС) або шляхом усереднення параметрів вікна; [125] – запропоновано алгоритм тестування телекомунікаційної мережі з оцінюванням пропускної здатності каналу, [65] – запропонований алгоритм для оптимального визначення біта затору керуючої схеми на основі використання функції чутливості продуктивності системи для створення зворотного зв'язку від мережі до джерел даних; [73] – розроблений спосіб динамічного розподілу смуги пропускання каналів передачі між користувачами з урахуванням їх пріоритетів, який дозволяє уникати періодичних місцевих перевантажень маршрутів, а також алгоритм вибору маршрутів по критерію рівномірного завантаження ліній передачі; [130, 78] – запропоновано і

вдосконалено спосіб контролю стану мережних вузлів з урахуванням затримок інформації про параметри конкретного мережного вузла і затримок керуючої інформації, необхідної для регулювання параметрів мережного вузла як об'єкта управління; [133, 66] – проаналізовано математичні моделі процесів управління потоками трафіку, розроблено рекомендації щодо структури і параметрів системи управління залежно від інтенсивності потоків даних, їх статистичних описів; [132] – розроблено алгоритми аналізу появи перевантажень мережевих вузлів.

Структура та обсяг дисертації.

Дисертація складається з анотації, вступу, чотирьох розділів, висновків, списку використаних джерел і додатків. Загальний об'єм дисертаційної роботи складає 160 сторінок з них: основна частина 116 сторінок, 42 рисунки, 2 таблиці. Список використаних джерел налічує 134 найменування.

РОЗДІЛ 1. АНАЛІЗ СТАНУ ПРОБЛЕМИ ОБМІНУ ДАНИМИ В ІНФОКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ

1.1. Терміни та визначення

Перш за все, дамо деякі важливі визначення стосовно інформаційних та телекомунікаційних мереж:

–телекомунікації (електрозв’язок) - передавання, випромінювання та/або приймання знаків, сигналів, письмового тексту, зображень та звуків або повідомлень будь-якого роду по радіо, проводових, оптичних або інших електромагнітних системах;

–телекомунікаційна мережа - комплекс технічних засобів телекомунікацій та споруд, призначених для маршрутизації, комутації, передавання та/або приймання знаків, сигналів, письмового тексту, зображень та звуків або повідомлень будь-якого роду по радіо, проводових, оптичних чи інших електромагнітних системах між кінцевим обладнанням;

–трафік - сукупність інформаційних сигналів, що передаються за допомогою технічних засобів операторів, провайдерів телекомунікацій за визначений інтервал часу, включаючи інформаційні дані споживача та/або службову інформацію;

–дані - інформація у формі, придатній для автоматизованої обробки її засобами обчислювальної техніки;

–передавання даних - передавання інформації у вигляді даних з використанням телекомунікаційних мереж;

–загальнодоступні (універсальні) телекомунікаційні послуги - мінімальний набір визначених послуг нормованої якості, доступний усім споживачам на всій території України;

–безпроводовий доступ до телекомунікаційної мережі (безпроводовий доступ) - електрозв’язок з використанням радіотехнологій, під час якого кінцеве обладнання хоча б одного із споживачів може вільно переміщуватися із

збереженням унікального ідентифікаційного номера в межах пунктів закінчення телекомунікаційної мережі, які під'єднані до одного комутаційного центру;

–проводовий електрозв'язок - передавання і приймання інформації із застосуванням проводових ліній з металевими або волоконнооптичними жилами;

–канал електрозв'язку - сукупність технічних засобів, призначених для перенесення електричних сигналів між двома пунктами телекомунікаційної мережі, який характеризується смугою частот та/або швидкістю передачі;

–кінцеве обладнання - обладнання, призначене для з'єднання з кінцевим пунктом телекомунікаційної мережі з метою забезпечення доступу до телекомунікаційних послуг;

–оператор телекомунікацій - суб'єкт господарювання, який має право на здійснення діяльності у сфері телекомунікацій із правом на технічне обслуговування та експлуатацію телекомунікаційних мереж;

–пропуск трафіка - проходження трафіка між елементами однієї або різних телекомунікаційних мереж;

–послуга пропуску трафіка - телекомунікаційна послуга щодо здійснення термінації та/або транзиту трафіка, що надається оператором телекомунікацій іншим операторам;

–транзит трафіка - встановлення, підтримка телекомунікаційною мережею оператора фізичного та/або логічного з'єднання, пропуск трафіка між двома іншими телекомунікаційними мережами;

–ресурси телекомунікаційних мереж - наявні в телекомунікаційних мережах кількість номерів (номерний ресурс), кількість і пропускна спроможність проводових ліній з металевими жилами, оптичними волокнами, радіоліній, каналів, трактів для передавання інформації, комутаційних станцій та вузлів, радіочастотний ресурс;

Ці визначення наведені у керівному документі [53] галузі зв'язку. Уповні зрозуміло, що наведені визначення мають бути єдиними, які можна використовувати для спеціальної, повсякденної практичної діяльності, в науковій

та науково-дослідній роботі галузі. Попри всю очевидність цієї тези, необхідно постійно про неї нагадувати, щоб не дійти до ситуації, коли кожен спеціаліст починає винаходити терміни та визначення на власний розсуд. У результаті виникає ризик того, що автори спеціальних робіт взагалі перестають розуміти одне одного.

Надалі виділимо основні особливості управління мережами та послугами телекомунікацій [78].

1. Процес створення інформаційної системи (ІС) – це багатоплановий процес, що складається з декількох взаємопов'язаних етапів. Він включає вибір структури системи, який супроводжується математичним моделюванням об'єкта управління.

2. Апаратні засоби ІС, що входять до складу системи, складаються з різних комплектуючих функціонально пов'язаних елементів. По своєму призначенню апаратура поділяється на засоби обчислювальної техніки, передачі, відтворення і зберігання інформації, відображення інформації, джерела живлення і т.д.

3. На функціональність ІС роблять вплив різноманітні чинники. Випробування на принципові функції мережі також мають бути безперервним і тривалим процесом, що дозволяє виявити вплив різноманітних чинників в різних режимах використання системи.

4. Кожна велика система вимагає розробки своєї методики випробувань, що відображає її особливості; контроль надійності елементів, що входять до складу великої системи, слід розглядати як попередній етап контролю надійності всієї системи.

5. На всіх етапах створення ІС враховуються результати перевірок та іспитів апаратури, елементи якої створені на попередніх етапах. За результатами цих іспитів вводяться корективи до початкового проекту.

В методах управління і забезпечення якості використовуються різноманітні механізми, направлені на зниження негативних впливів зовнішніх і внутрішніх факторів, що діють на мережу. Більшість з них враховує наявність в мережі різного типу трафіку, від якого висуває різні вимоги до характеристик

продуктивності і надійності мережі. Таким чином управління полягає в перерозподілі пропускної спроможності між трафіком різного типу, що означає необхідність знати вимоги всіх видів трафіку, класифікувати і розподіляти між ними пропускну здатність з використанням різноманітних алгоритмів обслуговування пакетів. Сюди відносяться методи організації і керування чергами, методи контролю параметрів трафіку (методи кондиціонування трафіку), методи зворотного зв'язку, що використовуються для повідомлення джерела трафіку про перевантаження в мережі, методи інжинірингу трафіку – керування маршрутами передачі даних для рівномірного завантаження ресурсів мережі, методи зниження об'єму трафіка (компресія, кешування даних), тощо.

Ці механізми можна застосовувати як і до окремих вузлів мережі, що не дає повної гарантії покращення якості передачі інформації, так і системно для узгодження роботи всіх елементів системи. В такому випадку система керування великою мережею повинна мати багаторівневу ієрархічну структуру, що дозволяє об'єднати розрізненні системи управління елементами в єдину інтегровану систему згідно стандартів TMN (Telecommunication Management Network).

При цьому методи аналізу та керування мережами за своєю суттю є різновидом методів ідентифікації, тобто поточного оцінювання параметрів та стану складних систем [5, 22, 62]. Аналіз методів ідентифікації об'єктів керування і способів оцінювання їх поточного стану обумовлений тісним взаємозв'язком завдань ідентифікації та діагностики. Методи розв'язання цих завдань у значній мірі залежать від класу, до якого можна віднести об'єкт ідентифікації. Зокрема, для розподілених систем із затримками сигнальної та керуючої інформації, до яких можна віднести комп'ютерні та телекомунікаційні мережі, для комплексної діагностики доцільно застосовувати методи ретроспективної ідентифікації [50, 55, 66].

Найбільш поширеними методами комплексної діагностики є прямі та непрямі методи [50, 85]. Зокрема, непрямі методи контролю за збуреннями є більш привабливими, оскільки вони не потребують втручання в поточне

функціонування мережі та не приводять до порушень або затримок у її роботі. З іншого боку, при застосуванні непрямих методів виникає потреба у витраті додаткового мережного ресурсу при обміні даними між мережними вузлами та системою контролю. Тому однією з актуальних задач комплексної діагностики є оптимізація мережного ресурсу, необхідного для розв'язання завдань контролю та діагностики інформаційно-комунікаційних мереж [50, 62].

В широкому сенсі завдання контролю, діагностики та пошуку несправностей у мережному устаткуванні є завданнями теорії надійності та технічної експлуатації [55, 60, 82]. Для мереж із незначною кількістю устаткування проблема відмов мережних вузлів стоїть не так гостро, оскільки, наприклад, сучасні комутаційні вузли (маршрутизатори, комутатори, мости, повторювачі) мають досить високу надійність. Тому в багатьох практичних ситуаціях розподіл, маршрутизація та загальне керування трафіком здійснюється цілком задовільно [82]. Проте окремі вузли можуть по-різному впливати на роботу мережі в цілому. Вихід з ладу робочої станції (термінальний вузол) створює проблеми її користувачеві, але решта користувачів, швидше за все, цього не помітять, але відмова сервера позначиться на роботі всіх його клієнтів, в тому числі і віддалених. Вихід же з ладу маршрутизатора (якщо це транзитний вузол) може вплинути на роботу цілого регіону. Наприклад, якщо маршрутизатор заявить про існування лінії, якої у нього насправді немає, або навпаки, забуде про існування лінії, що є у нього, граф підмережі, через яку здійснюється доставка даних, виявиться невірним. Якщо маршрутизатор не зможе переслати пакети або пошкодить їх при пересилці, також виникне проблема. Нарешті, якщо у маршрутизатора закінчиться вільна пам'ять або він помилиться в розрахунках маршрутів, також можливі різні неприємності.

Усі ці проблеми виникають не тільки при перевантаженні окремих вузлів, маршрутів, автономних сегментів або при збоях програмного забезпечення, але й при відмовах електронних елементів мережного устаткування [78]. Наприклад, при збільшенні розміру мережного сегменту до декількох десятків або сотень

тисяч маршрутизаторів імовірність виходу з ладу одного з них перестає бути нехтувано малою. Все, що можна тут зробити, – це спробувати обмежити шкоду, що наноситься практично неминучим виходом з ладу устаткування. Крім того, вплив на надійність мережі можуть здійснювати не тільки устаткування або ОС, але і прикладні програми. Ці проблеми і методи їх розв’язання детально обговорюються в [24, 47, 55, 62]. Однак у всіх проаналізованих роботах завдання поточного контролю, діагностики мереж, виявлення відмов конкретних мережних вузлів та визначення типу відмови розглянуті недостатньо докладно [78].

Технології комплексної мережної діагностики дозволяють, по-перше, дати об'єктивну оцінку якості роботи прикладних апаратних та програмних засобів мережі і, по-друге, дати обґрунтовані рекомендації для поліпшення її роботи. По суті, за допомогою діагностичних засобів повинні вирішуватися три актуальні завдання:

- реалізація угоди про рівень обслуговування (*SLA, Service Level Agreement*) на прикладному програмному забезпеченні (ППЗ), і об'єктивна оцінка швидкодії прикладних програм;

- контроль швидкодії прикладних програм в процесі їх експлуатації;

- визначення залежності швидкодії прикладних програм від характеристик роботи всіх компонентів мережі.

Відповідно до сучасних стандартів систем управління мережами і концепціями розвитку самих мереж виникає необхідність подальших досліджень і розробок з питань визначення стану системи в режимі її функціонування. Найбільш популярна модель передбачає, що мережні компоненти можуть приймати лише два стани: “працездатність” (“справність”) і “відмова” (“несправність”). Стан мережного компонента - випадкова величина, яка не залежить від стану інших компонентів (у загальному випадку це може бути і не так).

Надзвичайно важливим станом мережі (комп'ютерної, телекомунікаційної тощо) є стан перевантаження окремих мережних вузлів, маршрутів передавання

даних, автономних мережних сегментів. Цей стан викликає зниження пропускної здатності мережі, збільшення часу проходження пакетів або їх втрату і при неналежному контролі, аналізі та моніторингу може бути помилково прийнятий за відмову обладнання (і навпаки). Тому контроль та усунення перевантажень є важливою задачею статистичного характеру.

Перевантаження може бути викликане декількома чинниками. Недостатня пропускна здатність каналів, застарілі мережні пристрої, жадібні мережні програми або погано спроектована або налаштована мережна інфраструктура є одними з найпоширеніших причин перевантажень. Наприклад, велика кількість хостів у локальній мережі може спричинити "широкомовний шторм", що, у свою чергу, насичує мережу та збільшує навантаження процесора на хости. В Інтернеті трафік може бути перенаправлений через найкоротший, але не оптимальний шлях, не враховуючи його пропускну здатність. Застарілий або пошкоджений мережний пристрій може представляти вузьке місце для пакетів, збільшуючи час, який пакети витрачають на очікування в буфері. Жадібні мережні додатки або послуги, такі як спільний доступ до файлів, потокове передавання відео тощо, які не мають потоку TCP або механізмів контролю заторів можуть також суттєво сприяти перевантаженню.

Збільшення об'єму пам'яті маршрутизаторів може якоюсь мірою допомогти, але ще в 1987 році було показано [82], що навіть якщо у маршрутизаторів буде нескінченний об'єм пам'яті, ситуація з перевантаженням не покращає, а, навпаки, погіршає, оскільки на той час, коли пакети дістануться до початку черги, вони вже запізняться настільки, що відправникам будуть вислані їх дублікати. Всі ці пакети будуть послані іншому маршрутизатору, ще більш підвищуючи навантаження на всьому шляху до отримувача. Запобігти перевантаженню буфера можна за допомогою методів керування чергами та передбачення, використовуючи введення параметрів часу зупинки передачі кадрів іншим вузлам, резервування пропускної здатності чи реконфігурацію системи, що вимагає проведення аналізу і статистичної обробки інформації про зміни трафіку.

Необхідно пояснити, в чому полягає різниця між боротьбою з перевантаженням і управлінням потоком. Запобігання перевантаженню гарантує, що мережа справиться із запропонованим їй трафіком. Це глобальне питання, що включає поведінку всіх хостів і маршрутизаторів, процесів зберігання і пересилки на маршрутизаторах, а також врахування безлічі інших чинників, що знижують пропускну спроможність підмережі.

Управління потоком, навпаки, відноситься до трафіку між двома конкретними станціями – відправником і отримувачем. Завдання управління потоком полягає в узгодженні швидкості передачі відправника зі швидкістю, з якою отримувач здатний приймати потік пакетів. Управління потоком зазвичай реалізується за допомогою зворотного зв'язку між отримувачем і відправником.

Причина, по якій управління потоком і боротьбу з перевантаженням часто плутають, полягає в тому, що алгоритми боротьби з перевантаженням також використовують зворотний зв'язок у вигляді спеціальних повідомлень, що посилаються різним відправникам, з проханням передавати дані повільніше, коли в мережі появляються затори. Таким чином, хост може отримати прохання уповільнити передачу в двох випадках: коли з потоком, що передається, не справляється отримувач, або коли з ним не справляється вся мережа.

1.2. Задачі і механізми управління мережею

Одним з чинників в забезпеченні якості роботи і надійності мереж служить ефективно управління їх ресурсами [7, 12, 56, 73, 111, 117]. В даний час одним з основних стандартів при побудові систем управління телекомунікаційними мережами є концепція управління *TMN* (Telecommunication Management Network) [125]. Мережа управління телекомунікаціями *TMN* представляє собою спеціальну інфраструктуру, що забезпечує управління шляхом організації взаємодії з компонентами різних телекомунікаційних мереж за допомогою мережі передачі даних на основі єдиних інтерфейсів і протоколів обміну інформацією. Основними протоколами управління комп'ютерними мережами та телекомунікаційними

мережами нових поколінь (*Next Generation Networks – NGN*) є протоколи *SNMP* і *CMIP* [118].

До сфери управління *TMN* входять практично всі існуючі в даний час види мереж і систем зв'язку, а також типи телекомунікаційного обладнання. Об'єктами управління *TMN* є телекомунікаційні ресурси, що фізично являють собою реальне обладнання зв'язку, на яке можливе здійснення цілеспрямованої управляючої дії. Фізично компоненти керованої мережі електрозв'язку (обладнання систем комутації, систем передачі і т.д., що визначаються як мережні елементи), можуть бути як зосередженими (централізованими), так і розподіленими.

Організаційна структура *TMN* забезпечує реалізацію завдань управління, експлуатації і технічного обслуговування різноманітного комп'ютерного устаткування, оперативного контролю і адміністрування мережних пристроїв, а також погодженої взаємодії між різними типами систем управління в цілях надання послуг із заданою якістю:

- управління робочими характеристиками;
- управління надійністю та усунення несправностей;
- управління конфігурацією;
- управління розрахунками;
- управління безпекою.

1. У процесі управління робочими характеристиками (якістю роботи, якістю сервісу – *QoS*) генеруються команди контролю та управління, необхідні для визначення технічного стану мережних елементів і ефективності функціонування мережі електрозв'язку в цілому. Інформація про роботу мережі поступає із заданими інтервалами. За результатами обробки статистики роботи мережі виробляються відповідні управляючі дії. Іншими словами, у даній функціональній області реалізується етап вимірювання робочих характеристик та оцінювання стану мережі.

2. Управління надійністю та усунення несправностей забезпечує виявлення, визначення несправності в мережі, їх реєстрацією, доведення відповідної

інформації до обслуговуючого персоналу, видачу рекомендацій по усуненню несправностей.

3.Управління конфігурацією реалізується у процесі моніторингу мережних елементів (їх типів, місцезнаходження, ідентифікації параметрів та стану і т.п.), включення елементів в роботу, їх конфігурування і виходу з робочого стану, встановлення і змін фізичних з'єднань між елементами.

4.Управління розрахунками – це контроль ступеню використання мережних ресурсів і підтримання функції автоматичного нарахування оплати (білінгу).

5.Управління безпекою необхідне для захисту мережі від несанкціонованого доступу. Воно може включати обмеження доступу за допомогою паролів, видачу сигналів тривоги при спробах несанкціонованого доступу, відключення небажаних користувачів або, навіть, криптографічний захист інформації.

Таким чином, найважливішою функціональною областю системи управління (а також систем з іншими технологіями, які вважаються кандидатами на роботу в середовищі), є здійснення контролю функціонування мережі й усунення перевантажень та можливих несправностей, що є невід'ємною частиною в забезпеченні необхідного рівня надійності мережі.

При контролі функціонування порівняно невеликого автономного сегменту мережі навіть за результатами поверхневого огляду можна виявити, з яким вимірним параметром – завантаженням процесора на сервері або у клієнта, стрибками утилізації мережі або іншими чинниками – зв'язаний незадовільний час проходження тієї або іншої транзакції. Якщо проблема не настільки очевидна, може бути потрібним аналіз безлічі різнорідних даних, для чого необхідний імовірнісний (кореляційний і регресійний) аналіз [36, 45, 81, 88].

Оскільки мережа – складна система, до складу якої входить безліч компонентів: кабельна система, активне устаткування, мережна операційна система і багато що інше, то кореляційний аналіз – поверхнево-візуальний (порівняння поведінки тих або інших вузлів і пошук закономірностей), автоматизований (обчислення коефіцієнтів кореляції і їх аналіз) або автоматичний

(обчислення коефіцієнтів кореляції і побудова рівнянь регресії різних процесів функціонування мережі) – повинен виступати центральним інструментом діагностики систем [73]. Результати кореляційного аналізу можуть стати ключовими індикаторами моніторингу і регулювання поточних даних і виявити значну частину проблем мережі, що криються зовсім не у вичерпанні існуючого її ліміту, а у взаємодії апаратури, неефективній конфігурації, неправильній організації роботи мережі і користувачів.

Проте, з огляду на складність системи, виникає ряд проблем при використанні лише деяких, окремих методів діагностики і моніторингу і ігнорування інших. Тут необхідний системний підхід і методика наскрізної діагностики та управління. Концепція наскрізної діагностики мережі передбачає вміння ефективно оцінити, як працюють всі компоненти мережі з врахуванням їх взаємозв'язків. Наскрізне управління (*end-to-end* управління) – управління мережею в цілому, управління перевантаженнями, управління параметрами трафіку [73].

Зокрема розглянемо особливості реалізації функцій управління перевантаженнями.

Наявність перевантаження означає, що навантаження тимчасово перевищило можливості ресурсів даної частини системи. Для абонентів це означає значне погіршення якості для програм, чутливих до затримок. Є два рішення даної проблеми: збільшити ресурси системи або зменшити навантаження. Наприклад, підмережа може використовувати телефонні лінії з модемами, щоб збільшити пропускну спроможність між певними її точками. У супутникових системах велику пропускну спроможність часто дає збільшення потужності передавача. Розподіл трафіку по декількох маршрутах замість постійного використання одного і того ж, нехай навіть оптимального шляху, також може дозволити ліквідувати місцеве перевантаження. Нарешті, для збільшення пропускну спроможності мережі у разі серйозних заторів можуть бути задіяні запасні

маршрутизатори, які зазвичай застосовуються для підвищення стійкості системи у разі збою [73].

Проте, інколи збільшити пропускну спроможність буває неможливо, або вона вже збільшена до межі. В цьому випадку єдиний спосіб боротьби з перевантаженням полягає в зменшенні навантаження. Для цього існує декілька методів, включаючи відмову в обслуговуванні або зниженні рівня обслуговування деяких або всіх користувачів, а також складання чіткішого розкладу потреб користувачів в обслуговуванні [73].

На сьогодні не існує єдиної методики оцінки параметрів перевантажень. І хоча розпізнати їх наявність не тяжко з огляду на зниження параметрів якості обслуговування, проте, коли зниження якості приведе до помітного погіршення роботи програмних додатків, то час, коли можна було б попередити створення такої критичної ситуації, уже буде втрачений. Саме тому повне рішення для управління перевантаженнями повинне включати два функціональні компоненти:

- Механізм для запуску управлінської політики.
- Механізм управління наслідками перевантажень

Мета управління перевантаженнями - економія витрат при збереженні QoS абонента. Оскільки ці цілі є взаємосуперечливі, то на рішення щодо управління перевантаженнями накладаються певні обмеження:

1) Вони повинні бути вузько адаптованими (тобто, точними у виявленні та застосуванні, і застосовуватись лише тоді, коли і де проявляється перевантаження мережі, а не просто прагнути зменшити загальне навантаження смуги пропускання).

2) Повинні мати пропорційний та розумний ефект, тобто бути справедливими та виправданими.

3) Повинні враховувати топологію мережі і реагувати на її зміни.

4) Повинні мати можливості прогнозування виникнення навантажень.

Для підтримки якості обслуговування (QoS) та боротьби з перевантаженнями широкого поширення набули механізми управління інтенсивністю трафіку

(*policing and shaping* – формування та регулювання трафіку), тобто управління статистичними характеристиками трафіку [59, 83, 106, 107]. Наприклад, якщо перевищена швидкість трафіку, проводиться відкидання або маркування пакетів, що дозволяє знизити інтенсивність потоку. При маркуванні пакети зберігаються, але знижується якість їх обслуговування. Для цього використовується один з алгоритмів, наприклад, алгоритм «дірявого відра» чи «маркерного відра». Алгоритм дірявого відра формує строгий вихідний потік зі швидкістю, що не залежить від нерівномірності вхідного потоку. Оскільки швидкість передачі пакета по каналу завжди дорівнює швидкості передачі бітового потоку по середовищі передачі (або швидкості модуляції), то для обмеження, або іншими словами, зменшення середньої швидкості передачі потрібно збільшити часові інтервали між пакетами [73]. Однак обмеження швидкості зазвичай досягається простим відкиданням деяких пакетів, передача яких веде до перевищення узгодженої швидкості. Проте для більшості мережних додатків було б краще обмежувати вихідну швидкість під час надходження великих пакетів даних. Таким чином можна було б отримати більш гнучкий алгоритм «маркерного відра», такий, що не втрачає дані.

На відміну від алгоритму дірявого відра [83], алгоритм маркерного відра дозволяє оцінити і обмежити середню швидкість і величину пульсації потоку пакетів використовуючи порівняння потоку пакетів з деяким еталонним потоком. Для вдосконалення алгоритму можна дещо ускладнити його шляхом адаптації до змін статистичних характеристик трафіку [73]. Перш за все треба побудувати статистичні математичні моделі мережного трафіку. Це завдання розглядається далі.

1.3. Статистичні моделі мережного трафіку

Стало очевидно, що в сумарному різномірному трафіку (мова, дані, відео, інші типи) частка мовного трафіку знижується, причому темп цих змін наростає з року в рік [117]. Наприклад, в США і Західній Європі щорічний темп зростання

трафіку даних складає до 30% в рік, тоді як зростання телефонного трафіку – близько 3% [3].

Перерозподіл видів навантаження на комп'ютерні і телекомунікаційні мережі має такі наслідки.

1. Поява другої моди в розподілі тривалості телефонного з'єднання: якщо для телефонних переговорів це 3-5 хв., то для користувача Інтернету - 20 хв. (за іншими оцінками – 40 хв.).

2. Зміна статистичних характеристик трафіку. Для телефонних мереж широко використовуються марківські моделі, потоки Пуассона і Ерланга [95, 101]. В той же час результати численних експериментальних досліджень трафіку даних [63, 89, 96] свідчать про те, що він має вельми специфічні властивості і не може бути задовільно описаний в рамках класичної теорії масового обслуговування.

Показано [25], що трафік даних, циркулюючий в цифрових мережах, і, зокрема, в мережах з комутацією пакетів, має самоподібні, або фрактальні, властивості. «Самоподібність» є властивість процесу зберігати свою поведінку і зовнішні ознаки при розгляді в різному масштабі. Для часових послідовностей величиною масштабу є час. Виходячи з визначення самоподібності, можна стверджувати, що часові і спектральні характеристики випадкового процесу (у нашому випадку – трафіку) при зміні масштабу усереднювання описуватимуться одними і тими ж рівняннями, функціями, але з відповідними масштабними коефіцієнтами. Іншими словами, самоподібність якого-небудь процесу (явища) можна трактувати як інваріантність до змін масштабу або розміру.

Особливістю самоподібних процесів є те, що в ньому присутні сплески або пачки (burst) даних, що спостерігаються в різних інтервалах часу та кореляція між пакетами. На відміну від пуассонівських процесів вони характеризуються наявністю післядії: імовірність появи наступної події залежить не лише від часу, а й від попередніх подій.

Реальні випадкові процеси, звичайно, зберігають властивість самоподібності тільки до певної межі. Ця межа або міра статистичної стійкості процесу при

багатократному масштабуванні визначається так званим параметром Херста або параметром самоподібності. Випадковий процес $x(t)$ є статистично самоподібним з параметром Херста H ($0,5 \leq H < 1$), якщо для будь-якого дійсного значення $a > 0$

процес $x(at)/a^H$ володіє тими ж статистичними характеристиками, що і сам процес $x(t)$:

$$\text{математичне очікування} \quad M[x(t)] = \frac{M[x(at)]}{a^H}; \quad (1.1)$$

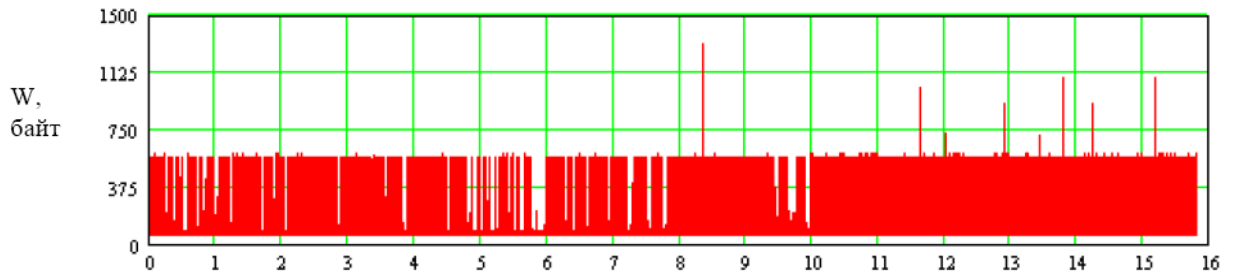
$$\text{дисперсія} \quad D[x(t)] = \frac{D[x(at)]}{a^{2H}}; \quad (1.2)$$

$$\text{кореляційна функція} \quad R(t, \tau) = \frac{R(at, a\tau)}{a^{2H}}. \quad (1.3)$$

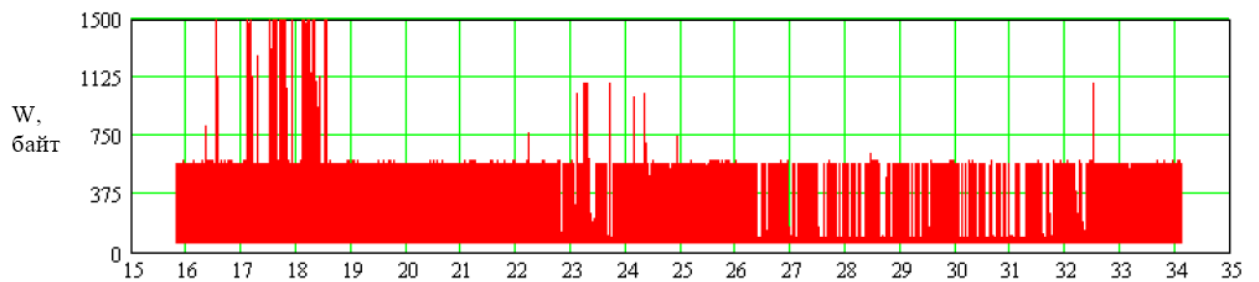
Чим більше H , тим довше зберігається властивість самоподібності при багатократному масштабуванні. При $H = 0,5$ ця властивість практично відсутня.

Кореляційні функції самоподібних процесів з великим параметром Херста затухають повільніше, ніж у звичайних випадкових процесів, причому мають, як правило, коливальний характер. Встановлено, що убуття постійної складової кореляційної функції відбувається згідно із законом $c_1 t^{-c_2 a}$, де c_1, c_2 – константи, a – параметр масштабу. Відповідно і спектральна щільність процесу теоретично прагне до нескінченності при частоті, що прямує до нуля [25].

На рис. 1.1-1.3 зображені графіки характеристик трафіку даних, що циркулював між локальною мережею корпорації і глобальною мережею Інтернет протягом 34 годин. Методики вимірювання й аналізу результатів описані в [25, 100]. Тут відзначимо тільки, що, за даними авторів, об'єм вибірки складає 1 млн. відліків, а середньоквадратичне відхилення моментів взяття відліків – близько 10 мкс. Тут по осі абсцис відкладені часові відліки T , а по осі ординат – довжини W Ethernet-кадрів.

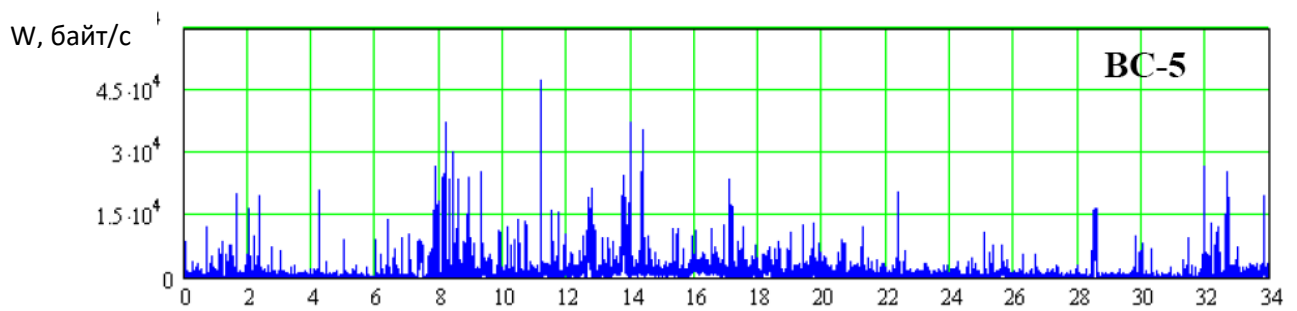
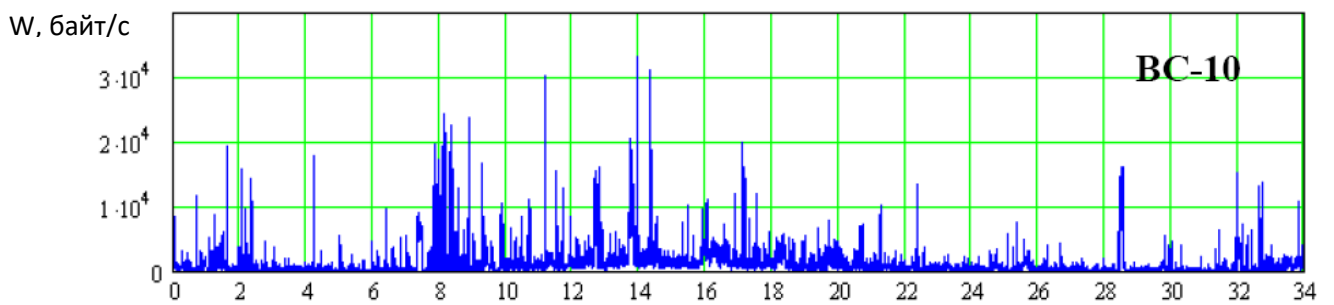


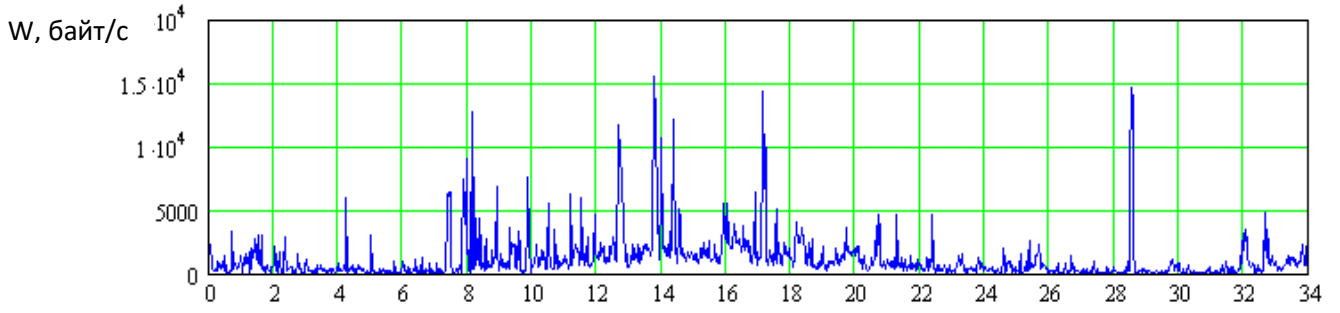
а) перші 16 годин



б) решта 18 годин

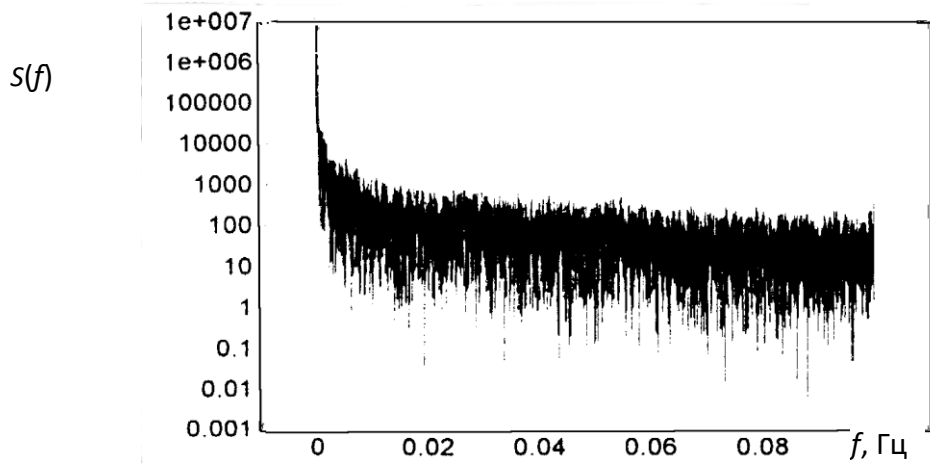
Рис. 1.1 Залежність довжин кадрів від часу

а) $\Delta T=5с$ $T, год$ б) $\Delta T=10с$ $T, год$

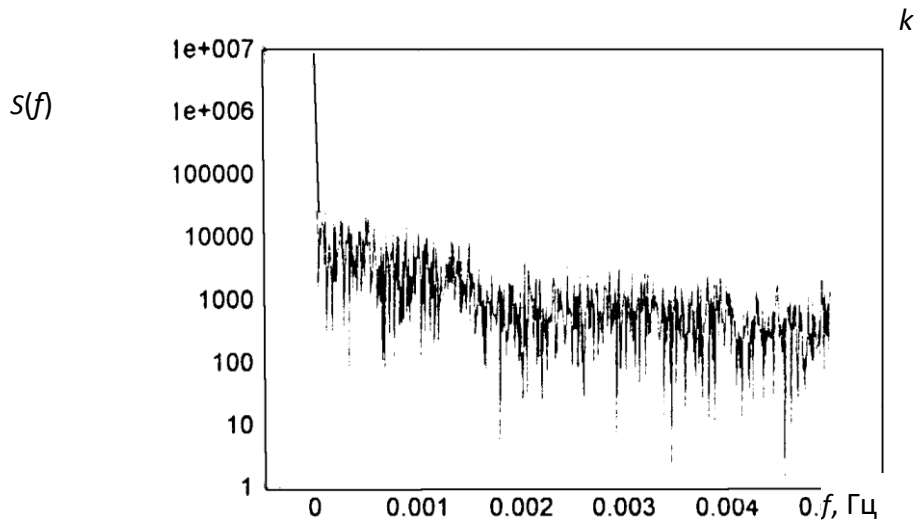


$\epsilon) \Delta T = 100cT, \text{ год}$

Рис. 1.2 Усреднені значення довжин кадрів з різними інтервалами усереднювання ΔT



$a) \Delta T = 5c$



$\delta) \Delta T = 100c$

Рис. 1.3. Спектральна щільність усередненої реалізації.

На рис. 1.4 – 1.6, зображені графіки таких же характеристик, але для високошвидкісного трафіку обміну даними між локальною обчислювальною мережею науково-дослідної лабораторії і глобальною мережею Інтернет протягом 1 години. Об'єм вибірки складає близько 700 тис. відліків, а середньоквадратичне відхилення моментів отримання відліків – близько 1 мкс.

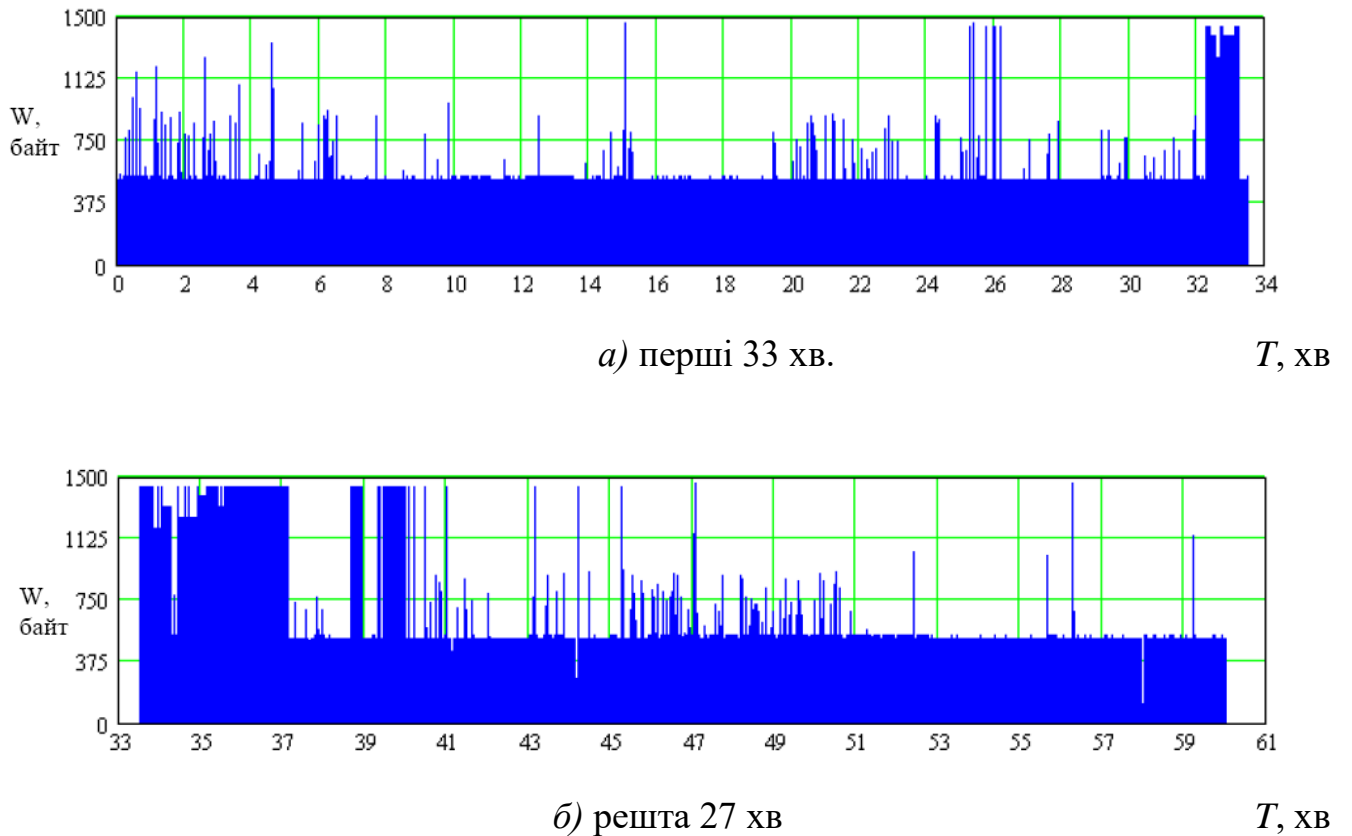


Рис. 1.4. Приклад реалізації високошвидкісного трафіку даних.

Залежність довжин кадрів від часу

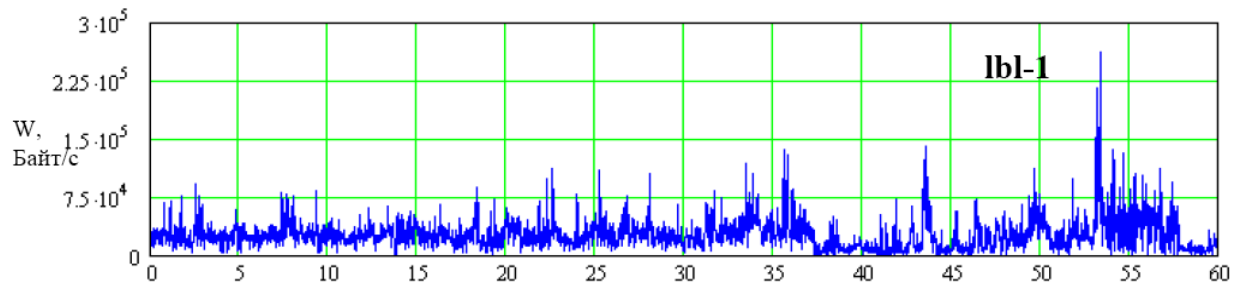
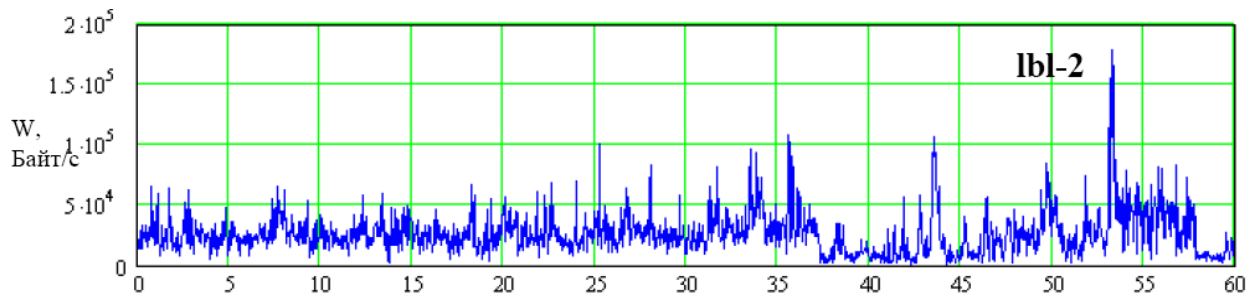
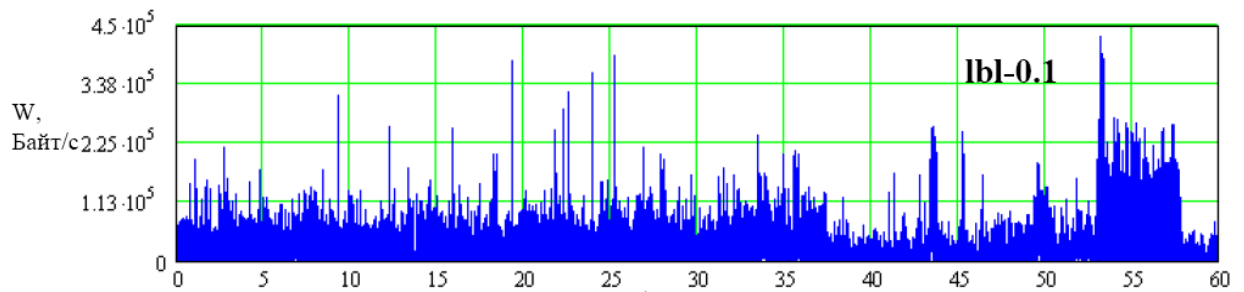
а) $\Delta T=0,1с$ $T, хв$ б) $\Delta T=1с$ $T, хв$ в) $\Delta T=2с$ $T, хв$

Рис. 1.5. Усреднені значення довжин кадрів високошвидкісного трафіку з різними інтервалами усереднювання ΔT

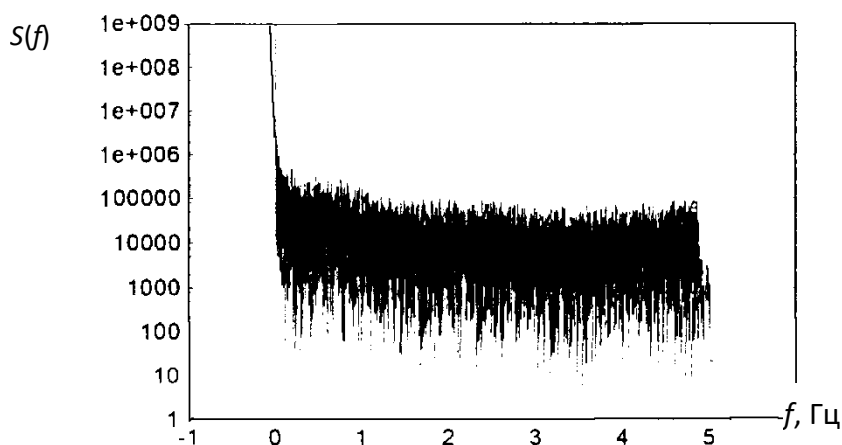
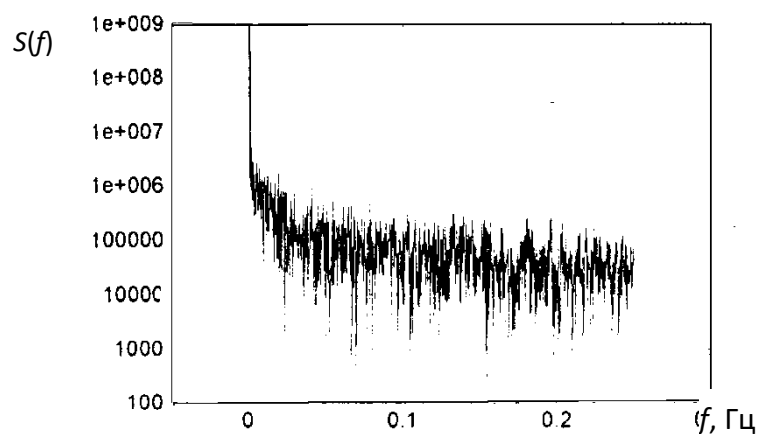
а) $\Delta T=0,1c$ б) $\Delta T=2c$

Рис. 1.6. Спектральна щільність усередненої реалізації

Незважаючи на помітні відмінності в початкових даних, закономірності, властиві самоподібним процесам, є видимими в обох випадках. Зокрема, досить яскраво виражений ефект самоподібності при змінах шкали усереднювання початкових реалізацій від 2 до 20 разів. Також помітні повільно убуваючі залежності кореляційних функцій процесів і виражені викиди спектральної щільності на нульовій частоті.

Для опису щільності ймовірності самоподібних потоків використовують розподіли з «важкими хвостами»: логарифмічно-нормальний, гамма-розподіл, розподіли Вейбулла, Парето. Останній використовується для опису

самоподібного трафіку найчастіше [100]. З усіх повільно затухаючих розподілів він описується найпростішими математичними формулами. (Звичайно, простота не може служити підставою для використання тієї або іншої моделі процесу, тому надалі необхідно буде перевіряти приналежність вибірок самоподібного процесу до генеральної сукупності з тим або іншим імовірнісним розподілом).

Вираз для щільності ймовірності розподілу Парето має такий вигляд:

$$f(x) = \frac{\alpha}{k} \left(\frac{k}{x} \right)^{\alpha+1}, \quad (1.4)$$

де k і α ($\alpha > 0$) – параметри розподілу.

Відповідно функція ймовірності

$$F(x) = 1 - \left(\frac{k}{x} \right)^{\alpha} \quad (x > k; \alpha > 0), \quad (1.5)$$

середнє значення $E[X] = \frac{\alpha}{\alpha - 1} k$, ($\alpha > 1$).

Такі специфічні характеристики властиві не тільки трафіку даних (протоколи TCP, FTP), але і сигнальному трафіку (протокол SS7), VBR-відео, Ethernet/ISDN і деяким іншим [64]. Фізично вони пояснюються високим ступенем групування пакетів на клієнтських ділянках, в маршрутизаторах і вузлах комутації інфокомунікаційних мереж. Навіть якщо джерело породжує регулярний потік пакетів, дані до споживача доставляються серіями, які перемежуються інтервалами простою. Причинами цього є обмежена швидкість роботи мережних пристроїв, недостатній об'єм буферів і ін. [64].

Крім того, самоподібний трафік має особливу структуру, що зберігається при багатократному масштабуванні, – в реалізації, як правило, присутня деяка кількість викидів при відносно невеликому середньому рівні трафіку. Із-за таких сплесків навантаження характеристики мережі також погіршуються: збільшуються втрати, затримки, джиттер пакетів при проходженні через вузли мережі [64].

Таким чином методи розрахунку вимог до мереж нових поколінь (пропускній спроможності каналів, ємності буферів і ін.) засновані на марківських моделях і формулах Ерланга, які з успіхом використовувалися при проектуванні телефонних мереж, можуть давати не виправдано оптимістичні рішення і призводити до недооцінки навантаження [64].

Для самоподібного трафіку результати класичної теорії масового обслуговування [11, 116] потрібно застосовувати з деякими обмеженнями. Враховуючи пульсуючий характер самоподібного трафіку, загалом не можна вважати потік заявок за простий, оскільки на інтервалі спостереження не виконується умова стаціонарності. Проте, виходячи з логіки надання послуг з гарантованою наскрізною якістю обслуговування *QoS*, потрібно вимагати забезпечення якості обслуговування на інтервалі будь-якої тривалості, випадково вибраному із загального сеансу передачі даних. Як на інтервалах з низькою інтенсивністю трафіку, так і на інтервалах, де спостерігаються сплески навантаження, трафік можна з достатньою для практики точністю вважати за локально-стаціонарний. Вся проблема полягає в тому, щоб визначити моменти переходу від одного інтервалу до іншого. В принципі, звичайно, можна запропонувати алгоритми адаптації до змін навантаження, наприклад, з оцінюванням кореляційних властивостей потоку даних, проте навряд чи варто чекати прийнятної точності, а, отже, і високої ефективності таких алгоритмів.

1.4. Постановка завдання дослідження

Система обслуговування комп'ютерної мережі є замкнутою динамічною системою управління якістю функціонування (ефективності) об'єкту, а результати контролю, фактично, є тією інформаційною основою, завдяки якій досягається ефективність системи обслуговування, а значить і необхідні показники функціонування об'єкту.

Постійне зростання складності мереж, що пояснюється розширенням об'єму вирішуваних завдань, підвищення вимог до ефективності функціонування, у тому

числі до рівня експлуатаційної надійності, викликають необхідність подальшого розвитку і вдосконалення систем контролю. Актуальність вирішення цієї задачі розглянемо на прикладі концепції комп'ютерної мережі масштабу корпорації і вимог по рівню готовності транспортних засобів.

Можливості комп'ютерної мережі підтримуються її архітектурою, яку можна представити у вигляді набору наступних площин (від низу до верху):

- абонентського доступу (базується на трьох можливих середовищах передачі: металевому кабелі, оптоволокну і радіоканалі);
- комутації (каналів і пакетів);
- програмного управління;
- інтелектуальних послуг;
- експлуатаційного управління.

Що стосується надійності роботи комп'ютерної мережі, то сьогодні ці вимоги дуже високі: клієнти вимагають від постачальника послуг коефіцієнта готовності транспортного сервісу не нижче 99,999% і навіть вище.

Теоретичні і прикладні питання контролю складних динамічних систем висвітлені в тому або іншому об'ємі і конкретизовані в чималій кількості робіт [16, 41, 43, 72, 85, 113, 125].

Аналіз цих робіт дозволяє зробити в плані контролю комп'ютерної мережі наступні часткові висновки про найповніше висвітлені питання:

- визначення працездатності системи по її реакції на контрольні сигнали;
- контролю об'єкту, що представляє локально зосереджену систему;
- систем контролю, що є вбудованими або знаходяться в безпосередній близькості від об'єкту контролю.

Відповідно до сучасних стандартів систем управління мережами і концепціями розвитку самих мереж виникає необхідність подальших досліджень і розробок питань по наступних напрямках.

1. Визначення стану системи в режимі її функціонування.

Особливістю контролю функціонуючої комп'ютерної мережі є наявність в ній сигнальної інформації у момент перевірки, що практично виключає використання стимулюючих сигналів для визначення її стану [50]. Ідентифікація стану такої комп'ютерної мережі може бути здійснена:

- визначенням оператора (динамічних характеристик) контрольованого елемента комп'ютерної мережі;
- оцінкою стану об'єкту по діючих збуреннях, по впливу внутрішніх шумів та завод і місць їх локалізації;
- побудовою та настроюванням еталонних моделей об'єкту.

Перший підхід відомий як ідентифікація об'єкту [88, 90]. Потрібно оцінити необхідні умови для його використання та розробити відповідні методи для застосування у даній предметній області.

Другий підхід є маловивченим, і його опрацювання представляє теоретичний інтерес. Щоб зрештою звести зміни в стані системи до дії внутрішніх і зовнішніх збурень, потрібно мати вичерпну інформацію про параметри та стан системи на досить великому (теоретично – нескінченному) інтервалі спостереження. На практиці можна отримати лише деякі асимптотичні оцінки на кінцевому інтервалі спостереження, але немає ніяких гарантій, що за цей період характеристики системи суттєво не зміняться.

Третій підхід – використання моделі, яка б адекватно відображала властивості об'єкту, для комп'ютерної мережі представляє практично нереальним завдання і в роботі не розглядається.

Оцінку стану об'єкту контролю проведемо при наступних вихідних даних.

Об'єкт вважається справним, якщо всі його параметри як основні (що характеризують виконання об'єктом своїх функцій), так і другорядні (зручність експлуатації, зовнішній вигляд і ін.) відповідають всім пред'явленим вимогам, тобто всі параметри об'єкту знаходяться в деяких заданих межах. Вихід будь-якого параметра з цих меж означає, що об'єкт несправний.

Об'єкт працездатний, якщо його основні параметри знаходяться в межах норми, і якщо об'єкт нормально виконує задані функції. Втрата працездатності називається відмовою.

У загальному випадку число станів об'єкту більше двох. Можна говорити про декілька рівнів працездатності, різні категорії відмов тощо. У кожному конкретному випадку число станів, які можна розрізнити, залежить від поставленого завдання контролю, специфіки об'єкту, характеристик і можливостей контролю і т.д. Надалі як основні стани розглядатимемо лише два: “працездатність” (“справність”) і “відмова” (“несправність”). Різновиди несправних станів (миттєва, поступова, плаваюча відмови тощо) так чи інакше зводяться до другого основного стану системи.

2. Визначення параметрів комп'ютерної мережі та поточних характеристик комп'ютерного трафіку.

Існуючі системи контролю в основному орієнтовані на перевірку локально розташованих об'єктів при знаходженні в безпосередній близькості від них. Протяжність комп'ютерної мережі і віддаленість її елементів вимагають наявності спеціальної лінії, що здійснює “запит-відповідь” в ланці “пункт контролю – елемент комп'ютерної мережі”. Це вимагає розробки таких питань роботи лінії як:

- вибір режиму опитування завантаженості мережних вузлів відповідно до ходу перевірки;

- раціональне завантаження мережі з можливістю узгодження характеристик трафіку з вибраною стратегією його регулювання та формування;

- забезпечення необхідного рівня адаптивності формувачів трафіку до степенів самоподібності.

3. Вибір стратегії пошуку перевантажень та селекції несправностей.

Вибір стратегії пошуку можливо виникаючих перевантажень та відокремлення їх від відмов в елементах комп'ютерної мережі є однією з основних операцій в організації контролю, визначаючи такі показники її роботи як:

- час, що витрачається на пошук;

- порядок перевірки елементів;
- швидкодія системи контролю;
- імовірність завершення перевірки протягом заданого часу та інші.

У роботах по автоматизації контролю наводяться алгоритми різних стратегій пошуку, у тому числі і оптимальних по тому або іншому критерію, що вимагають для своєї реалізації різних вихідних даних і математичного апарату.

У завданні забезпечення ефективності контролю елементів комп'ютерної мережі необхідно на основі аналізу алгоритмів провести вибір оптимальної стратегії пошуку, що забезпечує мінімум часу, який витрачається на виявлення і визначення місця відмови.

4. Визначення вихідних даних для оптимальної стратегії формування та регулювання трафіку.

Вихідними даними для статистичної оптимізації процесів контролю завантаженості і пошуку вузьких місць є простір перевірок, вартість (час) цих перевірок, імовірності збоїв і похибок першого і другого роду, імовірності відмов елементів комп'ютерній мережі через перевантаження.

Похибки першого і другого роду, визначувані відповідно до різних правил рішень, знаходяться в роботі з урахуванням того, що точність виміру узагальненого статистичного параметра, використововуваного для оцінки стану контрольованого об'єкту, залежить від часу спостереження.

Оцінка потенційної надійності об'єкту в умовах, коли об'єкт може містити до сотень тисяч елементів, а інформація про інтенсивність їх відмов не є повністю достовірною із-за різних чинників, вимагає непрямих імовірнісних методів визначення. Вказане завдання вирішується на основі урахування фізичних причин і схем появи відмов, використання для розрахунків конкретних реалізацій зносу аналогічної апаратури тощо.

5. Резервування як елемент усунення перевантажень.

Відновлювальні функції системи контролю передбачають визначення шляхів усунення перевантажень.

Для надійної передачі повідомлень необхідно передбачити наявність вибраного по тих або інших критеріях маршруту й можливість перенесення сигнального трафіку на інші маршрути або мережні сегменти. В той же час наявність додаткових каналів для надійної передачі повідомлень наводить до збільшення витрат як на використання комп'ютерної мережі, так і її вміст і експлуатацію.

Розглядаючи додаткові канали (ділянки комп'ютерної мережі) як резервні, які вводяться для підвищення надійності, треба вирішити завдання визначення структури комп'ютерної мережі (наявність додаткових каналів), при якій забезпечувалися б мінімальні витрати при використанні резервних ділянок за умови, що результуючий показник надійності був би не нижче необхідної величини.

Висновки до розділу 1

1. Потрібність і місце комп'ютерних і телекомунікаційних мереж у всіх галузях народного господарства визначає вимоги по забезпеченню високої надійності їх функціонування. Однією з умов виконання цієї вимоги є ефективне управління ресурсами мереж, контроль стану комп'ютерної мережі в цілому і її елементів.

2. Сучасні стандарти управління мережами як одна з головних функцій має функцію усунення несправності, яка забезпечує можливості виявлення, визначення місця появи перевантаження в комп'ютерній мережі, їх реєстрацію, доведення відповідної інформації до обслуговуючого персоналу, видачу рекомендацій по усуненню перевантажень.

3. Корпоративні комп'ютерні мережі, інформаційно-обчислювальні системи і мережі нових поколінь – конвергентні, мультисервісні, інтелектуальні, – надзвичайно розширюють можливості інформаційного обміну, проте породжують і безліч нових проблем. Необхідність поєднання в одних мережних пристроях і

вузлах нових технологій передачі даних з існуючими вимагає досконалих і досить складних технологічних і алгоритмічних рішень.

4. Перерозподіл співвідношення різних видів трафіку призводить до змін його статистичних характеристик, які необхідно враховувати при обґрунтуванні вимог до апаратури комутації і управління. Гіпотеза самоподібності пакетного трафіку підтверджена теоретично і експериментально, проте, дослідження в цьому напрямі далеко не завершені. Наприклад, залишається відкритим питання: чи справедлива ця гіпотеза на інтервалах, тривалість яких порівнянна з тривалістю інтервалів оцінювання миттєвої пропускної спроможності комутаційного вузла (КВ).

5. Просте нарощування (буферної) пам'яті і продуктивності КВ не може дати довготривалого ефекту без розробки нових алгоритмів оптимальної обробки і передачі трафіку: перерозподілу, сегментації, адаптації до зміни характеристик. Для забезпечення необхідної ефективності функціонування мережі і якості обслуговування необхідний постійний контроль пропускної спроможності і запобігання перевантаженням на окремих фрагментах і у всій мережі

6. Надалі необхідно розглянути методи запобігання перевантаженням КВ шляхом розпаралелювання процесу обробки: розділення змішаного вхідного трафіку на окремі потоки залежно від їх пріоритетності і толерантності до затримок та формування потоків трафіку з метою усунення сплесків його інтенсивності.

РОЗДІЛ 2. МЕТОДИ МОНІТОРИНГУ І АНАЛІЗУ МЕРЕЖЕВОГО ОБЛАДНАННЯ ДЛЯ ВИРІШЕННЯ ЗАДАЧ УПРАВЛІННЯ ХАРАКТЕРИСТИКАМИ МЕРЕЖ

2.1. Ієрархія і рівні функціонування телекомунікаційної мережі

Докладний аналіз цієї проблеми проведений у [125]. Ґрунтуючись на цій фундаментальній роботі, наведемо деякі результати даного дослідження стосовно проблеми усунення перевантажень шляхом вибору оптимальних маршрутів доставки мультимедійної інформації.

В даний час практично доведено, що ефективно спроектована телекомунікаційна мережа має ієрархічну структуру, кожен рівень якої реалізує конкретну мету функціонування і виконує окремі задачі. Замість класичного поділу мереж зв'язку на первинну мережу і вторинні мережі сучасна архітектура комп'ютерних мереж включає в себе чотири рівні:

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

При використанні *IMS* виникає можливість для традиційних телефонних операторів, операторів мобільного зв'язку та сервіс-провайдерів 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 в традиційному Інтернет-сервісі. Однак *IMS* може ефективно працювати тільки в "чистих" *IP*-мережах. Тому *IMS* необхідно розглядати як еволюційний розвиток обладнання *Softswitch*.

Хоча найбільш повну інформацію про стан мережі можна отримати при централізованому способі управління, проте для складних мереж величезна кількість накопиченої інформації в одному центрі вимагатиме використання

високопродуктивних серверів, високої кваліфікації адміністраторів та збільшить вразливість системи. Використання ієрархічної архітектури дає можливість застосувати розподілене управління, при якому частина функцій керування здійснюється в автономних сегментах, а інші зосереджені в центральному вузлі. Тоді завдання управління поділяється на часткові задачі управління автономними сегментами. Переваги такого підходу очевидні: скорочення об'ємів службової інформації та відповідно затримок сигналів управління, зменшення вимог до продуктивності обладнання.

В загальному вигляді маршрутизація включає в себе два компоненти: визначення оптимальних трактів і транспортування інформаційних пакетів. Для реалізації процесу визначення оптимального маршруту алгоритми маршрутизації ініціалізують і підтримують таблиці маршрутизації, в яких міститься маршрутна інформація. Розмір таблиць маршрутів, підтримуваних маршрутизаторами, збільшується пропорційно збільшенню розмірів мережі. При цьому потрібна не тільки більша кількість пам'яті для зберігання цієї таблиці, але і більший час центрального процесора для її обробки. Крім того, зростає розмір службових пакетів, якими обмінюються маршрутизатори, що збільшує навантаження на лінії. У певний момент мережа може вирости до таких розмірів, при яких перестане бути можливим зберігання на маршрутизаторах записів про інші маршрутизатори. Тому у великих мережах маршрутизація повинна здійснюватися ієрархічно, як це робиться в телефонних мережах.

При використанні ієрархічної маршрутизації маршрутизатори розбиваються на окремі області, так звані регіони. Кожен маршрутизатор знає всі деталі вибору маршрутів в межах своєї області, але йому нічого не відомо про внутрішню побудову інших регіонів. При об'єднанні декількох мереж природно розглядати їх як окремі регіони, при цьому маршрутизатори однієї мережі звільняються від необхідності знати топологію інших мереж.

У дуже великих мережах дворівневої ієрархії може бути недостатньо. Можливо потрібно буде групувати регіони в кластери, кластери в зони, зони в групи, і так далі.

На рис. 2.1 приведений кількісний приклад маршрутизації в дворівневій ієрархії з п'ятьма регіонами. Повна таблиця маршрутизатора 1A, як показано на рис. 2.1,б, складається із 17 записів. При використанні ієрархічної маршрутизації, як показано на рис. 2.1,в, таблиця, як і раніше, містить відомості про всі локальні маршрутизатори, але записи про решту всіх регіонів концентруються в межах одного маршрутизатора, тому трафік в другий регіон як і раніше піде по лінії 1B – 2A, а в решту всіх регіонів – по лінії 1C – 3B. При ієрархічній маршрутизації розмір таблиці маршрутів зменшується з 17 до 7 рядків. Чим більші вибираються регіони, тим більше економиться місця в таблиці.

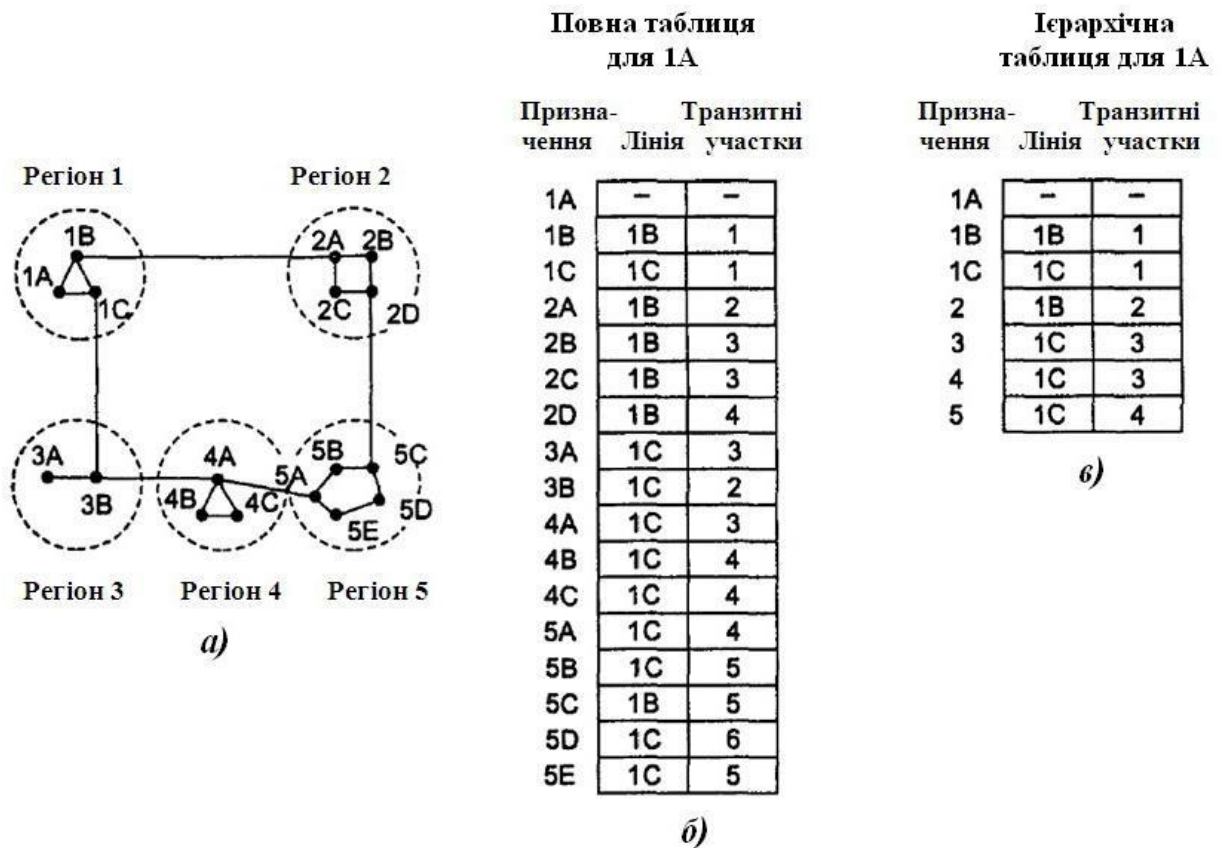


Рис. 2.1 Ієрархічна маршрутизація

На жаль, цей виграв пам'яті не дістається безкоштовно. Платою за зменшення розмірів таблиці маршрутів є збільшення довжини шляху. Наприклад,

найкращий маршрут від 1А до 5С проходить через регіон 2, однак при використанні ієрархічної маршрутизації весь трафік в регіон 5 спрямовується через регіон 3, оскільки так краще для більшості адресатів в регіоні 5.

Коли єдина мережа стає надто великою, виникає цікаве питання: скільки рівнів повинна мати ієрархія? Для прикладу розглянемо підмережу із 720 маршрутизаторами. Якщо ієрархії немає, то кожному маршрутизатору необхідно підтримувати таблицю із 720 рядків. Якщо підмережу розбити на 24 регіони по 30 маршрутизаторів в кожному регіоні, тоді кожному маршрутизатору буде потрібно 30 локальних записів плюс 23 записи про віддалені регіони, разом 53 записи. При виборі трирівневої ієрархії, що складається з 8 кластерів по 9 регіонів із 10 маршрутизаторів, кожному маршрутизатору знадобиться 10 рядків в таблиці для локальних маршрутизаторів, 8 рядків для маршрутизації в інші регіони в межах свого кластера, плюс 7 рядків для віддалених кластерів, разом 25 рядків. У роботі [KE1] показано, що оптимальна кількість рівнів ієрархії для підмережі, що складається з N маршрутизаторів, дорівнює за визначенням $m \cdot \ln N$. Отже, потрібно буде число l_n записів для кожного маршрутизатора, яке дорівнює $l_n = mN^{1/m} = e \ln N$, $e = 2,718281828$. Там же показано, що збільшення довжини ефективного середнього шляху, що викликане ієрархічною маршрутизацією, досить мале і зазвичай є прийнятним.

Переваги застосування ієрархічної маршрутизації є очевидними:

- здійснюється розділення однієї великої задачі на декілька менших, кожна з яких може бути вирішена окремо від інших;
- ефективно зменшується розмір ділянки мережі, на який впливає зміна його топології, внесення додаткових елементів і маршрутів в мережу або їх реорганізація;
- дозволяє зменшити загальний об'єм інформації, яку повинен обробити кожен маршрутизатор.

Ієрархічну маршрутизацію забезпечують сучасні інформаційні технології, а саме – протоколи маршрутизації RIP, OSPF, IGRP та інші.

Перш ніж перейти до розгляду окремих алгоритмів, слід привести якісь загальні положення, що описують оптимальні маршрути, незалежно від топології або трафіку. Такою основоположною ідеєю є принцип оптимальності. Відповідно до цього принципу, якщо маршрутизатор B розташовується на оптимальному маршруті від маршрутизатора A до маршрутизатора C , то оптимальний маршрут від маршрутизатора B до маршрутизатора C збігається з частиною першого маршруту. Щоб переконатися в цьому, позначимо частину маршруту від маршрутизатора A до маршрутизатора B як r_1 , а решту частини маршруту – r_2 . Якби існував більш оптимальний маршрут від маршрутизатора B до маршрутизатора C ніж r_2 , то його можна було об'єднати з r_1 , щоб поліпшити маршрут від маршрутизатора A до маршрутизатора C , що протирічить первинному твердженню про те, що маршрут $r_1 \rightarrow r_2$ є оптимальним.

Прямим наслідком принципу оптимальності є можливість розгляду множини оптимальних маршрутів від усіх джерел до приймачів у вигляді дерева. Таке дерево називається вхідним деревом. Воно зображене на рис. 2.2. Відстані вимірюються кількістю транзитних ділянок. Звернемо увагу на те, що вхідне дерево не обов'язково є унікальним. У однієї мережі можуть існувати декілька вхідних дерев з однаковими довжинами шляхів. Мета всіх алгоритмів вибору маршрутів полягає в обчисленні і використанні вхідних дерев для всіх маршрутизаторів.

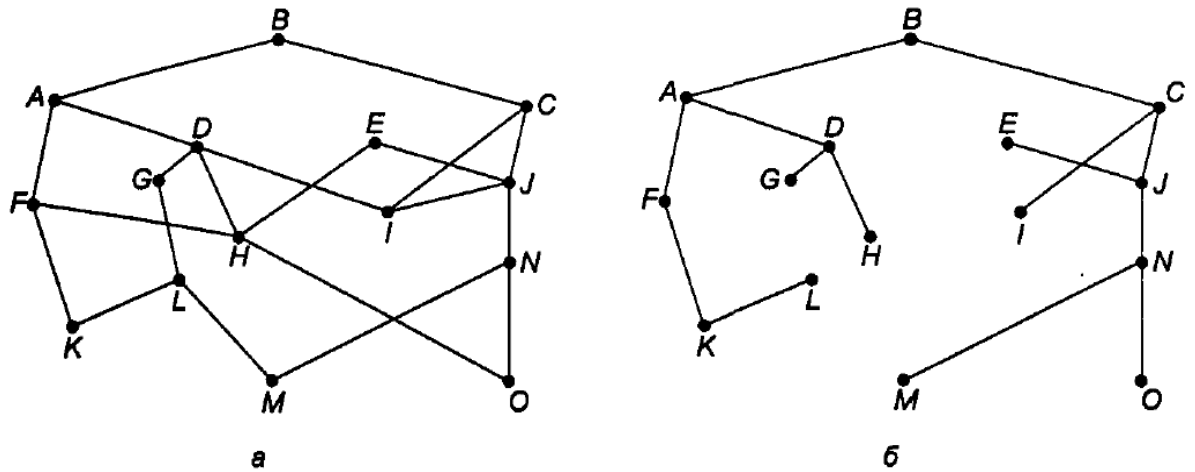


Рис. 2.2 Підмережа (а); вхідне дерево для маршрутизатора (б)

Оскільки вхідне дерево дійсно є деревом, воно не містить петель, тому кожен пакет буде доставлений за скінченне і обмежене число пересилок. На практиці все це не так просто. Лінії зв'язку і маршрутизатори можуть виходити з ладу і знову з'являтися в мережі під час виконання операції, тому в різних маршрутизаторів можуть виникати різні уявлення про поточну топологію мережі. Крім того, ми обійшли питання про те, чи збирає маршрутизатор інформацію для обчислення вхідного дерева сам, чи ця інформація якимсь іншим чином надходить до нього. Проте, принцип оптимальності і вхідне дерево – це ті точки відліку, відносно яких можна визначати ефективність різних алгоритмів маршрутизації.

Алгоритм маршрутизації повинен також володіти певною стійкістю. Існують алгоритми вибору маршруту, які ніколи не приходять в стан рівноваги, незалежно від того, як довго вони працюють. Такі цілі, як справедливість і оптимальність, можуть здаватися очевидними – навряд чи хто-небудь стане заперечувати проти них, – проте вони часто виявляються суперечливими або навіть взаємовиключними.

Для прикладу розглянемо ситуацію, показану на рис. 2.3. Припустимо, що трафік між станціями A і A' , B і B' , а також C і C' настільки інтенсивний, що горизонтальні лінії зв'язку виявляються повністю насиченими. Щоб максимізувати загальний потік даних, трафік між станціями X і X' слід було б

зовсім відключити. Проте станції X і X' , скоріш за все, мають іншу точку зору з даного питання. Очевидно, необхідний компроміс між справедливим виділенням трафіку всім станціям і оптимальним використанням каналу в глобальному сенсі.

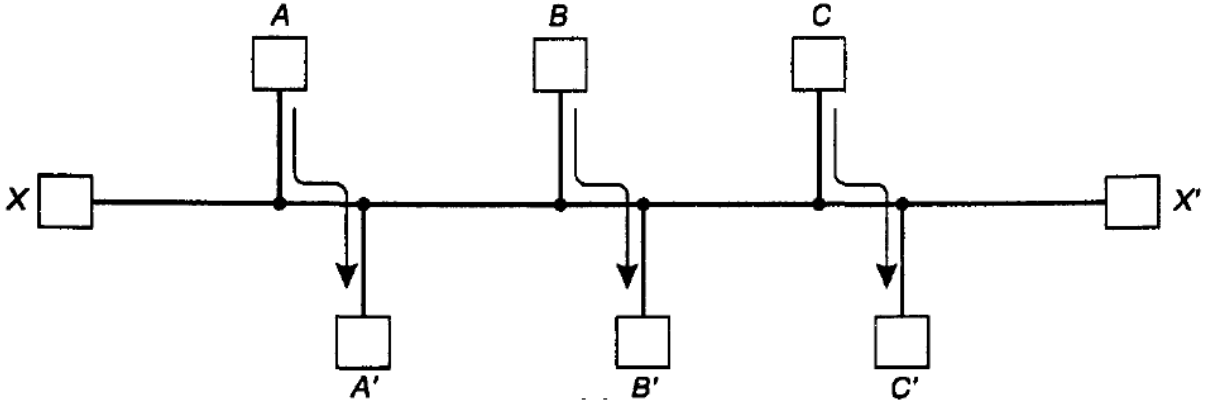


Рис. 2.3 Конфлікт справедливості и оптимальності

2.2. Завдання вибору алгоритму маршрутизації у телекомунікаційній мережі

Маршрутизація – це простий процес у обчисленнях, який використовується для пошуку найкращого шляху в мережі та зазвичай виконується в різних типах мереж, включаючи транспортні мережі, мережі даних, такі як Інтернет, а також у телефонних мережах. Найпоширенішим місцем застосування концепції маршрутизації є мережі комутації пакетів, де маршрутизація використовує доступні проміжні вузли для спрямування будь-якого пересилання пакетів, при цьому проміжні вузли, які використовуються як середовище, зазвичай є жорсткими пристроями, такими як мости, шлюзи, брандмауери, комутатори та маршрутизатори.

Існуючі рішення підвищення якості обслуговування телекомунікаційних систем зазвичай орієнтовані на обслуговування певних типів даних. Показано, що методи статичної маршрутизації - використання одного і того ж маршруту для декількох сеансів зв'язку, можуть призвести до погіршення продуктивності в мережі у вигляді серйозної втрати інформації через перевантаження. Другий тип маршрутизації — це адаптивна система маршрутизації, яка широко

використовується в Інтернеті, і вона також відома як динамічна маршрутизація. Розрахунок динамічних маршрутів здійснюється за алгоритмами найкоротшого шляху, Дейкстри, Беллмана-Форда, що знімають частину проблем, хоча є досить ресурсоемним процесом і вимагає значного резервування пропускну здатності мережі.

Проте використання багатошляхової передачі не вирішує всіх завдань, а й створює нові проблеми: алгоритми маршрутизації, вирішуючи завдання пошуку найкоротшого шляху для зміни маршруту потоку, якість передавання якого є незадовільною, не враховують клас сервісу потоків даних з різними вимогами до якості передавання. Тобто потік, чутливий до розриву з'єднання може бути розірваний на кілька шляхів, або потоки нижчого класу займуть канали з найвищою якістю обслуговування. Крім того, в моменти зміни напрямку відбувається додаткова затримка пакетів або зміна черги їх проходження, оскільки рішення про перемаршрутизацію зажить від інтервалу опитування стану вузлів центром керування (в середньому 1 хв). При високому завантаженні каналу система буде реагувати з значним запізненням, частина пакетів буде відкинута і повинна передаватися повторно.

У роботі розглянута математична модель алгоритму альтернативної маршрутизації, яка більш повно використовує ресурси мережі передачі даних в порівнянні з фіксованою маршрутизацією.

Розглянута наступна модель мережі. Мережа складається з N вузлів комутації і M ліній зв'язку. Зроблені наступні спрощуючі припущення щодо початкових умов функціонування мережного сегменту:

- ймовірностями фізичних відмов ліній зв'язку на інтервалі спостереження можна нехтувати;
- завадостійкість ліній зв'язку достатньо висока, так що помилки, спотворення і повторні передачі розглядаються як рідкісні явища на інтервалі спостереження;

- вузли комутації мають пам'ять достатньо великого об'єму, так, що ймовірність скидання пакетів із-за обмеженого об'єму є величиною другого порядку малості;
- час обробки у вузлах комутації незначний і ним можна нехтувати;
- довжини повідомлень незалежні і розподілені по показниковому закону із середнім значенням $1/\mu$ [байт];
- всі повідомлення фрагментуються на пакети постійної довжини (576 байт в чистих IP-мережах, 53 байти в мережах АТМ і так далі);
- трафік, що поступає в мережу, складається з повідомлень, що мають однаковий пріоритет, і утворює потік з миттєвою інтенсивністю λ_{ij} [повідомлень/с] для повідомлень, що виникають у вузлі i і призначених вузлу j ;
- кожна лінія зв'язку є єдиним дуплексним каналом зв'язку з пропускнуою спроможністю, рівною d_{kl} , [байт/с] ((k,l) – лінія зв'язку між вузлами); якщо лінія зв'язку між вузлами k і l відсутня, то $d_{kl} = 0$.

У припущенні локальної стаціонарності потоку на інтервалі спостереження можна застосувати формулу Літтла, що дозволить отримати вираз для миттєвих затримок повідомлень в мережі. В цьому випадку середній на інтервалі локальної стаціонарності час перебування повідомлень в лінії (k,l) , що складається з часу передачі повідомлення $1/\mu_{kl}(t)$ і часу очікування в черзі $\tau_{q,kl}$ визначається за наступною формулою: $t_{kl} = 1/\mu_{kl}(t) + \tau_{q,kl}$.

Вплив виникаючих нестаціонарностей можна врахувати шляхом введення так званої миттєвої інтенсивності потоку, як межі

$$\lambda(t_0) = \lim_{t \rightarrow t_0} \frac{\lambda(t_0, t)}{t - t_0}, \quad (2.1)$$

де t – проміжок часу, на якому інтенсивність потоку вважається за постійну;
 t_0 – початок цього проміжку.

Якщо, наприклад, інтенсивність потоку із зростанням t прагне до постійного значення λ , то для таких потоків справедливі всі зроблені вище припущення.

Тому, в припущенні локальної стаціонарності потоку на інтервалі спостереження, опираючись на приведені вище припущення, можна прийняти, що середня затримка T може розглядатися як випадкова функція з постійними значеннями на інтервалах локальної стаціонарності процесу передачі, тобто, по суті, як ланцюг Маркова. В даному випадку модель мережі зводиться до моделі, в якій кожна лінія зв'язку розглядається як незалежна система масового обслуговування типу $M/M/1$ (по класифікації Кендалла).

Розглянемо модель мережного сегменту (рис. 2.4) [73]:

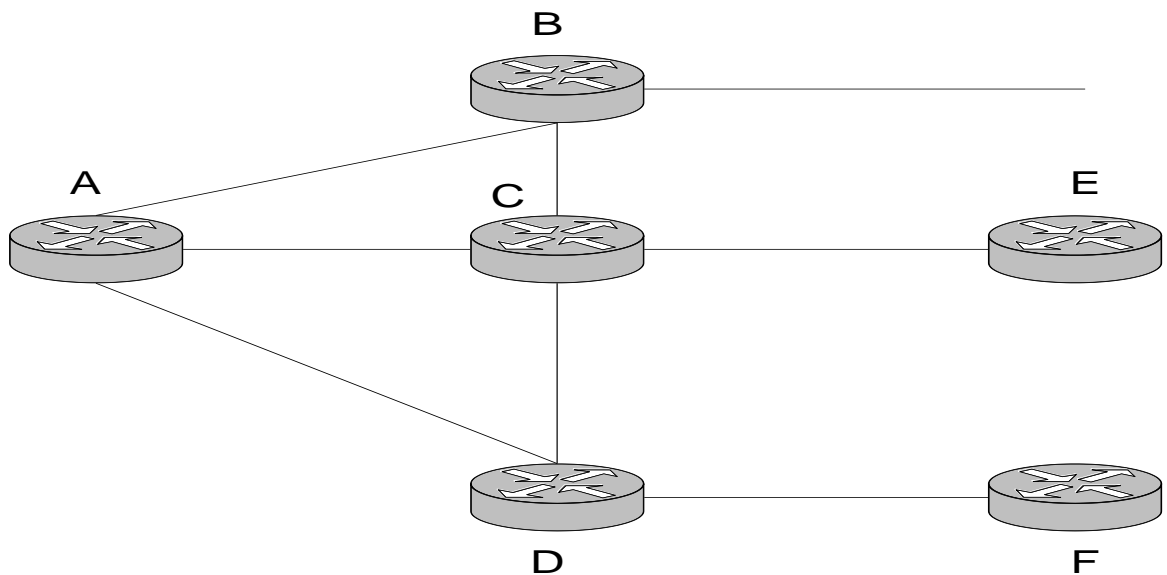


Рис.2.4 Умовна схема мережного сегменту. А,В,С,Д,Е,Ф,Г – програмні чи апаратні маршрутизатори

Кожен з маршрутизаторів має буфер певного розміру. Розмір вибирається з врахуванням апаратних обмежень та з тих міркувань, що немає сенсу тримати пакети в черзі надто довго, голосові пакети краще відкинути і відправити запит на повторне пересилання, якщо вони затримуються на 200мс. Якщо маршрутизатор не завантажений, утилізація буферів біля нуля і вони успішно амортизують короточасні викиди навантаження. Однак, при великій кількості запитів, виникають затримки у проходженні пакету через маршрутизатор. Як наслідок –

перевищення часу очікування пакету більше, ніж тайм-аут і виникнення дублікатів пакетів [73]. Хронічна утилізація більше 20-30% вимагає застосовувати засоби управління трафіком.

В сучасних мережах пропускна здатність каналу є досить сталою величиною. Тому не враховуємо вплив пропускної здатності каналу на відносний час передачі пакетів. Отже, першим параметром, за яким можна судити про завантаженість мережі, є час затримки пакету в буфері маршрутизатора.

Для розуміння процесу розглянемо роботу буфера маршрутизатора. Маршрутизуючи пакети, система повинна мати деякий простір пам'яті для тимчасового збереження пакетів. Звичайно, для цього створюються буфери пам'яті, у яких зберігаються пакети, що надходять, поки система вирішує, куди їх переправити. Оскільки вся ідея операційної системи полягає в маршрутизації пакетів, для роботи з буфером пакетів існує спеціальний менеджер пакетного буфера (*packet buffer manager*). Він використовується системою для створення і наступного керування набором множин буферів. Буфери в таких множинах пам'яті мають загальну назву – системні буфери [73].

Менеджер буферного набору надає зручний спосіб маніпуляції набором (чи множиною) буферів визначеного розміру. Незважаючи на те, що менеджер буферного набору може використовуватися для керування будь-яким видом буферних наборів, переважно він застосовується для маніпуляції з буфером пакетів.

Ресурси пам'яті для буферизації пакетів створюються шляхом виділення пам'яті з набору (наприклад, процесорного чи пам'яті пристроїв введення-виведення). Для того щоб створити набір, менеджер пакетного буфера вимагає в менеджера буферної пам'яті виділити блок пам'яті і потім розділяє його на буфери. Менеджер пакетного буфера створює список усіх вільних буферів для їхнього наступного заповнення й звільнення.

Набори пакетного буфера можуть бути або статичними, або динамічними. Статичний набір створюється з фіксованою кількістю буферів, тобто далі по ходу

роботи додаткові буфери не виділяються. Динамічні набори створюються з мінімальною кількістю буферів (названі постійними буферами) з можливістю подальшого створення й видалення додаткових буферів. При необхідності розширення динамічної області буферної пам'яті менеджер пам'яті намагається негайно задовольнити запит на розширення. Якщо ж негайно розширити пам'ять не вдається, запит на розширення обробляється пізніше фоновим процесом.

Набори пакетного буфера можуть бути загальними або локальними. Загальні набори, як впливає з їхньої назви, можуть використовуватися будь-яким системним процесом. Локальні набори використовуються лише процесом, для якого ресурс пам'яті був створений [72].

У разі, коли зростає навантаження, пакети починають розміщуватися в буферній пам'яті мережних вузлів, що приводить до затримок. Якщо буфер маршрутизатора (комутатора) 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, “нетерплячі” пакети з малим часом тайм-ауту просто покидають чергу. По-друге, “терплячі” пакети можуть вийти з черги із затримкою, що також перевищила час тайм-ауту. І в тому, в іншому випадку відбудуться повторні передачі пакетів, що дасть додаткове навантаження на мережу [73].

Ось лише деякі проблеми, які можуть виникнути через перевантажену мережу:

- уповільнення доставки пакетів даних;
- тайм-аути, через які пакети даних скидаються;
- підключені пристрої не можуть спілкуватися один з одним;
- нездатність нових пристроїв приєднатися до мережі або для клієнтів зв'язатися з компанією для обробки послуг або ділових операцій.

Найгірший сценарій може статися, коли перевантаження мережі не буде усунуто вчасно та призведе до повного краху комунікаційних і обробних можливостей мережі, що призведе до значних втрат.

2.3 Методи селекції перевантажень та відмов мережних вузлів

Як було сказано вище, стан перевантаження зазвичай виникає, коли навантаження трафіку на певному вузлі перевищує доступну ємність буфера цього вузла. В будь-якому випадку, виявлення перевантажень - це механізм, який, як правило, ініціює процедуру запуску управлінської політики. Крім того, типовими симптомами перевантаження є: надмірна затримка пакетів, втрата пакетів і повторна передача. Отже, рішення про виявлення перевантажень як на вузлі, так і на рівні каналу в режимі реального часу є дуже важливим. Крім того, необхідно врахувати необхідність застосування управління на основі прогнозування поведінки трафіку для уникнення критичних ситуацій. Рішення про виявлення перевантажень можуть ґрунтуватися на оцінці наступних параметрів [114]:

1. Фактор часу.

При проведенні статистичних оцінок трафіку для великого кола користувачів можна виявити години рівномірного споживання мережевих ресурсів та пікових навантажень, коли імовірність появи відмов стає значимою. Проте використання окремих додатків і служб мережі користувачами змінюється надзвичайно динамічно і важко піддається прогнозуванню. Отже, необхідно зауважити, що кореляція між часом доби і перевантаженнями мережі є незначною.

2. Порогові значення кількості одночасних користувачів

Цей підхід підраховує кількість користувачів одночасно на ресурсі чи посиранні і на відміну від попереднього використовує реальну інформацію про активність в мережі, проте результатом може бути лише припущення, що мережа є перевантажена. Застосування управлінської політики обмеження трафіку на

основі лише таких даних не дасть пропорційного і розумного ефекту та не виправдано обмежить можливості користувачів.

3. Порогові значення смуги пропускання

У цьому підході перевантаження визначається при перевищенні певного рівня пропускної здатності. Для такого підходу є необхідність встановлення індивідуального порогу пропускної здатності для кожного посилання, що веде до деякого зниження якості надання послуги.

Адже, незважаючи на те, що пропускна спроможність має високу кореляцію зі зниженням рівня якості, можливе існування випадків, коли посилання чи ресурс мають максимальну пропускну здатність, не викликаючи зниження QoS користувачів і використання політики обмеження трафіку не є доцільним. Однак найкритичнішим є те що неможливо підібрати поріг, який гарантовано буде нижчим за точку, в якій починається застійний колапс (у випадку вибору мінімальних значень управління перевантаженням буде спрацьовувати без поважних причин).

4. Динамічна ємність вузлів мережі

У мережах різнорідного трафіку параметри точки, в якій мережевий вузол починає швидко занурюватися в застійний колапс, завжди змінюються з часом, оскільки потужність ресурсу змінюється залежно від багатьох зовнішніх умов. Тому спочатку пропонується контролювати рівень заповнення буфера, поки він не досягне 70% загальної ємності, як це представлено наступним рівнянням:

$$C_r > 0,03 * C_{max} \text{ чи } C_c < 0,07 * C_{max}; \quad (2.2)$$

де C_r , C_c , C_{max} – залишкова, споживана і максимальна ємність буферу.

5. Отримана якість послуг

Найкращий спосіб викликати управління перевантаженнями - це безпосередньо виміряти самі перевантаження (на відміну від умови, з якими вони корелюють). Однак, в даний час не існує стандартизованої методології для таких вимірювань. Пропонується вимірювання параметрів, що мають найкращу кореляцію з перевантаженістю мережі. Найпростішим є параметр Access round

trip time (aRTT) — час, витрачений на відправку сигналу, плюс час, який потрібен для підтвердження, що сигнал був отриманий, або час затримки, передачі сигналу між двома точками. Відомо, що aRTT не тільки різко зростає, коли з'являються затори, але він також має високу кореляцію з оцінками якості абонентів. Ці вимірювання можуть бути здійснені для кожного TCP-з'єднання та розгорнуті для кожного абонента та рівня доступу, а оцінка статистичного розподілу вимірювань вибірки aRTT для багатьох абонентів та потоків робить aRTT дуже хорошим показником оцінки якості роботи мережі.

Проте всі ці оцінки є певною мірою частковими і суб'єктивними. Сформуємо стратегію пошуку перевантажень за інформаційним критерієм.

Вичерпний виклад принципів побудови корпоративних комп'ютерних мереж різних модифікацій, методів апаратної реалізації і оцінка продуктивності дані в роботах [109, 125]. За основу аналізу часових характеристик роботи мережі узяті моделі рівномірного або геометричного [101] розподілів імовірності відправки пакету кожним термінальним вузлом автономного сегменту мережі. Звісно, не всі станції в мережі є статистично однорідними. Під цим мається на увазі неоднаковий розподіл імовірності довжин пакетів, вибраних кожною станцією з черги. У разі змішаної (гетерогенної) мережі пропонується кожному пристрою надавати в трафіку приблизно рівний часовий інтервал.

У спеціалізованих мережах дані припущення виконуються не повною мірою. Як відмічалось вище, трафік мережі, як правило, є різнорідним (мова, відео, дані) і самоподібним за своєю природою [99]. Його статистичні характеристики вже не можуть бути описані розподілами експоненціального сімейства. В цьому випадку використовуються розподіли з так званими «важкими хвостами» (Парето, Вейбулла, гамма- і бета-розподіли).

Для оцінювання характеристик продуктивності гетерогенних складених мереж, в яких циркулює різнорідний самоподібний трафік, необхідно застосовувати непараметричні методи. Як нижній поріг продуктивності можна

одержувати деякі асимптотичні порівняльні оцінки, наприклад, інформаційно-ентропійні міри даних розподілів імовірності [102].

Як наголошувалося вище, найзагальнішою мірою оцінки ефективності передавання інформації для розподілів імовірності, що належать, принаймні, до одного типу (у даному випадку – до дискретного типу), є ентропія. Поняття ентропії це універсальна характеристика (міра) хаосу / упорядкованості системи: Ентропія – це фундаментальна властивість складної системи, що складається з багатьох елементів, поведінка яких характеризується випадковістю. Оскільки ентропія зростає при зростанні ступеня невпорядкованості та невизначеності стану системи, то її зростання може служити індикатором посилення нестабільності, ослаблення прогнозованості поведінки системи і інструментом запуску управлінської політики регулювання потоків трафіку з метою стабілізації параметрів якості роботи мережі. До плюсів такого підходу відносяться:

1. Масштабованість. Запропоновані методи здатні використовувати агреговані дані (наприклад, записи Netflow), що робить можливим використання в будь-яких складних і високонавантажених мережах.

2. Чутливість до змін розподілу характеристик трафіку. Ентропійний підхід допомагає зреагувати на аномалію, і в тих випадках, коли такі класичні характеристики трафіку, як packets rate (grps) не виявляють значної аномальної поведінки (тобто, здатний виявляти атаки з низьким відносним packets rate).

3. Легкість реалізації та доступна інтерпретація.

Якщо дана дискретна випадкова величина, що приймає n значень з імовірностями p_1, p_2, \dots, p_n , то ентропія Шенона та нормалізована ентропія будуть мати вигляд відповідно:

$$H = \sum_{i=1}^n \left(p_i \ln \frac{1}{p_i} \right), H_0 = \frac{H}{\log n}. \quad (2.3.)$$

Наведемо порівняльні ентропійні характеристики модельних розподілів [93, 122].

1. Для повністю детермінованих систем $H=0$.

2. Рівномірно розподілена на $[-a, a]$ випадкова величина має найвищу ентропію серед всіх випадкових величин, розподілених на $[-a, a]$. Отже, максимальна ентропія характеризує ідеальний стан системи з рівномірним розподілом потоків даних.

3. Показниковий розподіл з параметром λ має найбільшу ентропію серед всіх розподілів, визначених на півосі $[0, \infty]$ з математичним сподіванням λ .

4. Ентропія дискретного джерела завжди позитивна. Диференціальна ентропія $H(x)$ на відміну від ентропії джерел дискретних повідомлень може приймати позитивні, негативні і нульові значення. Диференціальна ентропія на відміну від звичної ентропії дискретного джерела не є мірою власної інформації, що міститься в ансамблі значень випадкової величини. Вона залежить від масштабу x і може приймати негативні значення, тому що інформаційний сенс має не абсолютне значення диференціальної ентропії, а різниця двох диференціальних ентропій, чим і пояснюється її назва.

5. Диференціальна ентропія не міняється при зміні всіх можливих значень випадкової величини на постійну величину. Дійсно, масштаб x при цьому не міняється, і справедлива рівність

$$h(x + C) = - \int_{-\infty}^{\infty} w(x + C) \log_2 w(x + C) d(x + C) = - \int_{-\infty}^{\infty} w(x) \log_2 w(x) dx \quad (2.4.)$$

З цього виходить, що вона не залежить від математичного очікування випадкової величини, оскільки змінюючи всі значення x на $x + C$, ми тим самим змінюємо на C і її середнє, тобто математичне очікування.

Диференціальна ентропія адитивна, тобто для об'єднання $x \cup y$ незалежних випадкових величин x і y справедлива рівність: $H(x \cup y) = H(x) + H(y)$. Доказ цієї властивості аналогічний доказу властивості адитивності звичайної ентропії.

Для порівняння результатів моделей [95] і [97] розглянемо інформаційні характеристики модельних розподілів. У разі геометричного розподілу проводимо

незалежні передавання пакету випробування до появи "успіху". Для обчислення ентропії $H_G(x)$ складемо діаграму станів з імовірністю «успіху» $p < 1$ і «неуспіху» $q < 1$. Очевидно, $p + q = 1$.

Система знаходиться в початковому стані s_0 . Досягши успіху вона переходить в неповоротний (поглинаючий) стан s_f (рис. 2.4). Таким чином, випадковий процес є не транзитивним (не переходним в попередній стан).

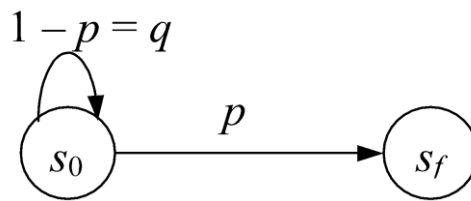


Рис. 2.4 – Стани системи

Граф переходів має вигляд, показаний на рис. 2.5.

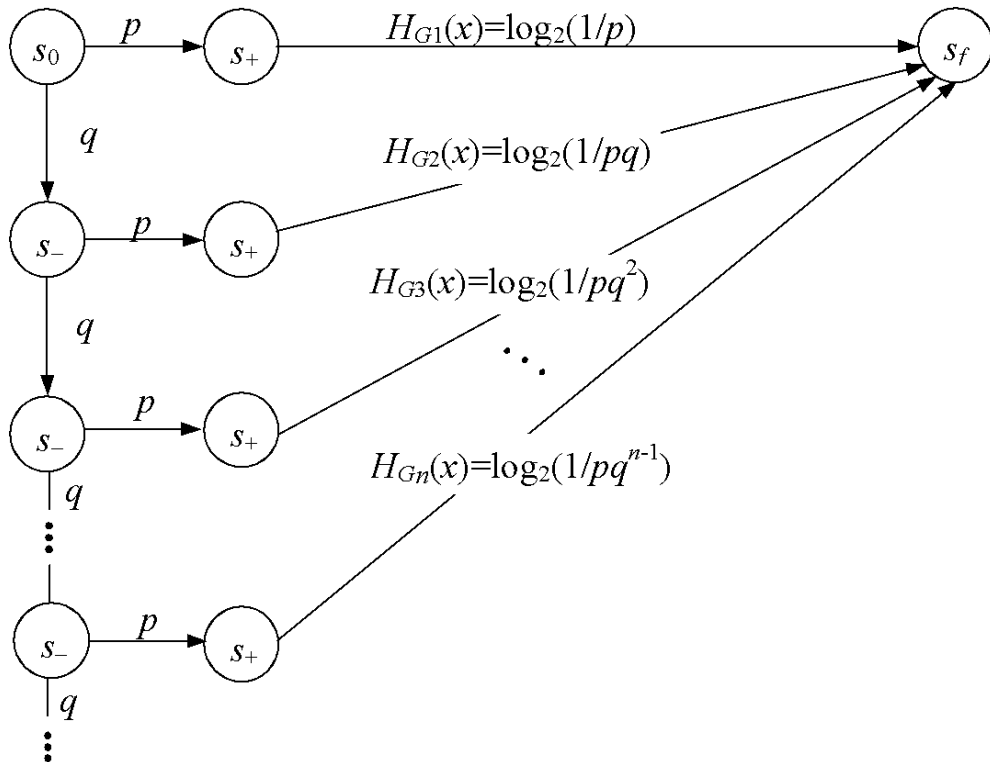


Рис. 2.5 – Граф переходів

s_+ – перехідний стан при успіху випробування;

s_- – перехідний стан при неуспіху випробування;

$H_{G_i}(x)$, $i = 1, 2, \dots, n, \dots$ – ентропія розподілу при досягненні успіху на i -у кроці.

Тоді поточна ентропія геометричного розподілу може бути розрахована по наступних формулах:

$$\begin{aligned} H_G(x) &= -p \log_2 p - pq \log_2(pq) - pq^2 \log_2(pq^2) - \dots - pq^{n-1} \log_2(pq^{n-1}) - \dots = \\ &= -(1 + q + q^2 + \dots + q^{n-1} + \dots) p \log_2 p - pq(1 + 2q + 3q^2 + \dots + nq^{n-1}) \log_2 q; \end{aligned}$$

$$1 + q + q^2 + \dots + q^{n-1} + \dots = \frac{1}{1-q};$$

$$\begin{aligned} 1 + 2q + 3q^2 + \dots + nq^{n-1} + (n+1)q^n &= \\ = 1 + q + q^2 + \dots + q^{n-1} + \dots + q + 2q^2 + \dots + (n-1)q^{n-1} + nq^n &= \\ = \frac{1}{1-q} + q(1 + 2q + 3q^2 + \dots + nq^{n-1}) = \dots = \frac{1}{1-q} + q \frac{1}{1-q} + q^2 \frac{1}{1-q} + \dots = \frac{1}{(1-q)^2}. \end{aligned}$$

$$H_G(x) = -\log_2 p - pq \frac{1}{(1-q)^2} \log_2 q = -\log_2 p - \frac{q}{p} \log_2 q \quad (2.5)$$

Була розрахована залежність ентропії геометричного розподілу від імовірності p успішної передачі даних одного із мережних вузлів (рис. 2.6). Видно, що при задаванні вищої імовірності успіху ентропія розподілу знижується, отже, потрібний ресурс для обміну даними зменшується.

Інформаційна ентропія геометричного розподілу

$$H_G(x) = -\log_2 p - \frac{q}{p} \log_2 q \quad (2.6)$$

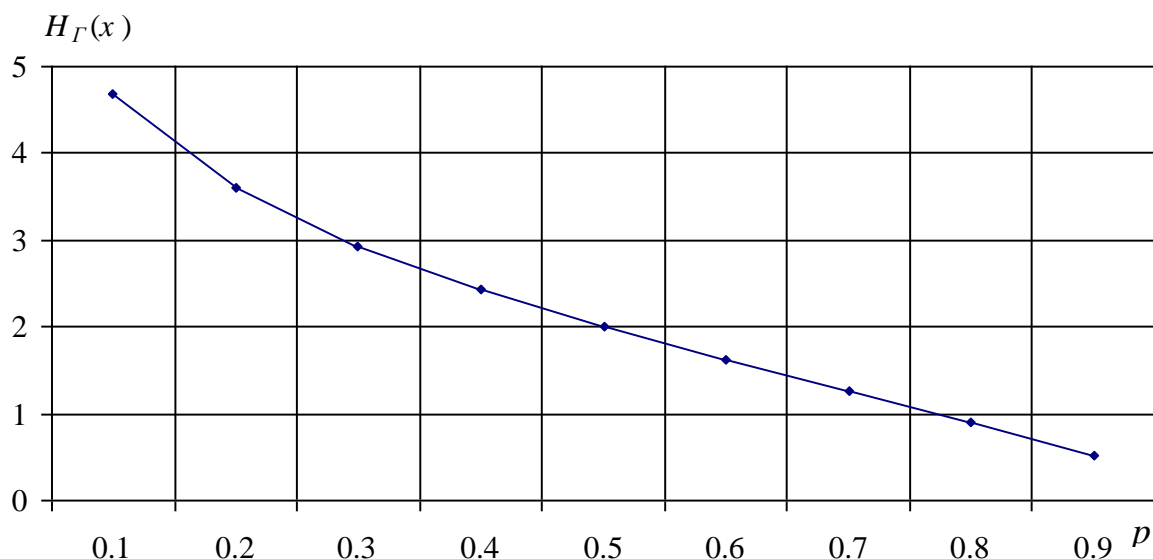


Рис. 2.6 – Залежність ентропії геометричного розподілу від імовірності успіху передавання P .

Проте це досягається тільки при зменшенні імовірності перевантажень в мережі. Досягти цього можна, наприклад, ціною обмеження такого ключового показника ефективності, як максимальна тривалість пакетів, що передаються.

Для порівняння розрахована залежність диференціальної ентропії від середньоквадратичного відхилення інтервалу передачі від максимально допустимого (рис. 2.7). Спостерігається монотонне зростання ентропії, отже, зростання потрібного ресурсу обміну даними.

Диференціальна інформаційна ентропія гаусівського розподілу

$$H_N(x) = \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} \exp\left[-\frac{(x-a)^2}{2\sigma^2}\right] \ln\left\{\frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} \exp\left[-\frac{(x-a)^2}{2\sigma^2}\right]\right\} dx = \log_2(\sigma\sqrt{2\pi e}) \quad (2.7)$$

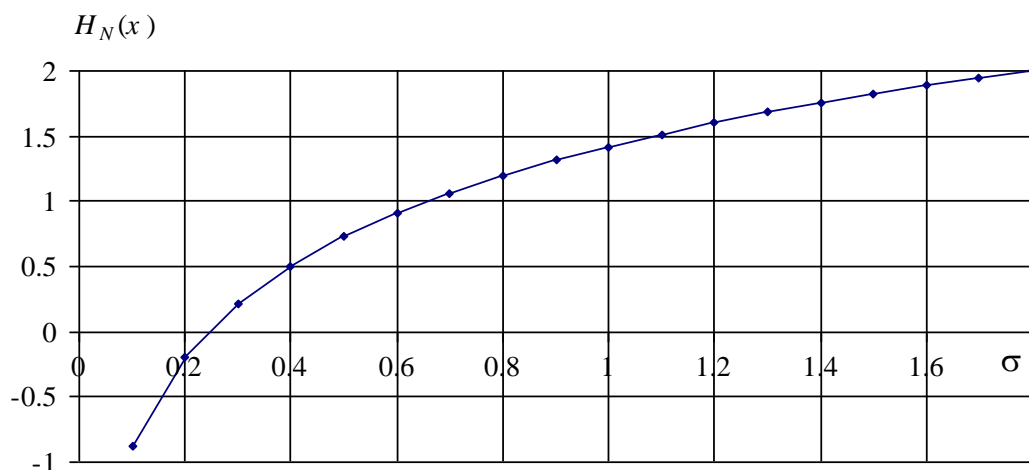


Рис. 2.7 – Залежність ентропії гаусівського (нормального) розподілу від середньоквадратичного відхилення σ

Для аналізу впливу фактору самоподібності мережного трафіку виведено вираз для поточної ентропії розподілу Парето як типового розподілу з “важкими хвостами”, характерного для самоподібного трафіку:

$$H_P(x) = c \frac{\log_2 c}{\ln 2} \times \frac{x^{-c}}{-c-1} + (c-1) \left[x^{-c} \log_2 x - \frac{x^{-c}}{c \ln 2} \right], \quad (2.8)$$

де c – параметр форми.

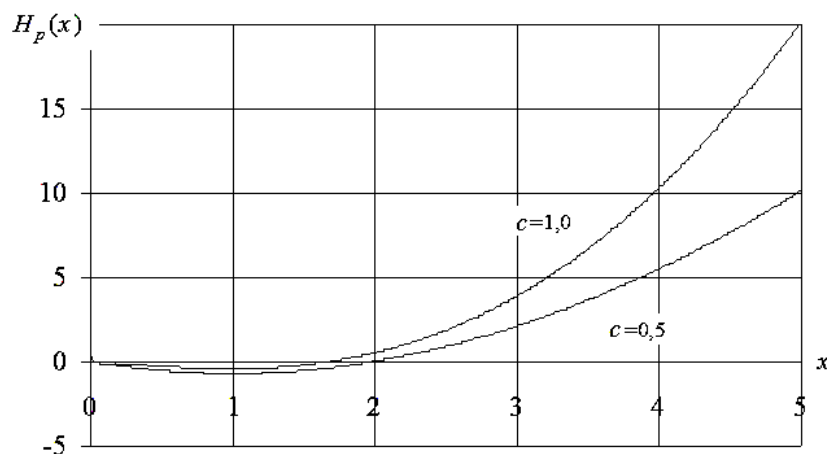


Рис. 2.8 – Залежність ентропії розподілу Парето від значень аргументу при різних параметрах форми

На рис. 2.8 зображені графіки диференціальної ентропії розподілу Парето для параметрів форми $c = 0,5$ і $c = 1$. Видно, що при зміні значень x ентропія спочатку убиває, а потім зростає, що пояснюється впливом «важкого хвоста» розподілу [73].

Відзначимо, що при розрахунку ентропійних мір можна використовувати різні параметри модельних розподілів. При цьому порівняльні оцінки, засновані на ентропії, будуть достатньо універсальними і наочними.

Алгоритм визначення мережових аномалій на основі ентропії часових рядів:

1. Вибираємо, які атрибути параметрів потоку буде використано для побудови ентропійних часових рядів;

2. Будуємо часові ряди для нормалізованих ентропій даних, статистика збирається за період, що покриває основні сезонні фактори мережі. Найчастіше можна обмежитися добовою статистикою;

3. Порівнюючи значення дисперсії ряду за опорний інтервал та фактичного значення отримуємо корострокові прогнози і детекцію аномалій трафіку, якщо рівень $AS > AS_{thr}$. Де AS_{thr} – порогова величина, що визначається емпіричним шляхом в залежності від вимог до чутливості детектора.

В якості критерію пропонуємо використати апроксимовану ентропію (Approximate Entropy — ApEn), що кількісно визначає ступінь складності сигналу. Апроксимована ентропія тісно пов'язана з ентропією Колмогорова (К-ентропією), яка вважається найважливішою характеристикою хаотичного руху у фазовому просторі довільної розмірності. К-ентропія визначається як середня швидкість втрати інформації про стан динамічної системи у часі. К-ентропія дорівнює нулю для регулярного потоку, нескінченна для повністю випадкових систем, додатна та стала для систем з детермінованим хаосом.

Обчислення апроксимованої ентропії:

Для часового ряду даних $x(1), x(2) \dots \dots x(n)$ задаємо значення двох параметрів: m - довжина аналізованих ланцюжків (послідовностей відліків), r - поріг, що задає розміри комірок фазового простору.

- Формуємо послідовності $X(i), \dots, X(n - m + 1)$, що визначаються виразом:

$$X(i) = (x(i), x(i + 1) \dots x(n - m + 1)).$$

- Визначаємо відстань між $X(i)$ та $X(j)$ як:

$$d(X(i), X(j)) = \max_{k=0, \dots, (m-1)} (|x(i + k) - x(j + k)|);$$

- Обраховуємо $C_r^m(i) = N^m(i) / (N - m + 1)$,

де $N^m(i)$ кількість значень $d(X(i), X(j))$, що задовільняє умові: $d(X(i), X(j)) \leq r, j = 1 \dots (N - m + 1)$;

- Знаходимо натуральний логарифм кожного $C_r^m(i)$ та усереднене значення по індексу i :

$$Q^m(r) = \frac{1}{N-m+1} \sum_{i=1}^{N-m+1} \ln C_r^m(i);$$

- Збільшуємо значення m до $m + 1$. Повторюємо кроки 1-4 знаходимо значення $C_r^{m+1}(i), Q_r^{m+1}(i)$.
- Знаходимо оцінку К-ентропії:

$$ApEn(m, r) = \lim_{N \rightarrow \infty} (Q^m(r) - \theta^{m+1}(r))$$

яка для вибірки даних обмеженої довжини набуває вигляду:

$$ApEn(m, r, N) = (Q^m(r) - Q^{m+1}(r))$$

Апроксимована ентропія відбиває ступінь складності сигналу — чим вища його регулярність, то менше значення цієї величини. Вона дозволяє отримати надійні оцінки самоподібних властивостей сигналів, використовуючи невеликі вибірки даних. Результати експериментів показали, що як для довгих, так і для більш коротких послідовностей виходять стійкі оцінки ентропії.

На закінчення необхідно відзначити головну перевагу описаного методу: він дозволяє ефективно використовувати приведені методики в дослідженні мереж, що працюють при високому навантаженні (при близьких до одиниці коефіцієнтах використання мережі, тобто на грані насичення), для їх аналітичного моделювання при довільному (зокрема, малому або нормальному) навантаженні.

2.4 Методи ефективного управління мережними ресурсами

Наступною проблемою після вибору оптимального маршруту є пересилання і ефективний контроль трафіку. Спостереження за потоком трафіку називається політикою трафіку [83]. Методи вирішення проблеми контролю трафіку ґрунтуються на застосуванні політики, що дозволяє гармонійно розподілити інформаційний потік. Провідні розробники мережного устаткування намагаються втілити ідею використання політики контролю трафіку в технічні рішення. Як правило, реалізуються методи *QoS (Quality of Service)* і *CoS (Class of Service)*, які досить тісно зв'язані між собою і втілюють ідею управління обмеженими ресурсами [73].

У тих випадках, коли об'єм трафіку або затримки в мережі можуть зростати в межах 10–30%, розумно буде задіювати *QoS/CoS*-політику як спосіб контролю трафіку. Базові функції *QoS/CoS* - класифікація, маркування, управління перевантаженнями, запобігання перевантаженням і регулювання. Розробники пропонують схеми, що дозволяють ефективно застосувати політики *QoS/CoS* в мережі, зокрема класифікація, маркування забезпечуються на вхідних портах обладнання, а управління і запобігання перевантаженнями – на вихідних.

В результаті застосування політики пріоритетів створюються марковані потоки трафіку. Алгоритм, наприклад, може визначити, що пакети, які згенеровані чутливими до затримок додатками (відео або голос), мають перевагу по доставці перед пакетами інших типів – обміну файлів або електронної пошти. Якщо ж виникне ситуація, коли частина пакетів внаслідок перевантаження буде відкинута, то насамперед це трапиться з пакетами з низьким пріоритетом. Разом із забезпеченням достатньої смуги пропускання схема пріоритетів дозволяє здійснити доставку необхідного трафіку в пункт призначення [73]. На даний час описано три моделі забезпечення QoS:

Best Effort – найпростіший підхід при якому всі категорії трафіку рівні між собою, нікому не віддається перевага, відповідно не надається ніякої гарантії

якості. Застосовується в мережах високої пропускну́ї здатності без перевантажень.

IntServ – завчасне резервування ресурсів для кожного потоку від джерела до одержувача на кожному мережевому пристрої і відповідно гарантія якості передачі. Враховуючи необхідність величезних об'ємів пам'яті, неможливо ефективно реалізувати в більшості мереж.

DiffServ – заснований на агрегованій класифікації трафіку. Пакет на вході в кожен вузол класифікується і до нього застосовується властивий цьому класу набір інструментів, забезпечуючи їм різний рівень сервісу.

Недоліком використання служб QoS є необхідність модернізації існуючих мереж до рівня, коли все наявне обладнання підтримує політики QoS (щоб уникнути випадки, коли застаріле обладнання не може розпізнати марковані пакети, або навіть відкидає інформацію про встановлені пріоритети), а також обмеження можливостей окремих користувачів з метою забезпечення всім однакового рівня послуг.

Тому подальшим розвитком політики трафіку є застосування диференційованих і інтегрованих послуг [98] – динамічне управління ресурсами мережі – розподіл смуги пропускання каналів передачі між користувачами з урахуванням їх пріоритетів, замість направлення всіх потоків поодиноці або декількома локально-оптимальними маршрутами (що вимагає значно менших витрат, ніж реалізація політики *QoS*). В такому випадку система обліку завантаження зовнішнього каналу постійно стежить за рівнем завантаження зовнішнього каналу трафіком окремих споживачів. Ці дані представляють собою основу обчислень інтенсивності агрегованих потоків підмереж. В цей же час, на основі наданої інформації про кількість активних з'єднань з серверами найбільш пріоритетних служб розраховується ємність, яка необхідна для доступу до даних служб при заданому рівні якості обслуговування (*QoS*) і визначається залишкова ємність, яка доступна для подальшого розподілу згідно інтенсивності макропотоків трафіку.

При такому підході вдається уникати періодичних місцевих перевантажень маршрутів, які були визначені як оптимальні на поточному етапі, і по яких всі користувачі спрямували свій трафік. З урахуванням цієї обставини алгоритм вибору маршрутів за критерієм рівномірного або зваженого завантаження ліній передачі може давати глобальний оптимум на тривалішому етапі функціонування мережі або її сегменту [73].

Таким чином, для реалізації політики трафіку з диференційованими послугами необхідно вирішувати задачу розподілу потоків між локально-оптимальними або квазіоптимальними маршрутами в реальному часі. Проте раніше доцільно проаналізувати процес формування сумарних потоків в парціальних каналах загальної мережі передачі даних.

Розглянемо модель процесу формування сумарного потоку внаслідок накладення окремих потоків від різних джерел. Тут необхідно чітко розмежовувати поняття «Потік трафіку» і «процес в мережі». Потоки трафіку в сучасних цифрових мережах з пакетною комутацією найчастіше мають самоподібний характер, що доведено численними експериментальними дослідженнями. Процеси в мережах, такі, як: пошук оптимальних маршрутів; формування і регулювання потоків трафіку; встановлення і розрив з'єднання; організація обміну даними всередині автономного сегменту мережі та між сегментами; процес хакерської атаки на мережу; процес захисту від атаки і ін, можна розглядати як певні потоки заявок на обслуговування у відповідному вузлі, мережному або термінальному [73].

У свою чергу, сучасні прилади маршрутизації, будь-то програмні маршрутизатори чи апаратні, мають можливість тільки статичного розмежування ресурсів каналу.

Розглянемо модель мережі пакетної комутації, у якій квітування пакетів здійснюється тільки між сусідніми вузлами. Кожен пакет у мережі з комутацією пакетів містить адресу призначення. Таким чином, усі пакети в одному повідомленні не повинні проходити однаковий шлях. Коли умови трафіку

змінюються, вони можуть динамічно маршрутизуватися різними шляхами в мережі, і вони можуть навіть надходити не в порядку. Вузол призначення повторно збирає пакети в належну послідовність. Для однієї передачі можуть знадобитися сотні чи тисячі пакетів, наприклад, великий файл розбивається на безліч маленьких фрагментів, які вставляються в область корисного навантаження пакетів.

Ця схема допомагає подолати проблеми з передачею. Невдало переданий пакет повторюється з вузла відправника. Це вимагає збереження копії пакета в буферній пам'яті передавального вузла до моменту одержання від сусіднього вузла позитивної квитанції про прийом пакета. Відсутність відгуку протягом тайм-ауту класифікується як утрата пакета, і передавальний вузол повторює пакет по тому ж самому або новому маршруту [73, 68].

Розглянемо мережу, що складається з W вузлів комутації пакетів, пам'ять яких являє собою множину однорідних буферів. Канали зв'язку для простоти передбачаються абсолютно надійними, так що повторення передачі пакетів між сусідніми вузлами визначається лише зайнятістю буферної пам'яті вузла.

На відміну від першої моделі, розглянутої в цьому розділі, припустимо, що в мережі передаються пакети R класів, маршрути яких задаються матрицями $\|P_{Ri}(r)\|$, де $P_{Ri}(r)$ ($R = \overline{1, W}$; $i = \overline{1, W} + 1$; $r = \overline{1, R}$) – імовірність передачі пакета класу r з вузла R у вузол i ($P_{Ri}(r) + \dots + P_{RW+1}(r) = 1$). Пакет класу r завершує обслуговування в мережі, залишаючи її з R -го вузла по каналу $(R, W + 1)$. Пакети надходять у мережу з R зовнішніх джерел з інтенсивністю $\Lambda_r = (r = \overline{1, R})$. Нехай $\lambda_{0i}(r) = \Lambda_r P_{0i}(r)$, тоді очевидно, що загальний потік, що надходить у мережу:

$$\Lambda = \sum_{r=1}^R \sum_{i=1}^W \lambda_{0i}(r). \quad (2.9)$$

Як і раніше, передбачається, що потоки $\lambda_i(r)$, що надходять у вузол, є Пуассонівськими.

Рівняння балансу потоків для вузлів розглянутої мережі має вигляд

$$\lambda_i(r) = \lambda_{0i}(r) + \sum_{R=1}^W \lambda_R(r) \pi_R(\lambda_R) P_{Ri} + \lambda_i(r)(1 - \pi_i(\lambda_i)), \quad i = \overline{1, W}; \quad r = \overline{1, R}, \quad (2.10)$$

де $\lambda_R = \sum_{R=1}^W \lambda_R(r); \pi_R(\lambda_R)$ – стаціонарна імовірність наявності вільного буфера в R -му вузлі мережі.

Система (2.10) може бути записана у виді

$$\lambda_i(r) = \frac{1}{\pi_i(r)} (\lambda_{0i}(r) + \sum \lambda_R(r) \pi_R(\lambda_R) P_{Ri}(r)). \quad (2.11)$$

Вводячи позначення $\gamma_i(r) = \lambda_i(r) \pi_i(\lambda_i), i = \overline{1, W}; r = \overline{1, R}$, і підставляючи $\gamma_i(r)$ в (2.10), одержуємо систему рівнянь балансу потоків для мережі з необмеженою пам'яттю у вузлах:

$$\gamma_i(r) = \lambda_{0i}(r) + \sum_{R=1}^W \gamma_R P_{Ri}(r). \quad (2.12)$$

Останній вираз показує, що зберігаючи баланс потоків, що пропускаються мережею, інтенсивності потоків у вузлі з обмеженою буферною пам'яттю перевершують відповідну інтенсивність мережі з необмеженою пам'яттю в $1/\pi_i(\lambda_i)$ разів. При цьому число повторень передачі по каналах мережі $(R, i) \quad R \neq i; R, i = \overline{1, W}$ можна вважати розподіленим по геометричному закону із середнім $1/\pi(\lambda_i)$. Останнє еквівалентно збільшенню відносної частоти відвідування центрів обслуговування моделі замкнутої мережі масового обслуговування при $F_i = 1 - \pi_i(\lambda_i)$. Таким чином, взаємовплив при міжвузловому квитируванні виявляється у функціональній залежності $\pi_i(\lambda_i) = \Phi_i(\pi_i(\lambda_i), \dots, \pi_w(\lambda_w))$.

Зазначена мережа досліджувалася за допомогою еквівалентної системи нелінійних рівнянь щодо імовірностей зайнятості буферної пам'яті вузла [73]

$$B_i = 1 - \pi_i(\lambda_i), \quad i = \overline{1, W}; \quad B_i = f_i(B_1, B_2, \dots, B_W) \dots \quad (2.13)$$

Система рівнянь (2.12) розв'язується чисельними методами, наприклад, методом Ньютона, збіжність якого істотно залежить від вибору початкового наближення [68]. Середній час затримки пакетів для розглянутої мережі визначається виразом (2.13), де

$$P_{oi} = \sum_{r=1}^R P_{oi}(r); \alpha_i = \lambda_i / \lambda_0. \quad (2.14)$$

Як бачимо, зі збільшенням обсягу використання даних у мережі доступу пакетування та комутація пакетів стали абсолютно необхідними для підтримки такого бурхливого трафіку. Комутація пакетів завжди була відмінною в обробці повідомлень різної довжини, а також різних пріоритетів, включаючи атрибути якості обслуговування (QoS).

Виділимо три важливі переваги пакетної комутації:

1. Перша і найважливіша перевага полягає в тому, що оскільки пакети зазвичай короткі, канали зв'язку між вузлами призначені лише для передачі одного повідомлення протягом короткого періоду часу під час передачі кожного пакету. Довші повідомлення вимагають надсилання серії пакетів, але не вимагають виділення зв'язку між передачею кожного пакету. Це означає, що пакети, що належать до інших повідомлень, можуть надсилатися між пакетами повідомлення, яке надсилається з одного вузла на інший. Це забезпечує більш справедливий розподіл ресурсів для кожного з повідомлень.

2. Здатність виконувати статистичне мультиплексування, яке може впоратися зі сплесками навантажень “burstiness” само подібного трафіку (перегляд веб-сторінок є яскравим прикладом), і таким чином уможливити більш ефективний спільний доступ до мережевих ресурсів між кількома потоками даних, що є головною перевагою.

3. Інша перевага комутації пакетів відома як «конвеєрна передача». Таке одночасне використання каналів зв'язку означає вигреш у ефективності; загальна затримка для передачі через пакетну мережу може бути значно меншою, ніж для

комутації повідомлень, незважаючи на включення заголовка в кожен пакет, а не в кожне повідомлення.

Висновки до розділу 2

1. Централізоване управління всією мережею може виявитися малоефективним (або навіть мати негативну дію), оскільки будуть спостерігатися 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. Представлена математична модель алгоритму альтернативної маршрутизації, яка більш повно використовує ресурси мережі передачі даних в порівнянні з фіксованою маршрутизацією. Алгоритм вибору маршрутів за критерієм рівномірного або зваженого завантаження ліній передачі може вирішувати задачу розподілу потоків між локально-оптимальними або квазіоптимальними маршрутами в реальному часі та давати глобальний оптимум на тривалішому етапі функціонування мережі або її сегменту.

3. Найбільш інформативною характеристикою випадкового процесу про стан об'єкту з точки зору пошуку і виявлення несправності є ентропійно-інформаційна міра, вимір параметрів якої і може лежати в основі вибору контрольованих ознак перевантаження або фізичної відмови комутаційного вузла.

4. Показано, що, за умов зберігання балансу потоків, що пропускаються мережею, інтенсивності потоків у вузлі з обмеженою буферною пам'яттю перевершують відповідну інтенсивність мережі з необмеженою пам'яттю. Це дає можливість не тільки економити ресурс запам'ятовуючих пристроїв, а, що значно важливіше – зменшувати затримки пакетів через очікування у буферах комутаційних пристроїв.

РОЗДІЛ 3. МЕТОДИ УПРАВЛІННЯ ХАРАКТЕРИСТИКАМИ ТА БОРОТЬБИ З ПЕРЕВАНТАЖЕННЯМ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ

3.1. Модель самоподібного потоку як одноканальної системи масового обслуговування

Актуальність і перспективність об'єднання мереж різного призначення, надання послуг різного характеру, гармонізації комп'ютерних і телекомунікаційних технологій вже не викликають сумнівів. Передбачається, що будуть інтегруватися не лише мережі різного цільового призначення (комп'ютерні, телекомунікаційні, документального електрозв'язку), а й мережі з різними принципами побудови (мережі фіксованого та рухомого зв'язку) і методами комутації [16]. Вважається також [16, 41], що в зв'язку з постійною зміною співвідношення між обсягами мовного трафіку та трафіку передачі іншої інформації (на користь другого) роль інфраструктури передачі даних буде зростати, а організація послуг (зокрема, додаткових видів обслуговування) буде все менше пов'язана власне з транспортом інформації. Як відомо, такий підхід лежить в основі побудови інтелектуальних мереж (ІМ). Тому можна вважати, що перераховані тенденції розвитку – взаємопов'язані складові загального процесу модернізації існуючих мереж і впровадження перспективних комп'ютерних мереж.

Розглянемо принципи побудови сучасних пристроїв управління і розподілу трафіку в мережах нових поколінь. У даному розділі проаналізуємо статистичні характеристики різноманітного мережного трафіку і виконаємо порівняльний аналіз ефективності протоколів управління залежно від коефіцієнта використання мережі. Методи розділення різноманітного трафіку "*Triple Play*" (мова + відео + дані) або "*Quadruple Play*" (мова + відео + дані + мобільні абоненти) з використанням програмних комутаторів *SoftSwitch* і мультимедійної підсистеми на базі протоколу *IP – IMS (IP Multimedia Subsystem)* [105, 125]. Дуже важливим

питанням є вибір методів контролю перевантажень комутаційних вузлів комп'ютерних мереж.

Як згадувалося у попередніх розділах, статистичні характеристики різнорідного мережного трафіку вже не можуть бути представлені розподілами Пуасона або Ерланга. До складу трафіку можуть входити мова, відео, дані та трафік мобільних абонентів (т.зв. трафік "Quadruple Play"). Такий трафік є самоподібним (фрактальним) і з задовільною точністю описується моделями статистичних розподілів з важкими хвостами.

Характерною особливістю випадкових процесів, які описуються розподілами з важкими хвостами, є поєднання достатньо низької у середньому інтенсивності процесу зі спорадичними сплесками миттєвої інтенсивності. Крім того, при наявності важкого хвоста розподілу збіжність вибіркового середнього до математичного сподівання погіршується.

У даній роботі в якості опорної самоподібної моделі обрано випадковий процес з розподілом Парето. Щільність розподілу описується таким виразом:

$$W(x) = cx^{-c-1}, \quad (3.1)$$

де $c > 0$ – параметр форми розподілу.

Математичне сподівання m_{xPar} та дисперсія σ_{xPar}^2 розподілу Парето описуються наступними виразами [81]:

$$m_{xPar} = c/(c-1), \quad c > 1; \quad \sigma_{xPar}^2 = [c/(c-2)] - [c/(c-1)]^2, \quad c > 2.$$

Нехай розмір вибірки дорівнює N . При досить великому N вибіркоче середнє m_{xPar} Парето-розподіленої випадкової величини помітно відхиляється від математичного сподівання у сторону зменшення.

Модуль нев'язки $|\tilde{m}_{xPar} - M[z]|$ зростає пропорційно $N^{[(1/c)-(1/2)]}$, тому для значень c , що є близькими до 2, висновки стосовно продуктивності мережі будуть хибними.

З іншого боку, самоподібні процеси мають персистентний характер [90]: чим більше довжина активного з'єднання, тим вище ймовірність того, що сеанс обміну даними буде подовжений. Узагальнюючи цей висновок на подію $A(\tau)$ передбачення активності з'єднання на $K > 1$ наступних кроків ($K < N$), отримаємо функцію правдоподібності $L(\tau)$ у такому вигляді:

$$L(\tau) = P[A(\tau + s) = 1 | A(\tau) = 1], \quad (3.2)$$

де $1 \leq s \leq \delta$ й $1 \leq t \leq \tau$.

Для розподілу Парето, який за визначенням є розподілом з важким хвостом, $L(\tau) = [1 + (\delta/\tau)]^{-a}$. Відповідно помилка прогнозу монотонно убуває.

Вибір моделі Парето обґрунтований, у першу чергу, міркуваннями простоти математичного опису розподілу та генерування випадкових чисел з даним розподілом. Випадкова величина $X_{Par} : c$, що має розподіл Парето з параметром c , пов'язана з випадковою величиною R , що має рівномірний (на $[0, 1]$) розподіл, наступним співвідношенням: $X_{Par} : c \rightarrow (1/R)^{1/c}$. Таким чином, для генерування випадкових чисел можна скористуватися цим співвідношенням та генератором випадкових чисел з рівномірним розподілом. Справа в тому, що для широкого класу розподілів з важкими хвостами (Парето, Вейбулла, гамма-, бета-, логарифмічно-нормальним та іншими розподілами) візуальні картини процесів не відрізняються одна від одної, а принципові властивості, найважливішою з яких є саме фрактальність (масштабна інваріантність), зберігаються для всіх згаданих процесів. Перевірка вибірок випадкових чисел, отриманих експериментально при дослідженні потоків самоподібного трафіку [34], показала уповні задовільну належність до розподілу Парето як за критерієм χ^2 , так і за критерієм Колмогорова-Смірнова.

Самоподібність трафіку реального часу розглядається на прикладах різних компонентів різнорідного трафіку. Одним з найбільш важливих компонентів

трафіку сучасних телекомунікаційних мереж є трафік мови. Характеристики трафіку, що генерується окремим голосовим джерелом, сильно залежать від використовуваного кодера мови (кодека). Найчастіше мовний трафік може розглядатися як накладення великого числа окремих незалежних ON/OFF-джерел, які передають з однаковою інтенсивністю, але з тривалістю, розподіленою відповідно до розподілу з важким хвостом. Спочатку для аналізу трафіку в мережах даних використовувалася пуасонівська модель. У разі високої завантаженості пуасонівська модель не узгоджується з результатами моделювання, а об'єднаний процес є сильно корельованим і проявляє властивості довготривалої залежності. Оцінка на самоподібність, проведена з використанням різних тестів, показала, що властивість самоподібності сумарного трафіку слід враховувати при моделюванні в разі високої інтенсивності надходження викликів. Для моделювання об'єднаного трафіку VoIP можна використовувати як фрактальний гауссовський шум, так і більш складні багатокомпонентні моделі.

При передаванні відеотрафіка для визначення самоподібності важливим є спосіб кодування відео. Зазвичай застосовується міжкадрове кодування, коли пересилається початковий повний кадр, а потім пересилається різниці кадри. Так як розташовані поруч кадри мало відрізняються один від одного (оскільки рух є безперервним), це призводить до існування значної кореляції кадрів, що знаходяться поруч. Захиститися від помилок передачі можна, періодично передаючи повний кадр. Так само відомо, що відеотрафік є сильно корельованим і проявляє довготривалу залежність, яка призводить до серйозного зсуву оцінки і до труднощів при оцінці збіжності. Оцінка самоподібних властивостей відеотрафіка на великих інтервалах методом R/S аналізу має переваги перед іншими методами оцінки самоподібності показника Херста. Вони впливають з того, що самі функції R/S аналізу виявляють масштабну властивість, і, отже, становлять оптимальну систему опорних точок, на якій можна відстежити масштабні явища. Він забезпечує стійке виявлення масштабної поведінки, її типу, точне вимірювання параметрів, що описують цю масштабну поведінку.

При дослідженні *VBR*-трафіку (*Variable Bit Rate*, тобто змінний бітрейт) було встановлено, що довгострокова залежність повинна виглядати як штучна нестационарність. І такий процес називається процесом зі зміщенням рівня (ЗР). При цьому періодичність трафіку відповідає урахуванню тільки обвідної кореляційної функції відео. Таким чином, описуючи мережний трафік за допомогою фрактальних моделей, слід бути уважними, щоб не сплутати реальні нестационарності зі стационарною фрактальною поведінкою зі спорадичними сплесками інтенсивності трафіку. Ці ефекти можуть дати однакові результати в багатьох статистичних тестах. Класичними методами математичної статистики та теорії фракталів можна розрізнити нестационарність і довготривалу залежність або оцінити показник Херста в присутності деяких видів нестационарностей.

Що стосується *WWW*-з'єднань, то самоподібність трафіку мережі залежить від активності користувача. При більш низькій активності користувача, яка призводить до більш низької середньої швидкості, спостерігається поведінка, яка зазвичай моделюється процесами Пуассона. Сукупний *WWW*-трафік при низькому навантаженні мережі (без втрат в буферах) також добре моделюється пуасонівськими процесами.

Як відмічалось вище, для самоподібного трафіку результати класичної теорії масового обслуговування [34, 96] потрібно застосовувати з деякими обумовленнями. Специфічні характеристики мережного трафіку пояснюються високим ступенем групування пакетів на клієнтських ділянках, в маршрутизаторах і вузлах комутації інфокомунікаційних мереж. Навіть якщо джерело породжує регулярний потік пакетів, дані до споживача доставляються серіями, які перемежуються інтервалами простою. Причинами цього є обмежена швидкість роботи пристроїв, недостатній обсяг буферів та ін.

Для отримання асимптотичних порівняльних оцінок для класичного пуасонівського і самоподібного потоків розглянемо одноканальну систему масового обслуговування (СМО) з очікуванням класу $GI/G/1$ [116]. Оскільки, як зазначено вище, кореляційна функція самоподібного трафіку не є

експоненціальною, вхідний потік заявок слід вважати потоком з обмеженою післядією [116]. Заявки надходять в послідовні дискретні моменти $t_i, t_{i+1}, \dots, t_n, \dots$, $t_j \leq t_{j+1}$ для будь-якого j , інтервали між ними $\tau_n = t_n - t_{n-1}$ незалежні і розподілені по одному і тому ж закону $F_n(\tau) = P\{\tau_n < \tau\}$, $n \geq 2$.

Тривалості обслуговування заявок – незалежні величини з законом розподілу $\Psi_n(\zeta) = P\{\zeta_n < \zeta\}$, $n \geq 1$. Позначимо $\xi_n = \zeta_{n-1} - \tau_n$. Тоді за умови що послідовності $\{\tau_n\}$ і $\{\zeta_n\}$ взаємно незалежні, можна визначити ймовірність

$$\Theta(\tau) = P\{\xi_n < \tau\} = \int_0^{\infty} \overline{F}_n(\eta - \tau) d\Psi_n(\eta) \quad (3.3)$$

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

Позначимо тривалість очікування n -ї заявки через ω_n . Якщо n -а заявка надійде відразу слідом за й, їй, з урахуванням величини інтервалу, доведеться чекати обслуговування впродовж $\omega_{n-1} + \zeta_{n-1} - \tau_n = \omega_{n-1} + \xi_n$ одиниць часу. Однак при досить великих τ_n величина $\omega_{n-1} + \xi_n$ може формально стати негативною. Ясно, що в цьому випадку дійсний час очікування n -ї заявки дорівнюватиме нулю – черги немає, і заявка надходить на обслуговування відразу ж після появи. Отже, виконується рекурентне співвідношення

$$\omega_n = \max_n \{\omega_{n-1} + \xi_n, 0\}. \quad (3.2)$$

Позначимо $G_n(x) = P\{\omega_n < x\}$. Тоді співвідношення (3.4) можна виразити через функції розподілу наступним чином:

$$G_{n+1}(x) = \begin{cases} \int_{-\infty}^x G_n(x-y) d\Theta(y), & x > 0, n \geq 2; \\ 0, & x \leq 0, n \geq 1. \end{cases} \quad (3.4)$$

Доповнимо вираз (3.5) очевидним співвідношенням для функції розподілу часу очікування першої заявки:

$$G_{n+1}(x) = \begin{cases} 1, & x > 0; \\ 0, & x \leq 0. \end{cases} \quad (3.5)$$

Вирази (3.3) і (3.5) представляють собою інтеграли Стілтєса, які в разі безперервних майже всюди розподілів і перетворюються в звичайні інтеграли. Таким чином, використовуючи вирази (3.5 – 3.6), можна рекурентно обчислювати розподілу тривалості очікування для заявки з будь-яким номером. Крім того, як зазначено в [81, 116], виявляється, що вони можуть бути застосовані і при взаємній залежності послідовностей випадкових величин $\{\tau_n\}$ і $\{\xi_n\}$. Має значення лише незалежність величин ξ_n .

Логічно припустити, що час обслуговування заявки, наприклад, час обробки пакета в програмному комутаторі, пов'язане функціональною залежністю з довжиною пакета. Тоді, знаючи характеристики тривалості пакетів на вході комутатора як СМО, можна на ділянках локальної стаціонарності вхідного трафіку конкретизувати параметри розподілу часу обслуговування. Наприклад, при групуванні однорідних пакетів (що характерно для самоподібного трафіку), можна зробити припущення про детермінований час обслуговування (модель $GI/D/1$).

З урахуванням отриманих вище результатів проаналізуємо вимоги до характеристик програмного комутатора для найпростішого і самоподібного вхідного потоків.

При самоподібній природі трафіку залежність середньої тривалості черги (відповідно, необхідного розміру буфера) q від середнього коефіцієнта використання має такий вигляд [25, 64]:

$$q = \frac{\rho^{1/2(1-H)}}{(1-\rho)^{H/(1-H)}}. \quad (3.7)$$

При $H = 0,5$ ця формула спрощується:

$$q = \rho / (1 - \rho), \quad (3.8)$$

що являє собою класичний результат СМО з найпростішим вхідним потоком і експоненційно розподіленим часом обслуговування ($M/M/1$). Для системи з детермінованим часом обслуговування ($M/D/1$) класичний результат виглядає

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

наступним чином:

Швидкість зростання необхідного обсягу пам'яті зростає при збільшенні параметра Херста, який обумовлений, в основному, ступенем групування однорідних пакетів і сплесками навантаження на мережу.

Можна також зробити висновок, що просте нарощування буферної пам'яті (апаратним або програмним способом) є малоефективним. При очікуваному збільшенні частки трафіку даних в загальному обсязі ступінь самоподібності буде збільшуватися, і залежність буде все більш різкою. Намітилася тенденція постійного підвищення продуктивності комутаційних вузлів вселяє більший оптимізм, проте не можна забувати, що будь-які мережні ресурси несподівано швидко виснажуються при безперервному появі нових послуг і додатків. Хороші можливості зниження коефіцієнта використання виникають при збільшенні числа незалежних паралельних каналів програмного комутатора з організацією загальної черги до кількох вхідних портів. При цьому спрощуються алгоритми обробки пріоритетних потоків трафіку даних програмними методами. Тому важливим завданням є постійне вдосконалення програмного забезпечення вузлів комутації, зокрема, інтерфейсів прикладного програмування *API*.

3.2. Методи управління комп'ютерними мережами з різнорідним трафіком

По суті, сучасні мережі, і Інтернет зокрема, базуються на досить обмеженому списку ідей:

- пакетний принцип передачі даних і управління;
- адаптація довжини пакета до умов передачі (фрагментація / дефрагментація);

- інкапсуляція пакетів один в одного;
- динамічна маршрутизація.

Об'єктивна складність комп'ютерних мереж у першу чергу обумовлена використанням принципів динамічної маршрутизації. Крім того, навіть у найпростіших моделях *NGN* ми стикаємося з багатопараметричною системою, поведінка якої ми можемо передбачити лише на коротких інтервалах, які, як правило, на порядок менше тривалості переданого повідомлення, розбитого на окремі пакети. Останнє обумовлено зміною статистичних характеристик трафіку.

Внаслідок використання в комп'ютерних мережах методів динамічної маршрутизації, інкапсуляції/декапсуляції пакетів на різних рівнях моделі архітектури мережі, фрагментації/дефрагментації пакетів при їх доставці завдання оцінки параметрів і стану мережі ускладнюються. Також ускладнюються завдання управління мережею. Основними протоколами управління мережею на сьогоднішній день є *SNMP* і *CMIP*. Реалізацією централізованої парадигми є протокол *SNMP.v2*, а розподіленої – *CMIP*. Порівнюючи протоколи *SNMP* і *CMIP*, можна виявити ряд недоліків, які в деяких випадках можуть стати критичними.

Робота з використанням протоколів мережного рівня може призвести до можливих втрат повідомлень від агентів до менеджерів. Це спричинить за собою відсутність реакції на події з боку системи управління, і, отже, до неякісного управління. виправлення ситуації шляхом переходу на транспортний протокол з встановленням з'єднань може призвести до втрати зв'язку з величезною кількістю вбудованих агентів *SNMP*, наявних в установленому в мережах обладнанні. Крім того, це внесе додаткові затримки.

У свою чергу, для протоколу *CMIP* характерні наступні недоліки. При описі керованого об'єкта умови включення опису мають неформальний характер, і тому може бути неможлива автоматична компіляція визначення об'єкта, на відміну від *SNMP*. Архітектура цього протоколу централізована або слабо розподілена. При збільшенні числа пристроїв виникають проблеми з частотою опитування пристроїв.

З урахуванням даних міркувань доцільно в якості основи системи управління мережею вибрати простий протокол управління *SNMP*, який надасть можливості як оперативного доступу до інформації про стан мережі, так і передачі керуючих команд. Перехід від централізованого управління до управління АС дозволить підвищити надійність систем управління (СУ) і скоротити обсяг службового трафіку. Основну частину функцій з управління слід покласти саме на рівень автономних сегментів. У кожному із сегментів команди керуючого протоколу прикладного рівня можуть упаковуватися в кадри канального рівня, минаючи 4 проміжних рівня. Це дозволить значно скоротити час зворотного зв'язку з елементами мережі і підвищити якість управління сегментом.

У табл. 3.1 наведено порівняльну характеристику затримки *SNMP*-повідомлення при централізованому управлінні і при управлінні на рівні автономних сегментів [55]. На рис. 3.1 зображені графіки залежності затримки *SNMP*-повідомлення від швидкості передачі при різних методах управління [55].

Таблиця 3.1

Вид управління	Додаткова службова інформація до <i>SNMP</i> - повідомлення	Затримка одного <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

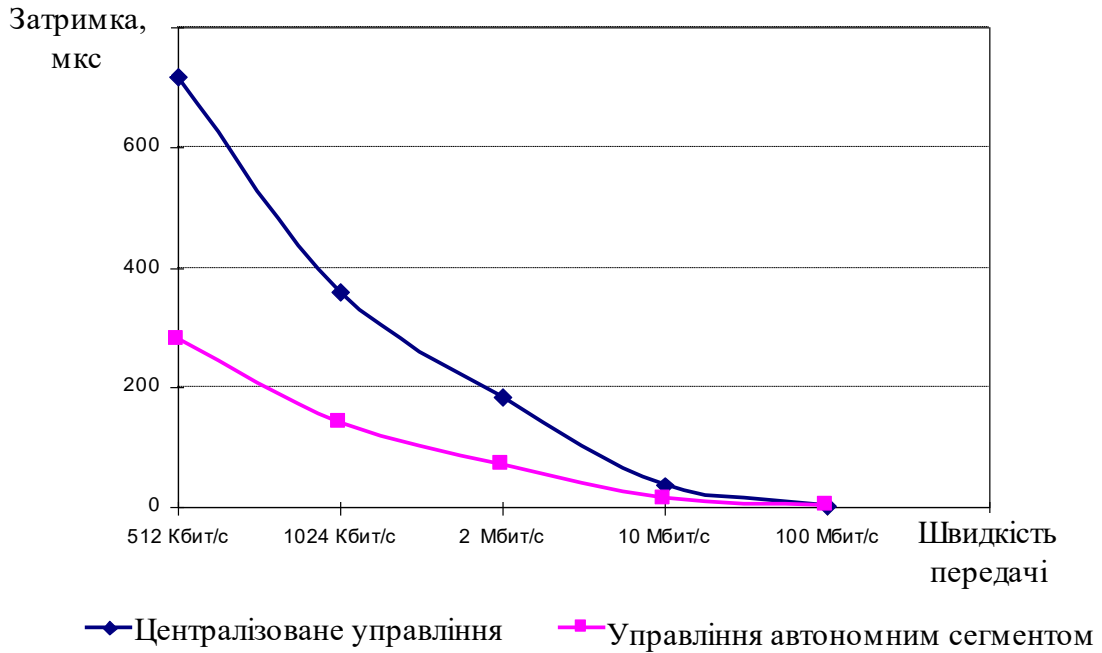


Рис. 3.1 Затримка *SNMP*-повідомлення при централізованому управлінні та при управлінні на рівні автономних сегментів

Таким чином, за результатами порівняльного аналізу різних методів управління великою корпоративною комп'ютерною мережею, можна зробити висновок, що використання стратегії управління на рівні автономних сегментів призведе до скорочення затримки сигнальної і керуючої інформації мінімум в 2,5 рази, що дозволить значно підвищити якість управління.

На рис. 3.2 зображена схема взаємодії між ієрархічними рівнями моделі, а на рис. 3.3 – схема послідовного опрацювання параметрів потоку пакетів.

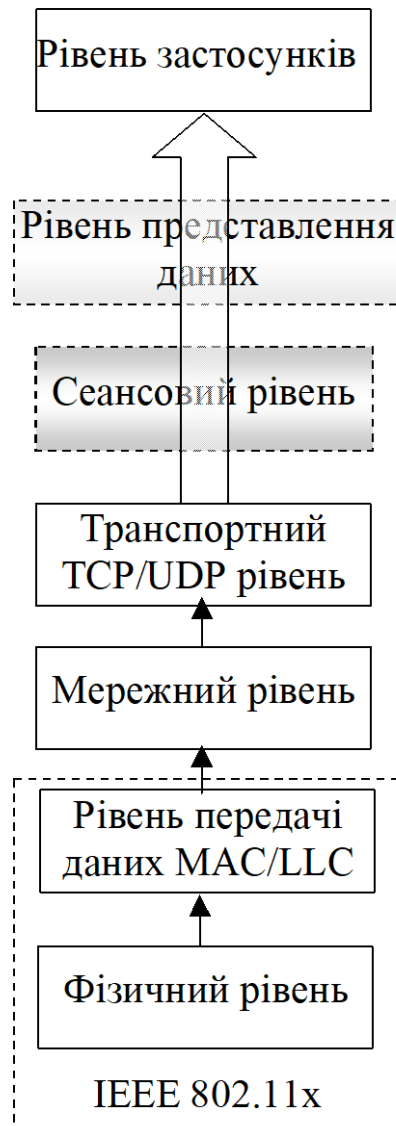


Рис. 3.2 Взаємодія рівнів моделі OSI

Примітка: у популярній літературі рівень передачі даних часто називають канальним рівнем

Особливості взаємодії такі.

1) У рівні передачі даних задіяний тільки підрівень управління доступом до середовища (MAC-підрівень).

2) Через сеансовий рівень та рівень представлення даних трафік проходить транзитом. Це варіант так званої міжрівневої взаємодії.

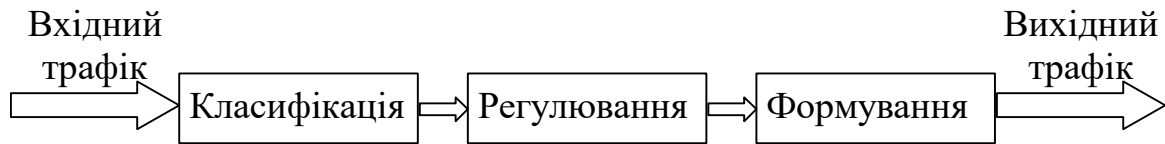


Рис. 3.3 Послідовне опрацювання потоку.

Класифікація здійснюється відповідно до ієрархії пріоритетів; регулювання та формування призначено для трансформації до періодичного або, принаймні, квазіперіодичного потоку.

3.3. Методи формування та регулювання самоподібного мережевого трафіку

Ефективність використання мережі в значній мірі визначається якістю управління в умовах перевантаження. Поки мережа завантажена незначно, число пакетів, що оброблюється, дорівнює числу тих, що прийшли. Однак, коли в мережу надходить надто великий обсяг даних, може виникнути перевантаження, і робочі характеристики погіршуються. При надмірних завантаженнях пропускна здатність каналу або мережі може стати нульовою [114]. Така ситуація може призвести до колапсу мережі.

Частково це може бути пов'язано з нестачею пам'яті для вхідних буферів, але навіть якщо маршрутизатор має нескінченну пам'ять, ефект перевантаження може виявитися ще більш важким. Це пов'язано з часом очікування обробки. Якщо воно перевищує тривалість тайм-ауту, з'являються повторно передані пакети, що призводить до зниження корисної пропускної здатності мережі. Причиною перевантаження може бути повільний процесор або «вузьке горло» - низька пропускна здатність окремої ділянки мережі. Просте підвищення швидкодії процесора або інтерфейсу не завжди усуває проблему - вузьке місце, як правило, переноситься в інший сегмент мережі.

Перевантаження породжує лавинні процеси: переповнення буфера призводить до втрати пакетів, які доведеться передавати повторно або навіть

кілька разів. Процесор сторони-відправника отримує додаткове паразитне завантаження. Все це свідчить про те, що контроль перевантаження є вкрай важливим процесом. Слід розрізняти контроль потоку і контроль перевантаження. Під контролем потоку мається на увазі балансування потоку відправника і можливості прийому і обробки одержувача. При цьому виді контролю передбачається наявність зворотного зв'язку між одержувачем і відправником. У процесі беруть участь, як правило, тільки два партнера. Перевантаження - більш загальне явище, що відноситься до мережі в цілому або до її сегменту.

Одним з поширених методів боротьби з перевантаженнями є управління зі зворотним зв'язком. Механізм управління зі зворотним зв'язком може поліпшити продуктивність мережі, скорочуючи втрати пакетів, і запобігти поширенню перевантаження. В принципі можна послати повідомлення про перевантаження відправнику, однак при цьому перевантажений ділянку мережі навантажується ще більше. Тому завдання управління вирішується на транспортному рівні засобами протоколу TCP [55]. При виявленні перевантаження швидкість передачі знижується шляхом зменшення розміру ковзного вікна.

По суті, має місце управління з зворотним зв'язком із запізненням. При неправильному обрахуванні характеристик запізнювання система може втратити стійкість і перейти в незатухаючий коливальний режим, або коригування інтенсивності потоку буде здійснюватися занадто пізно. Це призводить до погіршення продуктивності мережі, особливо для додатків реального часу. Компенсація затримки зворотного зв'язку може виконуватися методами передбачення, наприклад, з використанням моделі авторегресії і ковзного середнього (АРКС) або шляхом усереднення параметрів вікна. Другий варіант простіший, але, природно, забезпечує значно більш низьку якість сервісу.

Позитивного результату також можна досягти шляхом варіації значень тайм-аутів, зміни політики повторної передачі пакетів. У деяких випадках позитивний результат може бути отриманий зміною схеми буферизації.

Управління зі зворотним зв'язком широко використовується в архітектурі інтегрованих служб (*Integrated Service Architecture – ISA*) для підтримки служб з різними рівнями якості сервісу (*Quality of Service – QoS*) в Інтернеті і в приватних об'єднаних мережах.

Для систем без зворотного зв'язку вирішення проблеми зниження шкідливого впливу самоподібності трафіку та вирівнювання швидкості передачі даних може бути вирішено за допомогою алгоритмів «дірявого відра» і «маркерного відра» (*policing – shaping*) [83, 98, 107].

Алгоритм «дірявого відра», по суті, являє собою механізм регулювання трафіку, коли частина потоку пакетів, що перевищує пропускну здатність мережі, просто відкидається або позначається як надлишкова або низько пріоритетна (див. рис. 3.4). При перевищенні ліміту пропускну здатності C_{\max} (штрихова лінія) пакети відкидаються або помічаються як надлишкові або низько пріоритетні. Розподіл інтенсивності трафіку є негладким та зазвичай мультимодальним.

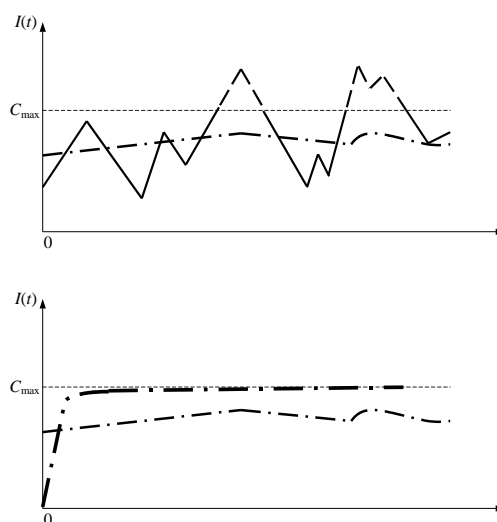
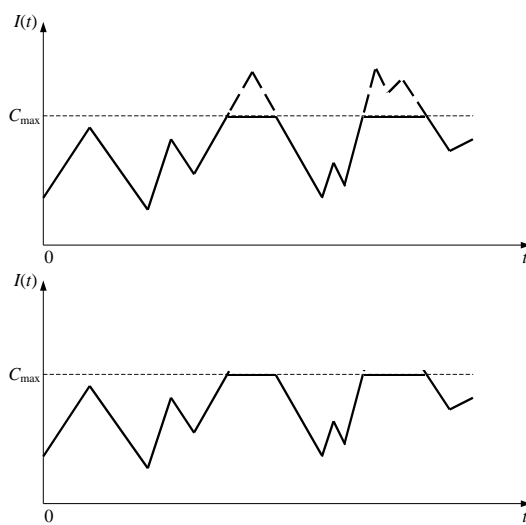


Рис. 3.4. Регулювання трафіку. Рис. 3.5. Формування трафіку.

Більш досконалим є алгоритм, в якому реалізований механізм формування (згладжування сплесків) трафіку – алгоритм «маркерного відра» (рис. 3.5 та 3.6). Алгоритми «дірявого відра» і «маркерного відра» є основним засобом забезпечення *QoS* в технології диференційованих служб (*Differentiated Services* -

DiffServ або *DS*) - підтримки різних рівнів *QoS* для різних потоків трафіку і різних мережних служб, що розрізняються по продуктивності. Згладжування пульсацій шляхом усереднення періоду слідування пакетів з різними періодами усереднення (потік зі згладженою інтенсивністю – штрих-пунктирна лінія); розподіл інтенсивності трафіку – гладка унімодальна крива

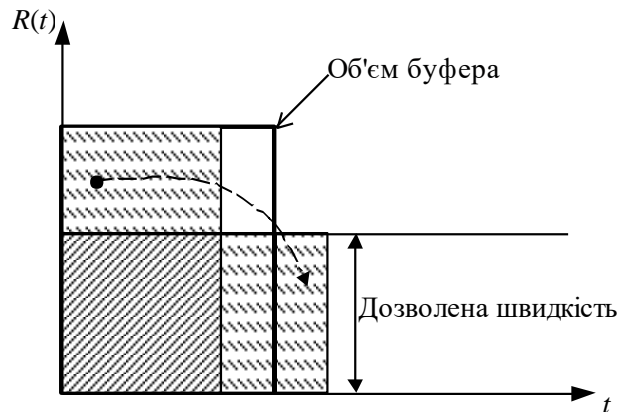


Рис. 3.6. Процес формування трафіку: трафік з перевищенням дозволеної швидкості "переливається" на додаткові часові ділянки

Алгоритми «дірявого відра» і «маркерного відра» використовуються для управління трафіком в різних мережах, в 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 :

$$R = B/t . \quad (3.9)$$

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 12 000 біт, а період проходження маркерів - 10 мс. Відповідно до специфікації швидкість узгодженого трафіку, в найгіршому випадку, становить 100 пакетів в секунду по 1500 байт кожний і з середньою швидкістю передачі, що не перевищує 1,2 Мбіт /с.

Однак модель регулятора (формувача) трафіку, описувана виразом (3.9), 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 [122] представлений метод адаптивного формування потоків мережного трафіку і способу налаштування структур управління систем з непрямим 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.д.) залежно від інтенсивності потоків даних, а також їх статистичних описів і мережі структура. 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 комп'ютерних мереж, в тому числі моделей процесів управління потоками трафіку. Перш за все, дамо деякі важливі визначення [122]

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

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

3. Маркери накопичуються в відрах E і C . Загальна довжина часового інтервалу, займаного маркером в відрі E , дорівнює $\tau_e = \tau_{te} + \tau_{ge}$, де τ_{te} - тривалість маркера в відрі E ; τ_{ge} - довжина захисного інтервалу. Загальна довжина часового інтервалу, займаного маркером в відрі C , дорівнює $\tau_c = \tau_{tc} + \tau_{gc}$, де τ_{tc} - тривалість маркера в відрі C ; τ_{gc} - довжина захисного інтервалу.

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

4. Адаптацію до зміни тривалості вхідних пакетів можна здійснювати наступним чином:

- змінюючи тривалість маркера при постійній тривалості захисного інтервалу;
- змінюючи тривалість захисного інтервалу при постійній тривалості маркера;
- змінюючи розмір "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 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), інше - з об'ємом, рівним E_{BS} (відро E). Маркери надходять у відра зі швидкостями, рівними C_{IR} і E_{IR} відповідно. Одночасно кожен раз, 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 заповнене, хоча б частково, пакети фарбуються в жовтий колір. У періоди, коли обидва відра спустошуються, пакети фарбуються в червоний колір.

На рис. 3.7 зображено графік процесу забарвлення пакетів в залежності 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.

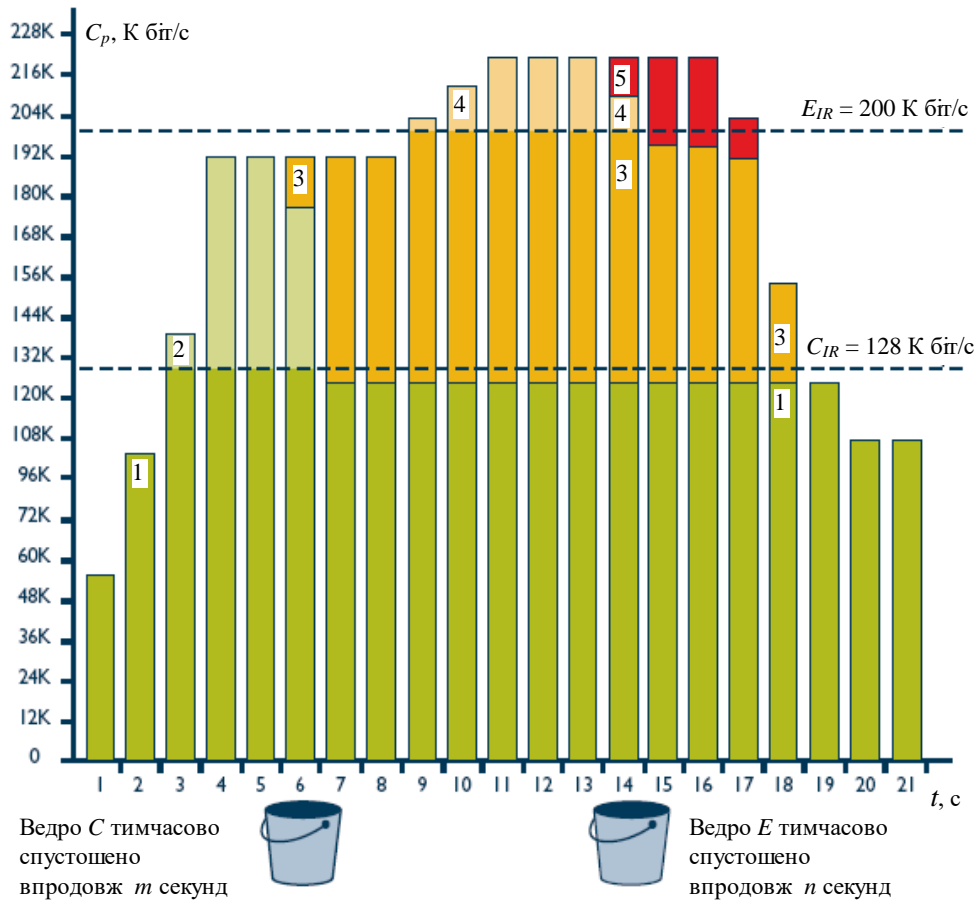


Рис. 3.7 Графік двохрозрядного вимірювання параметрів потоку з трьохколірним забарвленням пакетів. C_p – пропускна здатність мережі. 1 – зелені пакети. 2 – пакети з умовно зеленим забарвленням, при короткочасному перевищенні C_{IR} не більш ніж на m секунд. 3 – жовті пакети; інтенсивність потоку яких вище ніж C_{IR} , але нижче ніж E_{IR} . 4 – пакети з умовно жовтим забарвленням, при короткочасному перевищенні E_{IR} не більш ніж на n секунд, $n > m$. 5 – червоні пакети, що відкидаються у першу чергу.

Тепер розглянемо методи контролю перевантажень та управління потоками самоподібного трафіку.

У першому розділі були дані докладні пояснення, в чому полягає різниця між боротьбою з перевантаженням і управлінням потоком. Нагадаємо основні принципові відмінності цих процесів.

Запобігання перевантаження гарантує, що підмережа впорається із запропонованим їй трафіком. Це глобальне питання, що включає поведінку всіх хостів і маршрутизаторів, процесів зберігання та пересилання на маршрутизаторах, а також безліч інших чинників, що знижують пропускну здатність підмережі.

Управління потоком, навпаки, відноситься до трафіку між двома конкретними станціями - відправником і одержувачем. Завдання управління потоком полягає в узгодженні швидкості передачі відправника з швидкістю, з якою одержувач здатний приймати потік пакетів. Управління потоком зазвичай реалізується за допомогою зворотного зв'язку між одержувачем і відправником.

Причина, по якій управління потоком і боротьбу з перевантаженням часто плутають, полягає в тому, що алгоритми боротьби з перевантаженням також використовують зворотний зв'язок у вигляді спеціальних повідомлень, що посилаються різними відправникам, з проханням передавати дані повільніше, коли в мережі з'являються затори. Таким чином, хост може отримати прохання уповільнити передачу в двох випадках: коли з переданим потоком не справляється одержувач або коли з ним не справляється вся мережа [114].

Зазвичай у якості вимірюваного параметру трафіку, на підґрунті якого налаштовують параметри ключових елементів формувача, використовується поточний розмір черги (відповідно, поточний розмір зайнятої буферної пам'яті). У даній роботі запропоновано використовувати швидкість зростання черги, тобто швидкість заповнення буфера. Для отримання порівняльних оцінок та забезпечення можливості сумісного аналізу вибрані нормалізована довжина черги L_{qnorm} та нормалізована швидкість зростання черги V_{qnorm} . У якості нормалізуючих

коефіцієнтів (коефіцієнтів масштабування) беруться величини розміру буферної пам'яті L_{buff} та максимальної швидкості зростання черги V_{qmax} відповідно:

$$L_{qnorm} = \frac{l_q(n)}{L_{buff}}, \quad (3.10)$$

де $l_q(n)$ – поточна довжина черги;

$$V_{qnorm} = \frac{V_q(n, \rho)}{V_{qmax}(\rho)} = \frac{\{[l_q(n) - l_q(n-1)]|\rho\}}{\{[l_q(n) - l_q(n-1)]|\max_{\rho}\}};$$

$$0 \leq V_{qnorm} < 1, \quad \rho = 1 - \varepsilon, \quad 0 < \varepsilon \ll 1. \quad (3.11)$$

Логічно приймати множину значень $V_q(n, \rho)$ дискретною по $\{n, \rho\}$ з кроком дискретизації по ρ , що дорівнює $\delta\rho$. Для наявної дисципліни обслуговування точна верхня грань $\sup_{\rho} V_{qmax}(\rho)$ має бути такою, що найближче до неї значення $V_q(n, \rho - \delta\rho)$ є величиною другого порядку малості. Зазвичай, виходячи з міркувань практичного застосування, вибирають величину $V_{qmax}(\rho)$ при $\rho = 0,9$ [25, 99]. При більших значеннях ρ потрібний розмір черги стає настільки великим, що час знаходження пакетів у черзі перевищує реальний час життя (*Time-to-Live*, *TTL*) пакетів.

На рис. 3.8. зображені отримані розрахунковим шляхом функції нормалізованої довжини черги та нормалізованої швидкості зростання черги для моделей з різними дисциплінами обслуговування: $M/M/1$ та $M/D/1$.

З графіків видно, що нормалізована швидкість зростання черги для обох дисциплін обслуговування є більш інформативним індикатором очікуваного перевантаження. Розрахунки показують, що для дисципліни обслуговування $M/M/1$ спостерігається зростання нормалізованої швидкості на 10% вже при коефіцієнті використання $\rho \approx 0,7$, у той час як зростання нормалізованої довжини черги – тільки при $\rho > 0,9$. Аналогічна картина спостерігається для дисципліни

обслуговування $M/D/1$. Якщо задати рівень граничного показника коефіцієнту використання $\rho \geq 10\%$, то ризик перевантаження буде зафіксований мінімум на 0,2 умовних одиниці часу (тобто на 20%) раніше, ніж при вимірюванні нормалізованої довжини черги.

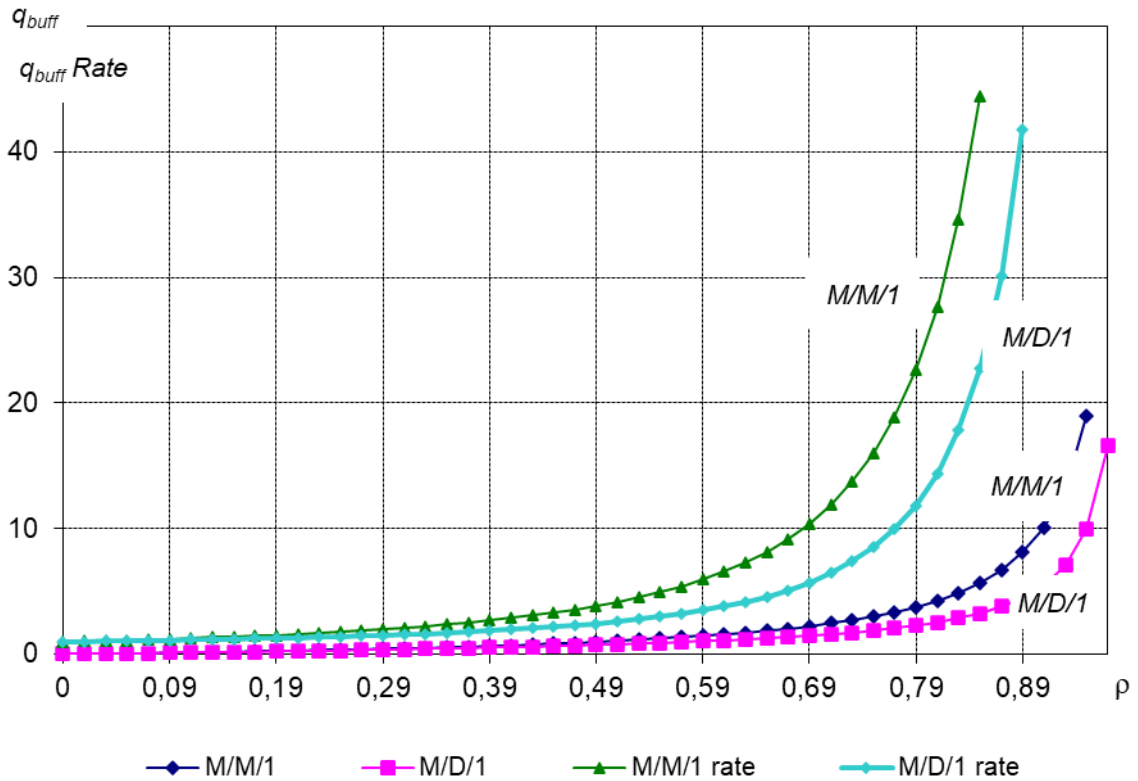


Рис. 3.8. Графіки функцій нормалізованої довжини черги та нормалізованої швидкості зростання черги для моделей з різними дисциплінами обслуговування

Розглянемо формувач трафіку зі змінними швидкостями C_{IR} та E_{IR} (рис.3.9). Вони змінюються відповідно до швидкості та прискорення зростання інтенсивності трафіку [122].

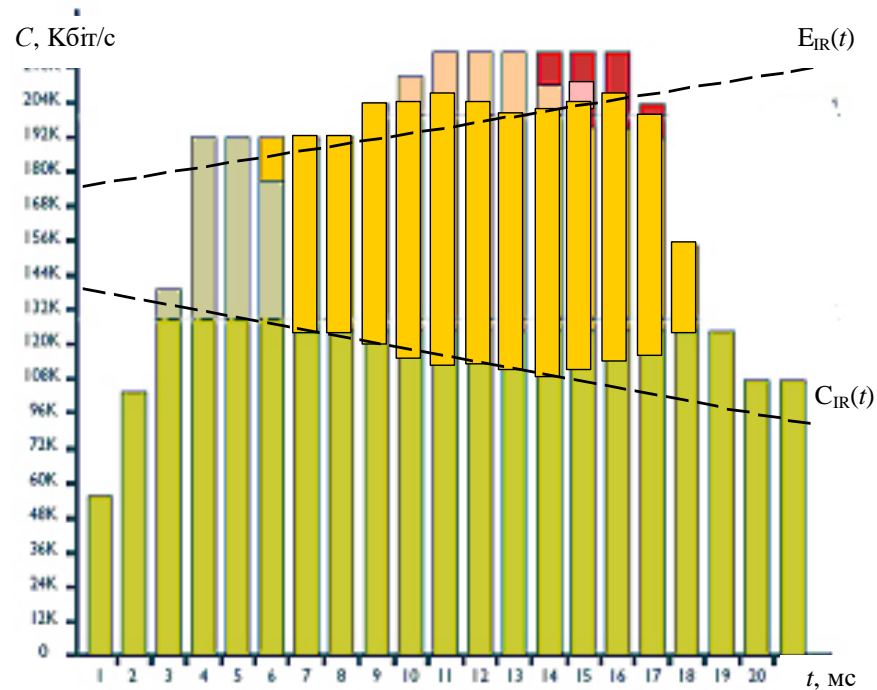


Рис. 3.9 Вимірювання навантаження та розмітка пакетів у формувачі зі змінним розміром "жовтої області"

Лічильник підраховує число пакетів, що поступають на вхід формувача. Накопичувач, по суті, є дискретний інтегратор (скалярний або векторний). Частота генератора маркерів регулюється у залежності від числа накопичених пакетів, швидкості їх накопичення (теоретично – також і вищих похідних). При спустошенні буферної пам'яті (маркерного відра) швидкість має бути обмежена у залежності від параметрів вхідного трафіку та потенційних можливостей вузла призначення.

Загальна концепція основних та додаткових ключових мережних функцій полягає в тому, що елементи мережі та зонди, які використовуються як екземпляри службових ресурсів, розміщуються на певних вузлах мережної інфраструктури для збору даних, пов'язаних з продуктивністю, наприклад кумулятивні лічильники протокольних подій. Через постійні інтервали часу або 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 пропускну здатності. Кожен клас пріоритетів пов'язаний з гарантованою нормою, верхньою граничною нормою, діючою нормою на кожному рівні пріоритету. Надлишкова пропускну здатність ділиться між користувачами у залежності від пріоритетів, які призначені відповідним класам. Отже, класи з високим пріоритетом можуть запросити (або виділити) більшу пропускну здатність, ніж класи з низьким пріоритетом. Таким чином, коли діюча норма одного класу досягає граничної норми, маркери позичаються з класу вищого рівня ієрархії.

Для вирішення завдань поточного управління мережними системами необхідний зважений підхід. Критерії оптимізації ключових параметрів функціонування мережі та поточного управління мережею неоднозначні та суперечливі. Облік цих суперечностей та пошук компромісних рішень можливий із використанням статистичних методів, узгодження достовірності та деталізації основних даних з фізичним змістом вирішених завдань.

Висновки до розділу

1. Самоподібність трафіку реального часу розглядається на прикладах різних компонентів різнорідного трафіку, зокрема трафік мови, відеотрафік, *VBR*-трафіку, *WWW*-з'єднання. Для опису відповідних моделей проаналізовано та обґрунтовано вибір моделі Парето як представник класу розподілів з важкими хвостами.

2. Специфічні характеристики мережного трафіку пояснюються високим ступенем групування пакетів на клієнтських ділянках, в маршрутизаторах і вузлах комутації інфокомунікаційних мереж, що зумовлює нові вимоги до характеристик програмного комутатора для самоподібного вхідного потоку.

3. Запропонована концепція системи управління мережею полягає в використанні дворівневої моделі автономного сегмента при чотирьохрівневій моделі мережі в цілому.

4. Розглянуто метод адаптивного формування потоків мережного трафіку і способи настройки структур управління систем з непрямим зворотним зв'язком, які керують параметрами і структурою багатошвидкісного ієрархічного формувача трафіку.

5. Ефективність управління характеристиками комп'ютерних мереж визначається параметрами об'єкту, вибір і оцінка значущості яких здійснюється з врахуванням наступних чинників:

- поставленого завдання контролю перевантажень мережного сегменту;
- досягнення необхідного рівня достовірності за визначенням стану об'єкту;
- інформаційної значущості використаних параметрів;
- виглядом функціональної залежності показника якості від параметрів;
- чутливості до змін, що відбуваються в об'єкті при появі несправності.

РОЗДІЛ 4 АНАЛІЗ ЕФЕКТИВНОСТІ МЕТОДІВ ФОРМУВАННЯ МЕРЕЖЕВОГО ТРАФІКУ

4.1. Вибір та обґрунтування функціоналу ефективності передачі у мережах із самоподібним трафіком

Як раніше вже неодноразово відмічалось, для підвищення продуктивності інформаційно-телекомунікаційних мереж застосовують теорію масового обслуговування (ТМО). По-перше, аналітичне вивчення черг стосується кількісного визначення феномену черг очікування з використанням ключових параметрів ефективності, таких як середня довжина черги (середня кількість клієнтів у черзі; при аналізі проходження пакетів через комутаційний вузол – середнє число пакетів у буферній пам'яті), середній час очікування в черзі та середній коефіцієнт використання мережі. По-друге, використовуючи методи імітаційного моделювання, отримують результати аналізу для розв'язку таких завдань:

- а) порівняння часу очікування та середньої кількості повідомлень у чергах;
- б) порівняння параметрів черг $M/M/1$, $M/D/1$ та $Qd/D/1$ і дослідження впливу якості формування трафіку на імовірності блокування та відкидання пакетів для різних моделей очікування.

(Тут прийняті позначення у відповідності з класифікацією Кендала [116]. Нагадаємо, що індекс Qd означає квазідетемінований потік заявок. Більш докладний опис цього потоку зроблений нижче.)

Математична модель комутаційного мережного вузла розглянута як однолінійна система масового обслуговування (СМО). Статистичні характеристики різнорідного мережного трафіку на вході такої СМО визначаються тим, що до складу трафіку входять мова, відео, дані та трафік мобільних абонентів (*Quadruple Play* трафік). Такий трафік є самоподібним за визначенням (фрактальним). Він із задовільною точністю описується моделями $G/G/1$, $G/M/1$ або $G/G/1/k$, $G/M/1/k$. При проходженні формувачів типу "дір'яве

відро" або "маркерне відро" модель СМО та, відповідно, статистика трафіку, що розглядається, перетворюється. Зокрема, на виході формувача типу "маркерне відро" трафік набуває квазідетермінованого (Qd) характеру з періодом слідування пакетів T_{arr} . Він описується моделями $Qd|G|1|k$ або $Qd|M|1|k$. Період слідування пакетів набуває вигляду $T_{arr} = T_0 + \xi(n)$, де $\xi(n)$ – нормально розподілена випадкова величина з нульовим математичним сподіванням m_ξ . Середньоквадратичне відхилення (СКВ) $\sigma_\xi < T_0/6$.

Розглянемо функціонал ефективності передавання пакетів з формуванням та згладжуванням трафіку. Ефективність передавання пакетів залежить не тільки від якості адаптації, а також від ключових параметрів мережі. Проаналізуємо ці залежності. Для порівняння наведено залежність довжини черги заявок для моделей $M/D/1$ – пуасонівський потік заявок та детермінований час обслуговування, $D/D/1$, та $F/D/1$ – самоподібний (фрактальний) процес (рис.4.1.).

Для самоподібного трафіку $F/D/1$ при значенні параметра Херста $H > 0,5$ вже при $\rho \approx 0,4$ потрібно більше ресурсу пам'яті буферних пристроїв, ніж для класичної моделі $M/D/1$, що вважається найменш сприятливою в порівнянні з іншими (наприклад, з постійним чи гаусівським розподілом часу обслуговування). Швидкість росту необхідного обсягу пам'яті росте при збільшенні параметра Херста, що обумовлено, в основному, ступенем групування однорідних пакетів і сплесками навантаження на мережу.

Можна також стверджувати, що просте нарощування буферної пам'яті (апаратним чи програмним способом) є малоефективним [64, 115, 121]. Крім того, при очікуваному збільшенні частки трафіку даних у загальному обсязі степінь самоподібності буде збільшуватися, і залежність $\rho(q_{buff})$ буде зростати все більш різко [64, 99].

При ідеальному регулюванні та формуванні вхідного потоку останній стає детермінованим або близьким до нього квазідетермінованим. При

детермінованому порядку поступаючих заявок та детермінованому часі обробки графік зростання черги представляє собою лінійно-ламану лінію (рис. 4.1). Відмітимо, що на практиці як трафік на виході формувача, так і час обробки пакетів є квазідетермінованими (Qd).

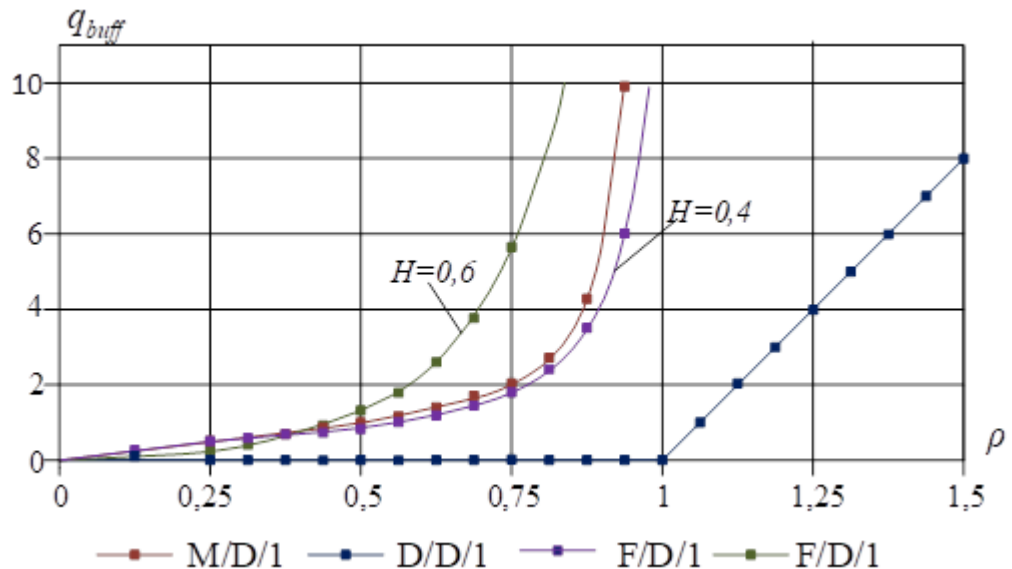


Рис. 4.1 Залежності довжини черги заявок (потрібної пам'яті буфера q_{buff}) від коефіцієнта використання ρ для моделей вхідного трафіку.

Механізм формування впливає з правила постановки пакетів у чергу. Кожен порт виходу має набір черг, для яких встановлені різні пріоритети або ваги. Найбільш високий (перший) пріоритет надається пакетам, інтенсивність надходження яких не перевищує C_{IR} . Пакетам, інтенсивність надходження яких вище C_{IR} , але не вище E_{IR} , призначається другий пріоритет. Нарешті, пакетам, інтенсивність надходження яких вище E_{IR} , призначається найнижчий (третій) пріоритет. Умовне визначення пріоритету пакетів здійснюється різним забарвленням: зелений (перший пріоритет), жовтий (другий пріоритет), червоний (третій пріоритет).

Відповідно, у процесі формування трафіку пакети розміщуються у черги з різними пріоритетами. Оскільки всі черги мають обмежену довжину, пакети не

можуть розміщуватися у них необмежено. Якщо буфер комутаційного вузла заповнений, нові пакети відкидаються.

Правила відкидання є різними для пакетів різного кольору. Зелені пакети підкоряються самим м'якими правилами, і можна очікувати, що більшість цих пакетів буде передано в вихідну чергу. Правила для жовтих пакетів більш суворі, тому їх число в вихідній черзі менше. Найсуворіші правила – для червоних пакетів, що виявляється при переповненні буфера.

Загальна концепція побудови формувача та призначення пріоритетів ґрунтується на ключових параметрах ефективності. Мережні елементи та сенсори, які використовуються в якості аналізаторів службового ресурсу, розміщуються у певних вузлах мережної інфраструктури для збирання даних, пов'язаних з продуктивністю. Наприклад, це можуть бути накопичувальні лічильники протокольних подій. Через однакові часові інтервали у майже реальному часі ця інформація стосовно продуктивності передається до систем більш високого рівня обслуговування та керування продуктивністю.

У якості ключових параметрів ефективності, які оптимізуються, вибираються такі [72]:

- затримка передачі t_{dc} ;
- пропускна спроможність C_p ;
- втрати пакетів L_p при передаванні даних;
- рівень безпеки та захисту даних D_{sp} при обміні даними у мережі;
- якість Web-сервісу;
- якість передачі аудіо (аудіофайли, звичайна та IP-телефонія);
- швидкість та надійність обміну файлами по протоколу *FTP*;
- швидкість та надійність обміну файлами по електронній пошті;
- якість передачі відео.

Використовуються взяті з [72] частинні коефіцієнти кореляції параметрів, що оптимізуються (див. табл. 4.1)

Ключові параметри ефективності

Параметр	Коефіцієнти кореляції									
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					
Audio	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		
Video	0,87	0,89	0,84	0,82	0,53	0,67	0,79	0,30	1,0	
		C_p	L_p	D_{sp}	Web	Audio	FTP	E-mail	Video	

Затримка передачі даних є одним з найважливіших параметрів якості обслуговування. З даних табл. 4.1 видно, що всі інші ключові показники ефективності мають велику кореляцію з нею. Тож проблема оптимізації затримки передачі в цілому та її окремих компонентів, особливо джиттера, є досить актуальною. Розглянемо компоненти затримки передачі.

Поточна затримка вимірюється як різниця між моментом відправлення та моментом отримання підтвердження t_{ack} : $t_{dc} = t_{ack} - t_s$. Ми приймаємо такі позначення:

- Δt_{pd} і σ_{pd} - середній час і СКВ доставки пакетів відповідно;

- Δt_{ack} і σ_{ack} - середній час і СКВ очікування підтвердження відповідно. Тоді

$t_{dc} = \Delta t_{pd} + \Delta t_{ack}$. У загальному випадку $\Delta t_{pd} \neq \Delta t_{ack}$, $\sigma_{pd}^2 \neq \sigma_{ack}^2$.

Нехай час очікування поточного підтвердження (тайм-аут) становить t_{to} . Визначимо співвідношення між часом подвійного кругового обороту службового

повідомлення та загальною затримкою доставки через нормалізований тайм-аут, який є випадковою величиною із середнім значенням t_{dc} та СКВ

$\sigma_{total} = (\sigma_{pd}^2 + \sigma_{ack}^2)^{1/2}$. Щоб врахувати вплив СКВ часу подвійного кругового оберту, використаємо коефіцієнт варіації $k_{tt} = \sigma_{total} / t_{dc}$.

Крім того, використаємо нормований коефіцієнт втрат

$$k_l = \frac{N_{total} - N_{rec}}{N_{total}} = 1 - \frac{N_{total} - N_{rec}}{N_{total}}, \quad (4.1)$$

де N_{total} – загальна кількість переданих пакетів, N_{rec} – кількість успішно прийнятих пакетів. Тепер визначимо структуру функціоналу для оптимального вибору значення тайм-ауту.

Оптимальним значенням тайм-ауту є мінімум функціоналу параметрів t_{dc} , t_{ack} , k_{tt} та k_l , який можна представити як сукупність компонентів вектора

$\mathbf{V}_{to} = \|\Delta t_{pd} \ \Delta t_{ack} \ k_{tt} \ k_l\|^T$ (T - символ транспонування):

$$t_{to} = \Psi \left(\|\Delta t_{pd} \ \Delta t_{ack} \ k_{tt} \ k_l\|^T \right) \xrightarrow{\mathbf{V}_{to}} \min, t_{to} \geq t_{dc}. \quad (4.2)$$

Строго кажучи, ми підходимо до проблеми векторної оптимізації. Однак зрозуміло, що t_{dc} , t_{ack} , k_{tt} та k_l є взаємно незалежними випадковими величинами. Тому можна замінити векторну оптимізацію скалярною оптимізацією зі зваженою скалярною сумою

$$t_{to} = \Psi \left(a_1 \Delta t_{pd} + a_2 \Delta t_{ack} + a_3 k_{tt} + a_4 k_l \right) \xrightarrow{v} \min, t_{to} \geq t_{dc}, \quad (4.3)$$

$$v = a_1 \Delta t_{pd} + a_2 \Delta t_{ack} + a_3 k_{tt} + a_4 k_l, \quad (4.4)$$

де вагові коефіцієнти вибираються з практичних міркувань:

$$t_{to} = \Psi \left(a_1 \Delta t_{pd} + a_2 \Delta t_{ack} + a_3 k_{tt} + a_4 k_l \right) \xrightarrow{v} \min, t_{to} \geq t_{dc}. \quad (4.5)$$

На рис. 4.2 показані варіації нормалізованого тайм-ауту в залежності від часу прийому-передачі aRTT для різних значень k_{tt} . Ці залежності отримані шляхом

розрахунків та моделювання з використанням виразів (4.2 – 4.5) Аналізуючи результати оптимізації, приходимо до висновку, що проблема поточної оптимізації в режимі реального часу ключових параметрів в незалежному сегменті мережі або в мережі загалом насправді є проблемою управління мережею, або, в широкому сенсі, проблемою адаптації [46, 72].

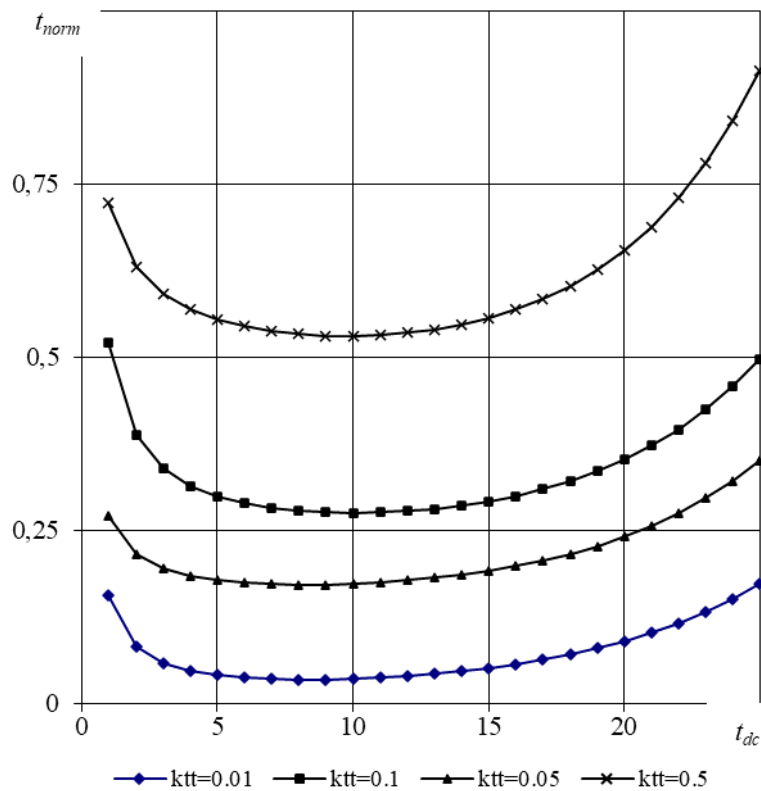


Рис. 4.2 Варіації нормалізованого тайм-ауту

Варіації нормалізованого тайм-ауту досить плавні через усереднення часу aRTT на інтервалі спостереження. Зі збільшенням варіації часу обертання результуючий тайм-аут швидко зростає. Тому постійний контроль параметрів і стану мережі для запобігання погіршення часу затримки пакетів та тремтіння є актуальною проблемою.

Як слідує з наведених міркувань, для розв'язку завдань поточного управління мережами необхідний системний підхід. Критерії оптимізації ключових параметрів функціонування мережі та поточного управління мережею неоднозначні та суперечливі. Врахування цих суперечностей і пошук

компромісних рішень можливий із використанням статистичних методів, оцінювання достовірності та аналізу даних з точки зору фізичного сенсу вирішених завдань.

Процеси зміни ключових параметрів, з одного боку, є суттєво нестационарні, а з іншого боку, тенденції їх змін дуже схожі. Тому необхідний опис їх стохастичного взаємозв'язку, що представляє інтерес не лише теоретичного, а й практичного характеру. В якості основних описів стохастичного взаємозв'язку використовуються коефіцієнти множинної кореляції та покрокової множинної регресії [81, 90].

Тепер розробимо модифікований метод формування трафіку з використанням адаптивного багатошвидкісного маркерного відра.

4.2 Розробка модифікованого методу та пристрою формування мережевого трафіку

Нехай формувач потоку має змінні параметри: середню інтенсивність потоку C_{IR} і граничну інтенсивність потоку E_{IR} (рис. 4.3). Вони визначаються як швидкістю, так і прискоренням зростання інтенсивності потоків i , відповідно, змінами швидкості та прискорення заповнення буферів.

Визначення пріоритету пакетів i , відповідно, їх умовне забарвлення є наступним:

–якщо короткочасна інтенсивність потоку не перевищує величини C_{IR} , пакетам призначається вищий пріоритет (забарвлення зеленим кольором). Надаються певні гарантії доставки пакетів;

–якщо короткочасна інтенсивність потоку вище C_{IR} , але не вище E_{IR} , пакетам призначається середній пріоритет (забарвлення жовтим кольором). Доставка пакетів здійснюється з найбільшими зусиллями, але без надання гарантій (режим доставки *Best Effort*);

–якщо короткочасна інтенсивність потоку перевищує величину E_{IR} , пакетам призначається нижчий пріоритет (забарвлення червоним кольором). Гарантій

доставки не надається, частина пакетів відкидається аж до зниження величини короткочасної інтенсивності нижче E_{IR} . Пакети, що залишилися, знову переходять у жовту область.

На відміну від класичного методу формування трафіку, водночас здійснюється контроль довжини інтервалів перевищення C_{IR} та E_{IR} . За результатами контролю обчислюються припустимі значення числа умовно зелених та умовно жовтих пакетів.

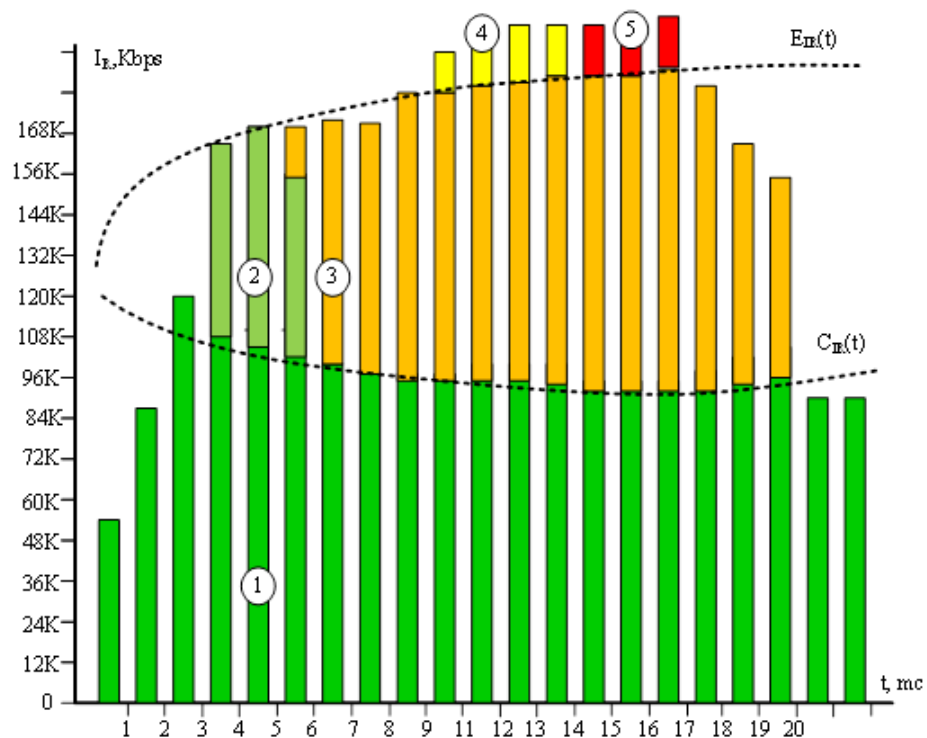


Рис. 4.3 Вимірювання навантаження й управління специфікацією пакетів з розміром вікна "жовтої області", що адаптивно змінюється. 1 – зелені пакети. 2 – пакети, що лишаються умовно зеленими при короткочасному перевищенні C_{IR} не більш ніж на m секунд; 3 – жовті пакети, інтенсивність потоку яких вище ніж C_{IR} , але нижче ніж E_{IR} ; 4 – пакети, що лишаються умовно жовтими при короткочасному перевищенні E_{IR} не більш ніж на n секунд, $n > m$; 5 – червоні пакети, що відкидаються у першу чергу.

Таким чином, при додатковому урахуванні параметрів потоку та швидкості зростання черги у буферній пам'яті набір параметрів, що оптимізуються,

розширюється на два елементи, які описуються додатковим забарвленням: умовно зелені та умовно жовті пакети. Природно очікувати відповідного прискорення поновлень інформації про параметри завантаження та скорочення часу реакції маркерного відра. Ці міркування перевірені шляхом розрахунків та комп'ютерного моделювання. Результати представлені у підрозділі 4.3.

Короткочасні інтенсивності E_{IR} і C_{IR} змінюватимуться в межах, які залежать від максимальної пропускної спроможності комутатора. Тому доцільно адаптуватися до середньої інтенсивності пакетів шляхом зміни інтенсивностей E_{IR} і C_{IR} та управління розміром "діапазону жовтого".

Інтегратор M -го порядку зі змінними ваговими коефіцієнтами $k_1 = k_1(t), k_2 = k_2(t), \dots, k_m = k_m(t)$ в принципі може оцінювати швидкість, прискорення і вищі похідні степеню заповнення буфера. Сигналами, які управляють $y_{ab}(t - \tau), y_{ib}(t - \tau), y_{ig}(t - \tau)$ регулюється сумарний розмір даних і маркерів в буферах, а також частота надходження маркерів. Параметри цих сигналів визначаються параметрами трафіку, передусім, степенем його самоподібності. На практиці не має сенсу розраховувати похідні вищого порядку, ніж другий (швидкість і прискорення), оскільки точність статистичного оцінювання швидко погіршується.

На рис. 4.4 зображена схема адаптивного формувача M -го порядку. Відповідно до приведених вище міркувань слід вибирати $M \leq 2$.

Управління розміром "жовтої області" здійснюється шляхом зміни частоти частоти генератора маркерів (ГМ) на підґрунті результатів прогнозування необхідної пропускної спроможності системи та потрібного розміру буфера. Схема додаткового модуля прогнозування, розробленого у роботі [134] на основі предиктора Сміта [124], показана на рис. 4.5, а схема пристрою керування частотою ГМ – на рис. 4.6.

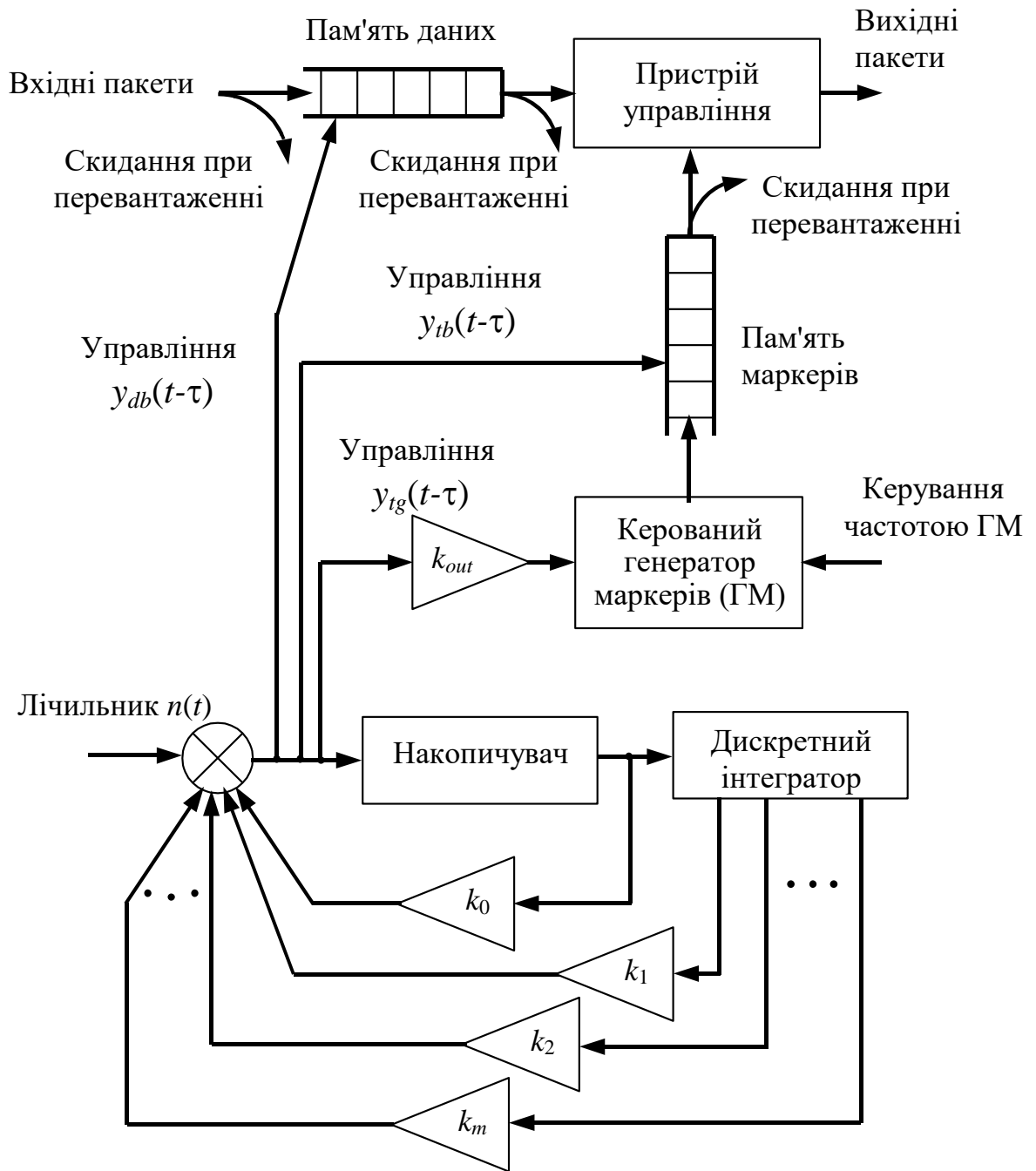
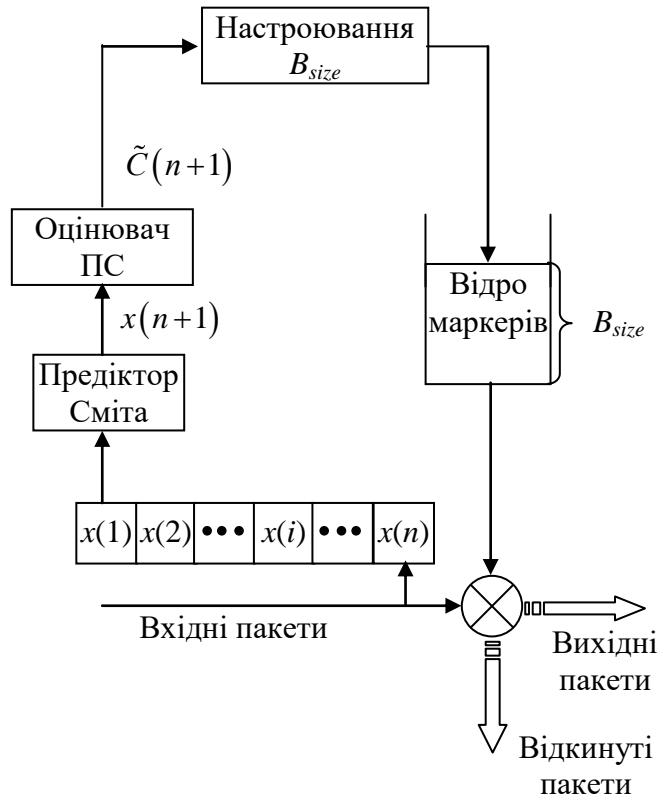
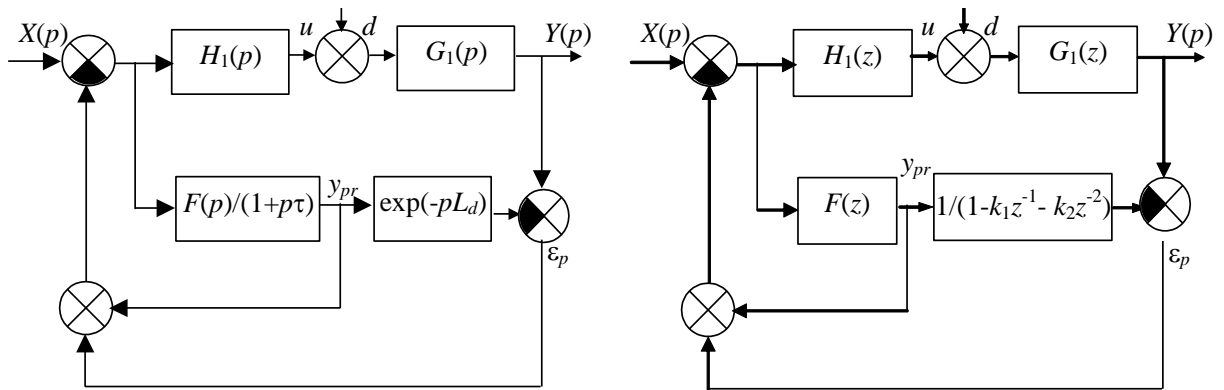


Рис. 4.4 Схема багатошвидкісного адаптивного маркерного формувача (пристрій управління розміром "жовтої області" не показаний)



а) Механізм маркерного відра з n -кроковим прогнозуванням та керуванням пропускнуою спроможністю (ПС)



б) Класичний предиктор Сміта з експоненціальним згладжуванням

в) Модифікований предиктор Сміта зі степеневим згладжуванням

Рис. 4.5 Багатошвидкісний формувач мережного трафіку

Модифікація предиктора Сміта заключається у заміні функції експоненціального згладжування на функцію степеневого згладжування, яка є

оптимальною для згладжування самоподібних процесів з важкими хвостами ймовірнісних розподілів.

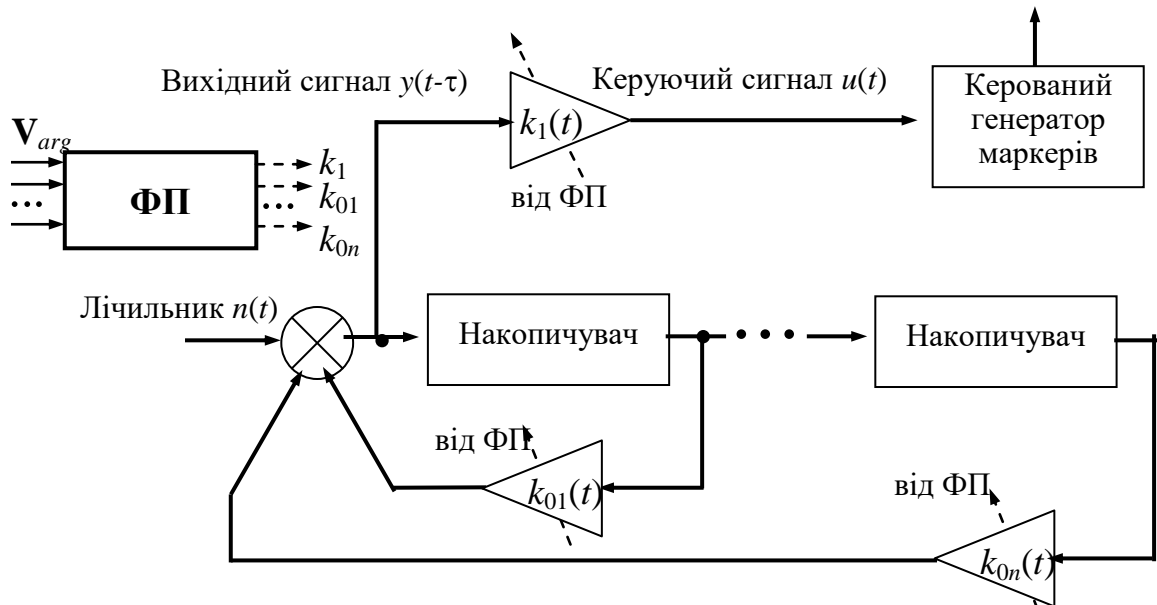


Рис.

4.6 Схема пристрою керування частотою генератора маркерів

Основні відмінності багатошвидкісного адаптивного формувача від традиційного формувача "маркерне відро" наступні:

1. При підрахунку лічильником числа $n(t)$ пакетів, які приходять на вхід формувача, період оцінювання T_{est} змінюється у відповідності до поточної частоти $f_{mg}(t_{curr})$, назначеної генератору маркерів: $T_{est}(t_{curr}) = 1/f_{mg}(t_{curr})$.

2. Накопичувач представляє собою цифровий суматор з насиченням. Таку схему суматора обрано для того, щоб уникнути коливань переповнення, які можуть виникати при представленні чисел у додатковому коді.

3. Проблема фрактального трафіку – спорадичні суттєві сплески інтенсивності при досить незначному середньому рівні інтенсивності на порівняно довгому інтервалі спостереження. Тому ми пропонуємо новий підхід - алгоритм забезпечення якості обслуговування, при наявності ефекту самоподібності. Ідея цього алгоритму полягає у модифікації механізмів формування трафіку для забезпечення необхідних класів QoS шляхом введення

додаткового модуля прогнозування необхідного розміру буфера B_{size} на деякий час вперед відповідно до змін інтенсивності надходження вхідних пакетів. У той же час трафік не узгоджується з попередньо встановленим профілем, а навпаки, пропускна спроможність системи адаптується до профілю трафіку. При цьому зменшуються втрати та покращується використання виділених ресурсів.

Алгоритм формування для запобігання заторів працює наступним чином:

- отримувач вимірює коефіцієнт втрати та повертає його відправнику;
- відправник використовує ці повідомлення зворотного зв'язку для розрахунку часу кругового оборту (*Round-Trip Time, RTT*);
- відправник використовує *RTT* і коефіцієнт втрати для обчислення швидкості передачі;
- відправник відповідно регулює швидкість відправлення.

Розроблена багатоканальна система з розділеною буферною пам'яттю, яку можна трактувати як паралельну структуру з одноканальними сервісними системами та однаковими дисциплінами обслуговування.

Припустимо, що кожний потік трафіку має вигляд *Triple Play* або *Quadruple Play*. Перед виходом у мережу він формується багатоканальним формувачем.

Гарантована швидкість r_i i -го потоку визначається виразами [134]:

$$r_i = \frac{B_{s \max}}{\delta\tau_i + B_{s \max}/r_p}, \quad (4.6)$$

де $\delta\tau_i$ – гранична затимка i -го потоку; B_s та $B_{s \max}$ – поточний та максимальний розмір буферної пам'яті відповідно; r_p – пікова інтенсивність i -го потоку. Відповідно, час заповнення відра E маркерами дорівнюватиме

$$t_{fE} = E_{BS} / E_{IR}. \quad (4.7)$$

Маркери накопичуються впродовж загального часу

$$\tau_e = E \cdot (\tau_{te} + \tau_{ge}), \quad (4.8)$$

де τ_{te} – довжина маркера, що поступає до відра E ; τ_{ge} – захисний інтервал.

Адаптація до зміни довжини та миттєвої інтенсивності введення пакетів може бути здійснена наступним чином:

- шляхом зміни довжини маркера при постійній довжині охоронного інтервалу;
- шляхом зміни довжини захисного інтервалу на постійну довжину маркера;
- шляхом зміни розміру "жовтої області";
- шляхом зміни розміру даних та буферної пам'яті маркерів.

Треба відзначити, що предиктор Сміта завдяки своїй простоті та ефективності є доречним для розв'язання цієї проблеми саме для процесів з тривалими періодами простою.

При обслуговуванні запитів у пристрої з буферною пам'яттю нескінченної ємності довільні дисципліни обслуговування в принципі можуть давати однакові результати. Однак при обмеженому часі життя пакетів T_{live} необхідною умовою їх збереження має бути дотримання нерівності $T_{serv} \leq T_{live}$, де T_{serv} – час обслуговування (або середній час при моделі обслуговування з випадковою довжиною часу). Також дуже важливим є питання про прийнятність дисциплін обслуговування (*FIFO*, *LIFO* тощо) в системі з дискретним часом у сенсі затримки обслуговування та частоти відмов у обслуговуванні. Однак незалежно від конкретної дисципліни обслуговування справедливим є таке твердження: чим краще степінь згладжування розкидів мережного трафіку, тим повільніше наростатиме черга в буферній пам'яті обслуговуючого пристрою.

Дисципліни обслуговування аналізуються та порівнюються за різними показниками якості.

1. За показником затримки зазвичай аналізується задача оптимізації порядку передачі і скидання пакетів в цифрових телекомунікаційних системах з чергами та різнорідним трафіком. Це завдання формулюється в термінах системи масового обслуговування (СМО), компонентами якої є буфер кінцевої ємності,

обслуговуючий пристрій з постійним часом обслуговування, і дисципліна обслуговування. Як правило, при будь-якій заданій вибірковій функції вхідного трафіку дисципліна LIFO є найкращою в сенсі затримки, а дисципліна FIFO – найгіршою. Цей висновок є уповні логічним при застосуванні буферних запам'ятовуючих пристроїв на класичній основі регістрів зсуву. Дослідження проводяться для довільного (різномірності, самоподібного) вхідного трафіку. Функції розподілу затримки для обраних дисциплін обслуговування знаходяться для локально-стаціонарних потоків, а чисельне порівняння дисциплін проводиться для самоподібного трафіку.

2. Аналіз за показником довжини черги проводиться наступним чином. Для отримання асимптотичних порівняльних оцінок для класичного Пуассонівського і самоподібного потоків розглядається одноканальна система масового обслуговування (СМО) з очікуванням класу $GI/G/1$. Час обслуговування заявки, наприклад, час обробки пакета в комутаційному вузлі, пов'язаний функціональною залежністю з довжиною пакета. З урахуванням характеристик тривалості пакетів на вході вузла як СМО, на ділянках локальної стаціонарності вхідного трафіку конкретизовані параметри розподілу часу обслуговування. При групуванні однорідних пакетів (що характерно для самоподібного трафіку) робиться припущення про детермінований час обслуговування (модель $GI/D/1$).

4.3 Основні результати моделювання та їх аналіз

Для самоподібного трафіку, який розглядається у дисертації, моделі та результати теорії масового обслуговування [81, 87] потребують деяких модифікацій, зокрема, стосовно стаціонарності трафіку.

З огляду на пульсуючий характер самоподібного трафіку, в цілому вже не можна вважати потік заявок найпростішим, оскільки на інтервалі спостереження не виконуються умови стаціонарності, ординарності та відсутності післядії. Однак, виходячи з логіки надання послуг з гарантованою наскрізною якістю обслуговування QoS , потрібно вимагати забезпечення якості обслуговування на

інтервалі довільної тривалості, випадково обраному на загальному інтервалі передачі даних. Як на інтервалах з низькою інтенсивністю трафіку, так і на інтервалах, де спостерігаються сплески навантаження, трафік можна з достатньою для практики точністю вважати локально-стаціонарним [81, 95]. При цьому треба ретельно визначати моменти переходу від одного інтервалу до іншого. В принципі, звичайно, можна запропонувати алгоритми адаптації до змін навантаження, наприклад, з оцінюванням кореляційних властивостей потоку даних, однак навряд чи варто очікувати прийнятної точності, а, отже, і високої ефективності таких алгоритмів.

На наш погляд, більший інтерес представляє одержання асимптотичних порівняльних оцінок для самоподібного потоку загального вигляду. Розглянемо систему масового обслуговування з очікуванням класу $GI/G/m$, при цьому:

1) Заявки надходять в послідовні дискретні моменти $t_i, t_{i+1}, \dots, t_j \leq t_{j+1}$ для будь-якого j ;

2) Інтервали між ними незалежні і розподілені по одному і тому ж закону $F_n(\tau) = P\{\tau_n < \tau\}$, $n \geq 2$.

3) Потік заявок ділиться рівномірно між m каналами на парціальні потоки з однаковими характеристиками.

4) Інтервали обслуговування заявок є незалежними випадковими величинами. Вони створюють послідовність ζ_n , $n \geq 1$. Інтенсивність заявок, що поступають, позначимо λ .

Нехай всі m каналів обслуговування зайняті і є черги заявок. Деякі "нетерплячі" заявки, не дочекавшись обслуговування, покидають свої черги. Як відомо, потік обслужених заявок можна вважати найпростішим [96]. Зробимо також припущення про найпростіший характер потоку «нетерплячих» заявок в загальному потоці. Відносна пропускна спроможність системи T_{hr} обчислюється з припущення, що будуть обслужені всі заявки, окрім тих, які підуть з черги

достроково. Для знаходження середнього числа заявок, які покидають чергу достроково, обчислимо середнє число заявок в черзі [81]:

$$v = 1 \cdot p_{n+1} + 2 \cdot p_{n+2} + \dots + v \cdot p_{n+v} + \dots$$

На кожну з них діє «потік покидань черги» з інтенсивністю γ . Значить, з середнього числа v заявок у черзі в середньому буде відкидатись, не дочекавшись обслуговування, γv заявок в одиницю часу; всього в одиницю часу в середньому буде обслуговано $A_{serv} = \lambda - \gamma v$ заявок.

Відносна пропускна спроможність СМО буде $T_{hrp} = 1 - (\gamma/\lambda) \hat{v}$, середнє число зайнятих каналів (із загального числа m) $\bar{m}_{serv} = \rho - \beta \hat{v}$, середнє число заявок в черзі

$$\hat{v} = \frac{\rho}{\beta} - \frac{\bar{m}_{serv}}{\beta} = \frac{1}{\gamma} (\lambda - \bar{m}_{serv} \cdot \mu). \quad (4.9)$$

Тут λ, μ – інтенсивності потоків заявок і обслуговування відповідно;

$$\rho = \frac{\lambda}{\mu}; \quad \beta = \frac{\gamma}{\mu}.$$

З урахуванням отриманих вище результатів проаналізуємо вимоги до характеристик комутаційного вузла для найпростішого і самоподібного вхідного потоків. Оскільки потік заявок ділиться на ідентичні парціальні потоки, можна без будь-якої втрати узагальненості використовувати моделі одноканальних СМО $GI/G/1, M/M/1, Qd/M/1, Qd/D/1, D/D/1$.

При самоподібній природі трафіку залежність середньої тривалості черги (відповідно, необхідного розміру буфера) q_{buff} від середнього коефіцієнта використання має такий вигляд [25]:

$$q_{buff} = \frac{\rho^{1/2(1-H)}}{(1-\rho)^{H/(1-H)}}. \quad (4.10)$$

При $H = 0,5$ самоподібність зникає, і формула (4.10) спрощується:

$$q_{buff M} = \rho / (1 - \rho), \quad (4.11)$$

що являє собою класичний результат СМО з найпростішим вхідним потоком і експоненціально розподіленим часом обслуговування ($M/M/1$).

Похідна функції (4.11) представляє собою швидкість зростання черги у СМО $M/M/1$:

$$\hat{q}'_{buff M} = 1 / (1 - \rho)^2. \quad (4.12)$$

Для системи з детермінованим часом обслуговування ($M/D/1$) класичний результат виглядає наступним чином:

$$q_{buff D} = \frac{\rho}{1 - \rho} - \frac{\rho^2}{2(1 - \rho)}; \quad (4.13)$$

$$\hat{q}'_{buff D} = \frac{1}{(1 - \rho)^2} - \frac{2\rho - \rho^2}{2(1 - \rho)^2}. \quad (4.14)$$

Тут $\hat{q}'_{buff D}$ – швидкість зростання черг у СМО $M/D/1$.

З використанням виразів (4.6 – 4.14) проведено комп'ютерне моделювання процесів формування та згладжування мережного трафіку. Прийнято, що на виході формувача трафіку маємо квазидетерміновані процеси, а час обслуговування розподілений експоненціально. Іншими словами, дисципліна обслуговування за класифікацією Кендала визначається як $Qd/M/1$.

Розглянемо основні функціональні вузли програмного комплексу та потоки даних. На рис. 4.7 зображено таку схему.

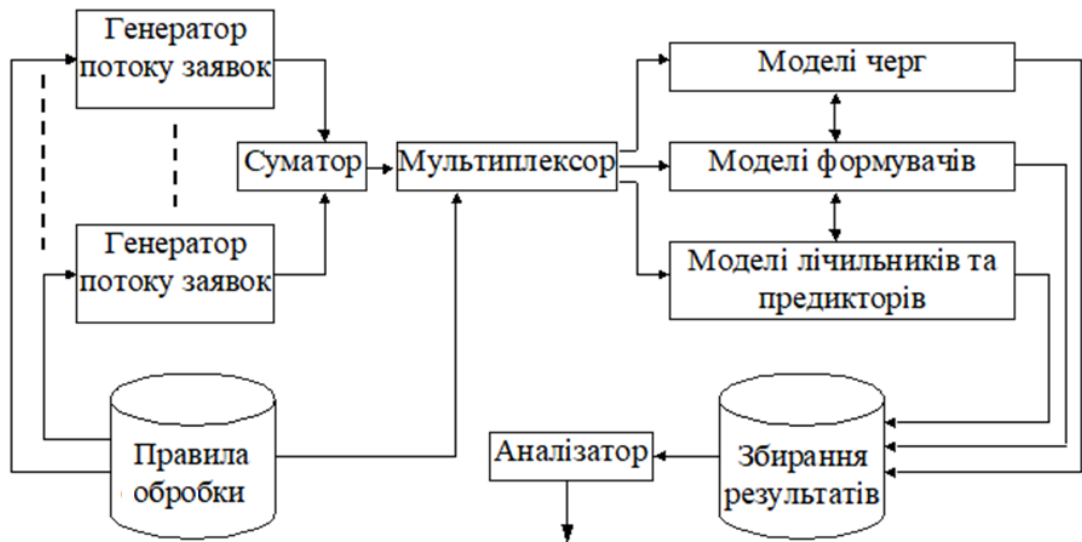


Рис. 4.7 Умовна схема програмного комплексу моделювання

Суматор поєднує парціальні потоки заявок, які у сумі представляють моделі трафіку *Triple Play* або *Quadruple Play*. При цьому кожний парціальний потік відноситься до свого класу трафіку та має свою інтенсивність. Мультиплексор розподілює загальний потік викликів у відповідності зі встановленими правилами обробки та дає початкові дані для створення моделей черг, адаптації формувачів та управління параметрами предикторів. Функції інших (допоміжних) елементів зрозумілі з рисунку.

У процесі моделювання отримані такі найбільш важливі результати оцінки ефективності розробленого формувача трафіку.

1. На рис. 4.8 - 4.9 зображені залежності довжини черги заявок (потрібної пам'яті буфера q_{buff}) від коефіцієнта використання $\rho = \lambda/\mu$, де λ – інтенсивність потоку даних, μ – швидкість обробки, для різних моделей вхідного трафіку. Ясно, що детермінований потік можна отримати тільки при ідеальній роботі формувача. Реальні потоки трафіку будуть завжди відрізнятися від детермінованих.

Якщо вхідний трафік має квазидетермінований характер з середнім часом появи пакетів $T_{mid p}$ та дисперсією σ_p^2 . Без будь-якої втрати узагальнення введемо припущення гаусівського розподілу поточного часу появи пакетів t_{pn} . Тоді при

дотриманні нерівності $T_{serv} \leq T_{mid p} + 3\sigma_p$, де T_{serv} – час обслуговування, довжина черги у буферній пам'яті пристрою обслуговування буде як зазвичай близькою до нуля, поки середня інтенсивність надходження пакетів $\lambda_{p mid}$ не перевищуватиме середньої швидкості обслуговування μ_{mid} . Після того, як відношення $\lambda_{p mid} / \mu_{mid}$ стане більше одиниці, довжина черги, природно, буде лінійно наростати.

Графіки на рис. 4.8 – 4.9 зображені для відповідних випадків з різними коефіцієнтами варіації $k_{var} = \sigma_p / T_{mid p}$. Для моделі $Qd/D/1$ лінія зростання довжини черги буде мати випадкові відхилення від прямої, причому чим більше σ_p^2 , тим більше розкид цих відхилень. Однак при всіх випадках при зростанні коефіцієнта використання $\rho \geq 0,5$ швидкість наростання довжини черги $Qd/D/1$ буде на третину меншою, ніж для випадку $M/M/1$ та $M/D/1$.

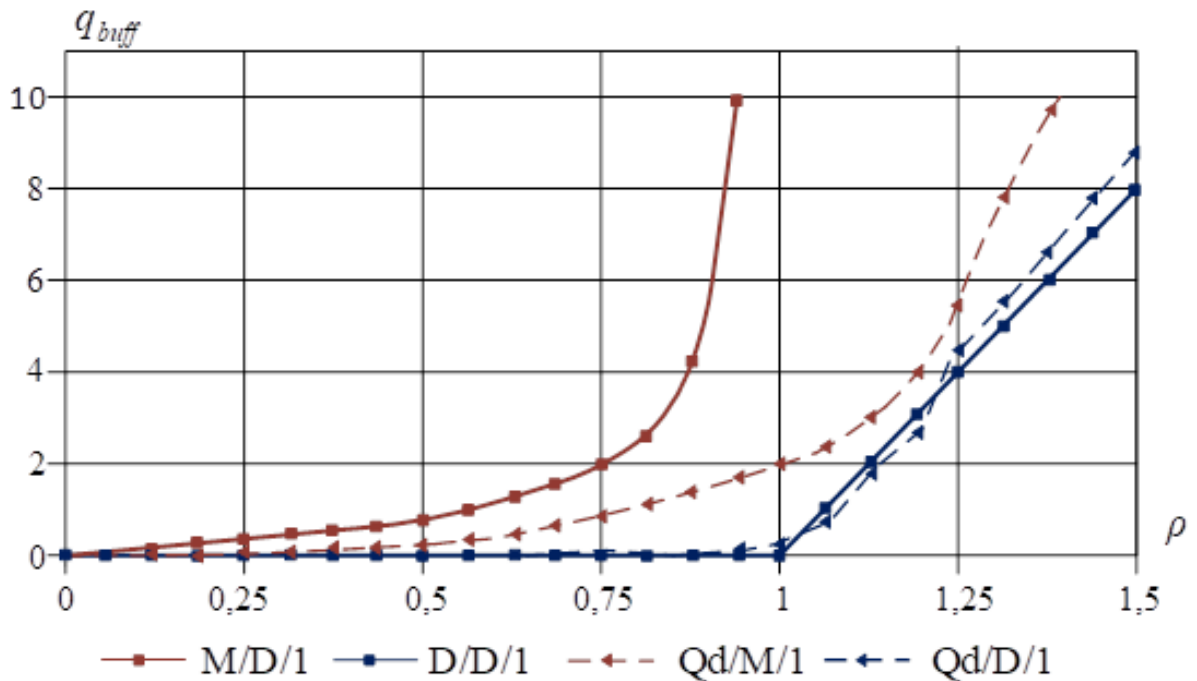


Рис. 4.8. Залежності довжини черги заявок від коефіцієнта використання ρ для різних моделей вхідного трафіку. $k_{var} = 0,09$

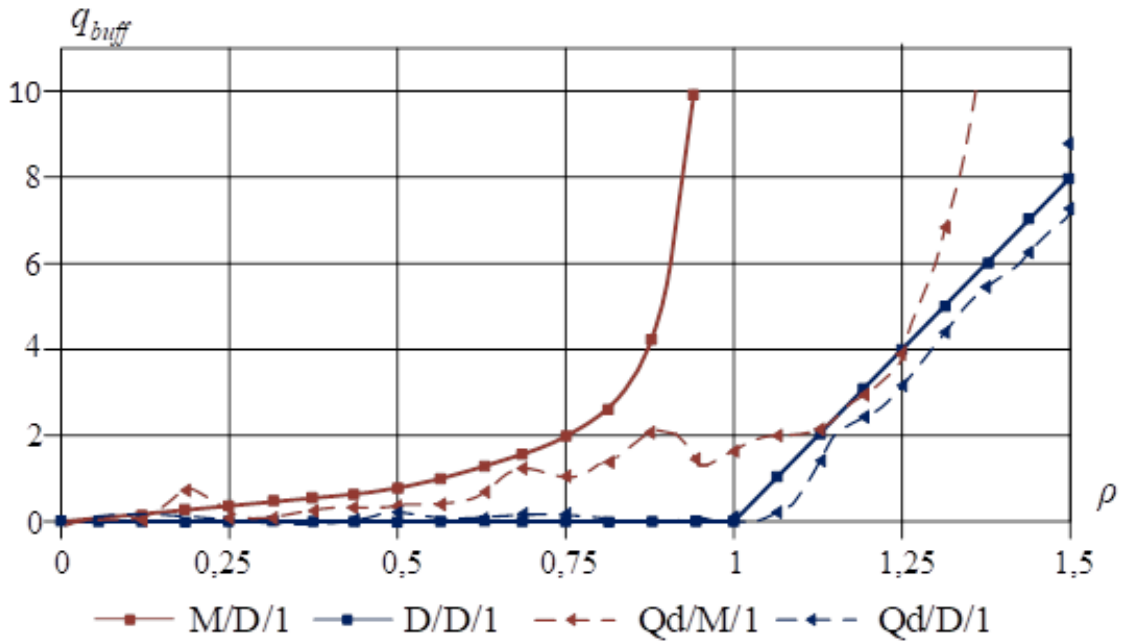


Рис. 4.9. Залежності довжини черги заявок (потрібної пам'яті буфера Q_{buff}) від коефіцієнта використання ρ для різних моделей вхідного трафіку. $k_{var} = 0,2$

Видно, що при збільшенні коефіцієнту варіації викиди та немонотонність залежностей довжини черги заявок стають більш помітними.

2. Формування трафіку, як і встановлено раніше, представляє собою циклічний процес: вимірювання – переформування – згладжування – прогноз. Для прогнозу використовується модифікований предиктор Сміта зі степеневим згладжуванням. Для отримання порівняльних оцінок досліджувалися класичний предиктор Сміта з експоненціальним згладжуванням та формувач трафіку без прогнозування. Ефективність формувача трафіку залежить від основних показників:

- затримки даних вимірювання параметрів трафіку;
- точності прогнозу стану формувача.

3. При зростанні навантаження, обумовленого сплесками інтенсивності самоподібного трафіку, виникають викиди відносної частоти $F_{відн}$ маркерів, що формуються керованим генератором.

На рис. 4.10 – 4.15 зображені графіки випадкових змін $F_{відн}$ при усуненні перевантаження.

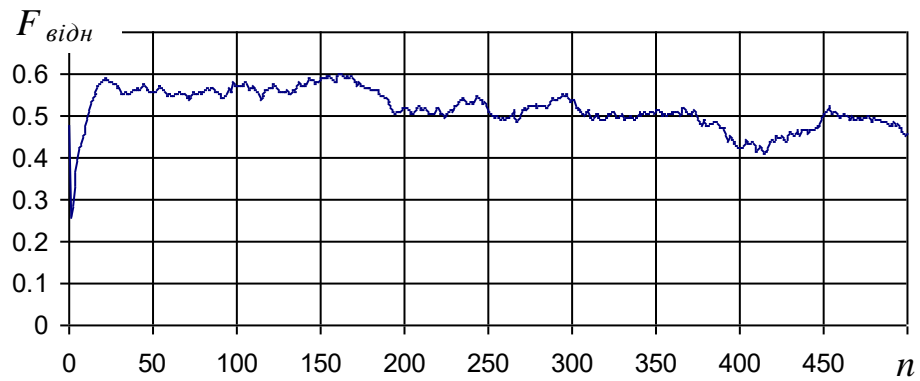


Рис. 4.10 Пуасонівський трафік, експоненціальне згладжування

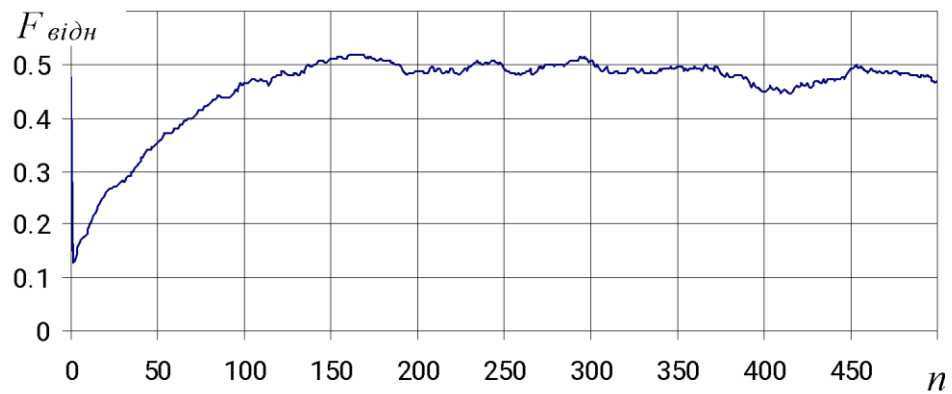


Рис. 4.11 Пуасонівський трафік, степеневе згладжування

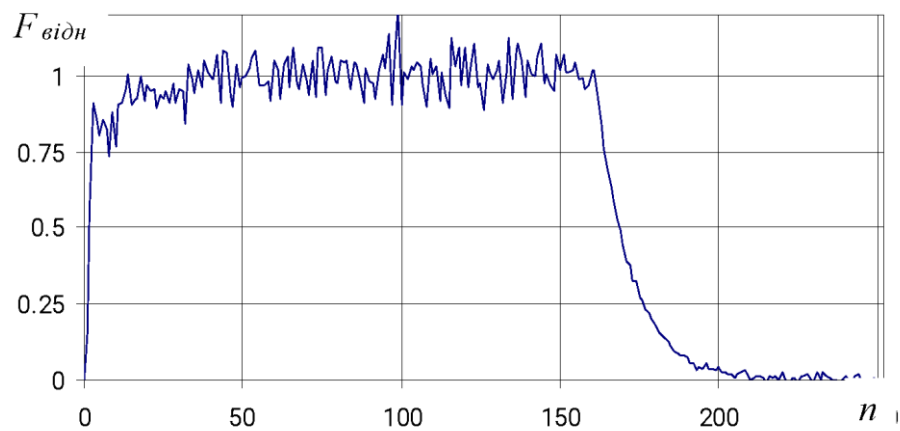


Рис. 4.12 Самоподібний трафік, експоненціальне згладжування

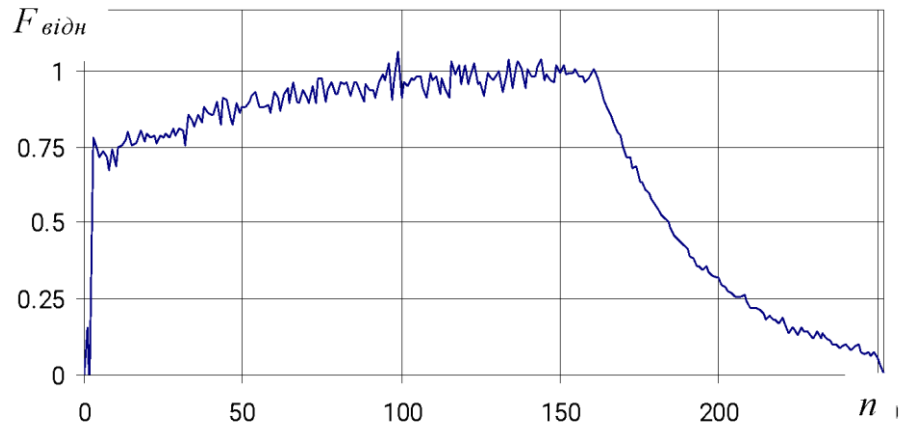


Рис. 4.13 Самоподібний трафік, степеневе згладжування без прогнозу

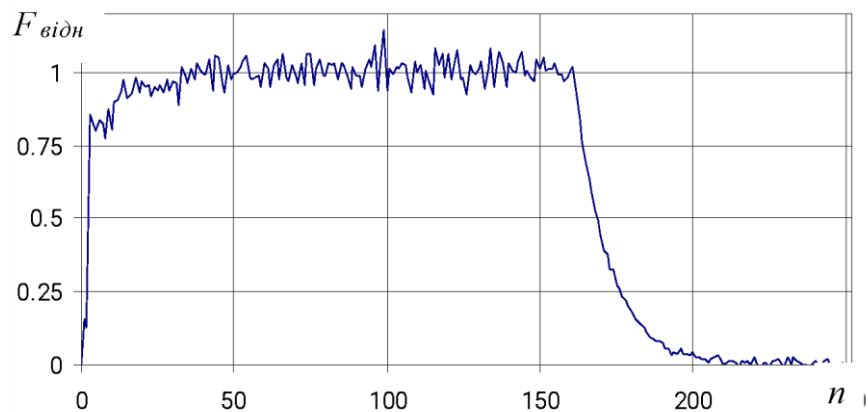


Рис. 4.14 Самоподібний трафік, степеневе згладжування, прогноз на два кроки

Видно, що кидки відносної частоти маркерів $F_{відn}$, які формуються генератором, є короткочасними і швидко приводяться до стаціонарного стану. При цьому ліквідація перевантаження у той чи інший спосіб відбувається досить швидко, так що відносні викиди частоти генератора маркерів порівняно малі. В процесі моделювання неконтрольоване зростання частоти генератора маркерів не спостерігалось.

Відзначимо також наступне.

1. Різкі сплески інтенсивності самоподібного трафіку ефективно відпрацьовуються адаптивним формувачем, так що в діапазоні співвідношень

інтенсивності трафіку і пропускну́ї здатності сегмента мережі вдається уникати лавинних процесів перевантаження, втрат даних і заторів в мережі.

2. Експоненціальне згладжування дає більш швидке спадання частоти $F_{відн}$, ніж степеневе, але флюктуації частоти вищі. СКВ флюктуацій при експоненціальному згладжуванні приблизно на 60% більше, ніж при степеневому згладжуванні.

3. При степеневому згладжуванні та двохкроковому прогнозі спостерігається зменшення інтервалу спадання частоти приблизно на 25% (порівняйте рис. 4.13 та 4.14). Платня за це – додаткові витрати буферної пам'яті.

При цьому, звичайно, і перевантаження і втрати керованості трафіку можуть мати місце, якщо тривалість сплесків перевищує запас динамічної стійкості формувача. Наприклад, якщо основні і додаткові буфери заповнені протягом часу, що перевищує максимально допустимий час тайм-ауту (для самих «терплячих» заявок), даний маршрут або сегмент в цілому стає недоступним. Такі ситуації повинні оброблятися вже засобами транспортного або більш високих рівнів еталонної моделі взаємодії відкритих систем (*OSI*).

Запропонована процедура формування трафіку є досить простою та ефективною. Результати моделювання показують, що можна обмежити частоту генератора токенів до такої величини, коли весь вхідний трафік буде отриманий, а потім переданий без втрат і повторних передач. Впливи відносної частоти генератора токенів досить короткі і швидко зменшуються. Скасування перевантаження досягається за невеликий час, тому коливання навантаження також порівняно невеликі. Хоча як перевантаження, так і втрати керованості рухом можуть мати місце, якщо тривалість спалахів перевищує резерв динамічної стійкості формувача. Наприклад, якщо основний та додатковий буфери заповнені у період, який перевищує допустимий час очікування, цей маршрут або сегмент мережі взагалі стають недоступними. Такі ситуації доводиться обробляти з комунальними службами або вищими рівнями.

Висновки до розділу

1. Розглянуто математичну модель комутаційного мережного вузла як однолінійної системи масового обслуговування (СМО). Досліджені статистичні характеристики різнорідного мережного трафіку на вході такої СМО. Використовуючи методи імітаційного моделювання, ми отримали результати аналізу для:

- а) порівняння часу очікування та середньої кількості повідомлень у чергах;
- б) порівняння параметрів черг $M/M/1$, $M/D/1$ та $Qd/D/1$ і вивчення впливу якості формування трафіку на імовірності блокування та відкидання пакетів для різних моделей очікування.

2. Розглянуто задачу аналізу дисципліни обслуговування, оптимізації порядку передачі і скидання пакетів в цифрових телекомунікаційних системах з чергами та різнорідним трафіком. Якість дисципліни обслуговування оцінюються за основними показниками якості сервісу. Це завдання формулюється в термінах системи масового обслуговування (СМО), компонентами якої є буфер кінцевої ємності, обслуговуючий прилад з постійним часом обслуговування, і дисципліна обслуговування. Дослідження проведене для довільного (різнорідного, самоподібного) вхідного трафіку. Функції розподілу затримки для дисциплін обслуговування знайдені для стаціонарних потоків, а для самоподібного трафіку проведено чисельне порівняння дисциплін обслуговування.

3. При оцінюванні за показником довжини черги отримані асимптотичні порівняльні оцінки для класичного пуасонівського і самоподібного потоків, що поступають до одноканальної системи масового обслуговування (СМО) з очікуванням класу $GI/G/1$.

4. Розроблено модифікований метод та структура пристрою формування мережного трафіку зі змінними параметрами. Запропонована процедура формування мережного трафіку досить проста та ефективна. Результати моделювання показують, що можна обмежити частоту генератора маркерів до такої величини, коли весь вхідний трафік буде отриманий, а потім переданий без

втрат і повторних передач. Вплив на відносну частоту генератора маркерів досить короткий і швидко зменшується. Скасування перевантаження досягається за невеликий час, тому коливання навантаження також порівняно невеликі.

5. Розраховано варіації нормованого тайм-ауту. Показано, що зі збільшенням варіації часу оберту результуючий тайм-аут помітно зростає. Тому постійний контроль параметрів і стану мережі для запобігання погіршенню затримки доставки та джиттер є актуальною проблемою.

ВИСНОВКИ

Мета цього дослідження полягає у підвищенні продуктивності інформаційно-телекомунікаційних мереж, в яких циркулює різнорідний трафік Triple Play/Quadruple Play. Такий трафік має фрактальні (самоподібні) властивості за визначенням.

Основні наукові та практичні результати дисертаційного дослідження зводяться до наступних положень:

1. Вдосконалено модель управління параметрами інформаційних потоків у телекомунікаційних мережах. На відміну від існуючих, запропоновану модель побудовано на підґрунті теорії марківських процесів, що дозволяє аналізувати потоки самоподібного трафіку з не гаусівськими імовірнісними розподілами, зокрема, розподілами з важкими хвостами (long-tale distributions).

2. З використанням методів імітаційного моделювання, отримано результати аналізу:

- а) порівняння часу очікування та середньої кількості повідомлень у чергах;
- б) порівняння параметрів черг $M/M/1$, $M/D/1$ та $Qd/D/1$ і вивченню впливу якості формування трафіку на імовірності блокування та відкидання пакетів для різних моделей очікування.

Запропоновано кількісне визначення феномену черг очікування з використанням ключових параметрів ефективності, таких як середня довжина черги (середня кількість клієнтів у черзі), середній час очікування в черзі та середня пропорція часу використання сервісного центру.

3. Розроблений алгоритм пошуку перевантажень з використанням апроксимованої ентропії (Approximate Entropy) часових рядів параметрів трафіку, що кількісно визначає ступінь складності сигналу. Вона дозволяє отримати надійні оцінки самоподібних сигналів, використовуючи невеликі вибірки даних. Алгоритм дозволяє ефективно здійснювати дослідження мереж, що працюють при високому навантаженні (при близьких до одиниці коефіцієнтах використання

мережі, тобто на грані насичення). Була розрахована залежність ентропії розподілів від імовірності успішної передачі даних одного із мережних вузлів. Показано вплив ентропії розподілу на потрібний ресурс для обміну даними та зменшення часу виявлення появи перевантажень.

4. Розроблено метод адаптивного формування потоків мережного трафіку з непрямим зворотним зв'язком. Метод відрізняється від раніше запропонованих тим, що має принципово розширений вектор керуючих дій, внаслідок чого виключається потреба у додатковому каналі зворотного зв'язку.

4. Проблема фрактального трафіку – спорадичні сплески інтенсивності при досить незначному середньому рівні інтенсивності на порівняно довгому інтервалі спостереження. Тому в роботі запропонований новий підхід – забезпечення якості обслуговування при наявності ефекту самоподібності. Ідея цього алгоритму полягає у модифікації механізмів формування трафіку для забезпечення необхідних класів QoS шляхом введення додаткового модуля прогнозування необхідного розміру буфера на деякий час вперед відповідно до змін інтенсивності надходження вхідних пакетів.

5. Вперше розроблено метод оптимізації параметрів та структури формувача мережного трафіку з контролем довжин інтервалів перевищення рівнів параметрів потоку. Показано зменшення швидкості наростання довжини черги заявок при зростанні коефіцієнта використання на третину у порівнянні з моделями M/M/1 та M/D/1. Розроблений метод, на відміну від існуючих, дає додаткові можливості згладжування викидів самоподібного трафіку з мінімальними втратами користувальницької інформації.

6. Доведено, що на виході формувача типу "маркерне відро" з адаптацією до швидкості зростання черги трафік має квазідетермінований (Qd) характер з періодом слідування пакетів та описується моделями Qd/G/1/k, Qd/M/1/k. Період слідування пакетів τ , де τ – нормально розподілена випадкова величина з нульовим математичним чеканням та середньоквадратичним відхиленням σ .

7. Запропоновані процедури формування мережного трафіку досить прості та ефективні. Результати моделювання показують, що можна обмежити частоту генератора маркерів до такої величини, коли весь вхідний трафік буде отриманий, а потім переданий без втрат і повторних передач. Усунення перевантаження досягається за невеликий час, тому коливання навантаження також порівняно невеликі. Для отримання порівняльних оцінок досліджувалися класичний предиктор Сміта з експоненціальним згладжуванням, формувач трафіку без прогнозування та формувач з прогнозом на два кроки. Показано зменшення СКВ флуктуацій та інтервалу спадання частоти генератора маркерів до 25% у порівнянні із експоненціальним згладжуванням.

Запропоновані моделі та методи формування трафіку забезпечують ефективні механізми боротьби з перевантаженнями та підвищення якості обслуговування в телекомунікаційних мережах нових поколінь, Таким чином ціль роботи досягнута, наведені результати можуть бути корисними для теоретичних досліджень та практичних розробок телекомунікаційних мереж різного масштабу і призначення.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Абу-Бакер Д.М., Дрововозов В.И., Халимон Н.Ф. Асимптотические оценки эффективности системы позиционирования мобильных станций. Проблемы інформатизації та управління: Зб. наук. пр. К.: НАУ, 2006. №1(16). С. 6 – 11.
2. Аграновский А.В., Хади Р.А., Якубец М.Б. Статистические методы обнаружения аномального поведения в системах обнаружения атак. Информационные технологии № 1, 2005. С. 61-64.
3. Андрусак А.І., Дем'янчук В.С., Юр'єв Ю.М. Мережа авіаційного електрозв'язку. К.: НАУ, 2001. 448 с.
4. Балтер Ю.Б. Конвергенция ТСОП с интеграцией услуг и широкополосной мультисервисной магистральной сети общего пользования. Зв'язок, 2003. №1. С. 6 – 9.
5. Бараш Л. Архітектура мультисервісних мереж. Комп'ютерне дослідження. Київ. 2002. № 14. С.67.
6. Бельков Д. В. Дослідження мережевого трафіку. Наукові праці Донецького нац. техн. ун-ту. № 10(153). Донецьк, 2009. С. 212–215.
7. Беркман Л.Н. Методи і засоби підвищення показників якості систем управління телекомунікаційними мережами. Дис. – докт. техн. наук. Одеса: УДАЗ ім. О.С. Попова, 2001. 270 с.
8. Бессараб В. І., Ігнатенко Е. Г., Черівнський В. В. Генератор самоподібного трафіку для моделей інформаційних мереж. Наукові праці Донецького нац. техн. ун-ту. № 15(130). Донецьк, 2008. Р. 23–29.
9. Бешлей М.І., Селюченко М.О., Гуськов П.О., Масюк А.Р. Підвищення ефективності роботи гетерогенних мереж методом динамічного перерозподілу ресурсів між різними безпроводовими технологіями. Міжнародна науково-технічна конференція «Сучасні інформаціотелекомунікаційні технології»: матеріали науково-технічної конференції (17-20 листопада 2015 р. м.Київ), Т.2 К: ДУТ. 2015. С. 49-50.

10. Бирюков Н.Л., Стеклов В.К. Транспортные сети и системы электросвязи. Системы мультиплексирования: Учебник для студентов вузов по специальности «Телекоммуникации». К.: Випол, 2005. 352 с.
11. Варюхин В.А. Основы теории многоканального анализа. К.: Наукова думка, 2015. 168 с.
12. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP. Cisco Press, 2003. 368 с.
13. Виноградов Н.А. Анализ потенциальных характеристик устройств коммутации и управления сетями новых поколений. Зв'язок. 2004. №4. С. 10 – 17.
14. Виноградов Н.А. О вырожденности матрицы приоритетов и чувствительности решений в методе анализа иерархий. Комп'ютерні системи та мережні технології (CSNT-2011): Збірник тез IV Міжнародної науково-технічної конференції, м. Київ, 14-16 червня 2011 р. Національний авіаційний університет. К.: НАУ, 2011. С. 24-26.
15. Виноградов Н.А., Абу-Бакер Д.М. Математические модели сигналов и помех в системах позиционирования мобильных терминалов. Зв'язок, 2006. № 3 (63). С. 46 – 54.
16. Виноградов Н.А., Дрововозов В.И., Лесная Н.Н., Зембицкая А.С. Анализ нагрузки на сети передачи данных в системах критичного применения. Зв'язок. 2006. №1. С. 9-12.
17. Виноградов Н.А., Коробко В.В., Задоя Г.М., Скоропадченко А.П., Вовк В.М. Методика оценивания параметров потоков экстремальных ситуаций телекоммуникационной сети для задач оптимального распределения ресурсов защиты. Проблеми інформатизації та управління: Зб. наук. праць. К.: НАУ, 2004. Вип. 10. С. 30 – 39.
18. Виноградов М. А., Черниш О. О. Оптимізація класу архітектури програмного забезпечення комплексних тренажерів. Проблеми інформатизації та управління: Зб. наук. пр. К.: НАУ, 2006. Вип. 3(18). С. 41-46.
19. Воробієнко П.П. Нікітюк Л.А. Резніченко П.І. Телекомунікаційні та інформаційні мережі. К.: САММІТ-Книга, 2010. 708с.

20. Гнатушенко В.В. Владимирська Н.О. Аналіз статистичних характеристик комунікаційної інформації в комп'ютерних мережах. Штучний інтелект. 2015, № 1-2. С. 20-25.

21. Гнатушенко В.В. Данладі Алі. Дослідження самоподібних процесів передачі трафіка на основі ON/OFF моделі. Вісник Національного університету «Львівська політехніка», серія «Комп'ютерні науки та інформаційні технології». Львів, 2013. № 751. С. 87-94.

22. Голь В.Д. Ірха М.С. Телекомунікаційні та інформаційні мережі. К.: ІСЗЗІ КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2021. 250с.

23. Гольдштейн А.Б. Устройства управления мультисервисными сетями: Softswitch. Вестник связи. 2002. № 4. С. 25 – 32.

24. Горбенко А.В. Методи та інструментальні засоби розробки комп'ютерних мереж інформаційно-управляючих систем критичного застосування. Автореферат ... Канд. техн. наук. Харків: Національний аерокосмічний університет ім. М.Є. Жуковського "Харківський авіаційний інститут", 2004. 20 с.

25. Дейнеко Ж. В. Кириченко Л. О. Оценивание параметра Херста для временных рядов с трендом методом вейвлет-преобразования. Системи управління, навігації та зв'язку. 2010. Вип. 4 (16). С. 85–89.

26. Добровольский Е.В. Имитационное моделирование источников нагрузки в сетях передачи данных с использованием автоматов с конечным контекстом. Наукові праці ОНАЗ ім. О.С.Попова. 2001. №2. С.91-93.

27. Домарев В.В. Безопасность информационных технологий. Методология создания систем защиты. К.: ООО «ТИД «ДС», 2001. 688 с.

28. Додонов А.Г., Ландэ Д.В. Живучесть информационных систем.К.: Наук. думка, 2011. 256 с.

29. Досин Д. Г. Пертинентність інформації як цінність знань для інтелектуального агента. Вісник Національного університету "Львівська політехніка". Серія: Інформаційні системи та мережі : збірник наукових праць. 2018. № 901. С. 103 -111.

30. Кальченко А.С. Інтелектуальна система управління якістю послуг в мережах наступного покоління. Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті. 2015. Випуск 6(115). С. 55-60.

31. Кальченко А.С. Управление качеством услуг в сетях NGN. Математичне моделювання та інформаційні технології. Одеса, 2012. С. 115-116.

32. Катал М. Анализ и сравнение контроля QoS (качества услуг) в сетях следующего поколения. Беспроводные технологии №4 (88). 2008. С.44-48.

33. Кириченко Л. О. Кайали Э., Радивилова Т. А. Анализ методов повышения QOs в сетях MPLS с учетом самоподобия трафика. Системні технології. 2011. Вип. 3. С. 52–59.

34. Кириченко Л. О. Исследование выборочных характеристик, полученных методом мультифрактального флуктуационного анализа. Вісник НТУУ «КПІ». Інформатика, управління та обчислювальна техніка: зб. наук. пр. 2011. № 54. С.101–111.

35. Кириченко Л. О. Сравнительный мультифрактальный анализ временных рядов методами детрендрованного флуктуационного анализа и максимумов модулей вейвлет-преобразования. Автоматизированные системы управления и приборы автоматики. 2011. Вып. 157. С.66–77.

36. Коваленко И. Н., Кузнецов И. Ю., Шуренков В. М. Случайные процессы. Справочник. Киев: Наукова Думка, 1983, 366 с.

37. Комплексна програма створення єдиної національної системи зв'язку України / Міністерство зв'язку України. К. 1994. 250 с.

38. Концепція розвитку зв'язку в Україні до 2010 року. К.: Держкомзв'язку, 1999. 24 с.

39. Концепція технічного захисту інформації в галузі зв'язку України. Остаточна редакція / Держкомзв'язку та інформатизації України. К., 1998. 28 с.

40. Коробко В.В., Скоропадченко А.П., Задоя Г.М., Вовк В.М. Интегрированная система сбора информации об экстремальных состояниях телекоммуникационных сетей и их защиты. Зв'язок. 2004. № 1. С. 39 – 46.

41. Коробко В.В., Скоропадєнко Д.А., Задоя Ю.Г. Математические модели признаков распознавания экстремальных ситуаций телекоммуникационной сети. Зв'язок, 2008. № 3. С. 31 – 34.

42. Коробко В.В., Скоропадєнко Д.А., Задоя Ю.Г. Методы формирования признаков экстремальных ситуаций телекоммуникационной сети. Зв'язок, 2008. № 4. С. 44 – 49.

43. Коробко В.В., Скоропадєнко Д.А., Задоя Ю.Г. Разработка алгоритма распознавания экстремальных ситуаций телекоммуникационной сети. Зв'язок, 2008. № 5-6. С. 55 – 58.

44. Князева Н.А., Кальченко А.С. Оценка качества услуг связи с позиций удовлетворенности потребителей. Science and Education a New Dimension. Budapest, 2013. Vol. 8. P. 156-161.

45. Кульчицький І. М. Вибір розміру вибірки для статистичних опрацювань текстів. Вісник Національного університету "Львівська політехніка Серія: Інформаційні системи та мережі : збірник наукових праць. 2015. № 814. С. 293–299.

46. Лисовая И. В., Мишарин И. В., Черныш О. А. Системный анализ прикладных задач многокритериальной оптимизации методом анализа иерархий. Проблеми інформатизації та управління: Зб. наук. пр. К.: НАУ, 2007. Вип. 3(21). С. 99-103.

47. Лісовий І.П., Пилипенко Г.В. Нечітка система керування ресурсами телекомунікаційної мережі. Вісник університету «Україна». 2019. Вип.1 (22). С.95-101.

48. Милокум Я.В. Метод последовательного обнаружения угроз компьютерной сети. Наукові записки УНДІЗ. 2008. №4(6). С.79-88.

49. Мокляк С.П., Бєгма В.М., Свергунов О.О., Толочний Ю.В. Офсетна політика держав в умовах глобалізації. Оцінки та прогнози. Монографія. К. : НІСД, 2011. 352 с.

50. Пастернак І. І. Діагностика та налагодження вузлів корпоративної мережі кіберфізичних систем. Вісник Національного університету "Львівська політехніка Серія: Інформаційні системи та мережі : збірник наукових праць. 2017. № 872. С. 3–10.

51. Про авторське право і суміжні права. Закон України від 23.12.1993 № 3792-ХІІ.

52. Про захист інформації в інформаційно-телекомунікаційних системах. Закон України від 05.07.1994 № 80/94-ВР.

53. Про телекомунікації. Закон України від 18.11.2003 № 1280-ІV.

54. Рассомахін С.Г., Веклич С. Г. Компоненти бібліотеки еталонних моделей сигналів в телекомунікаційних протоколах фізичного рівня. Системи обробки інформації. 2016. №7. С. 148-151.

55. Романов А. И. Телекоммуникационные сети и управление. К.: ИПЦ, «Киевский университет», 2003. 247с.

56. Романов О. І., Правило В. В. Дослідження впливу параметрів функціонування гілки телекомунікаційної мережі на показник якості обслуговування заявок. // Збірник наукових праць ВІТІ НТУУ "КПІ", Випуск № 2, 2006. С. 75–80

57. Скалько Я. И., Дукин Г. Ю., Лахно В. И. и др. Компьютерно-физическое моделирование в авиации. Харьков: Септима ЛТД, 2001. 224 с.

58. Скоропадєнко О.П., Задоя Г.М., Вовк В.М. Характеристики інтегрованої телекомунікаційної мережі з системою визначення екстремальних ситуацій та захисту від них. Вісник українського будинку економічних та науково-технічних знань. 2003. № 2. С. 58 – 64.

59. Славко О.Г. Схема адаптивного забезпечення QOS із використанням модифікованого методу ARED. Вісник КрНУ імені Михайла Остроградського. 2013. Випуск 3. С. 107-112.

60. Стеклов В.К. Беркман Л.Н. Проектування телекомунікаційних мереж [Текст]: підруч. для студ.вищ. навч. закл. за напрямком «Телекомунікації». К.: Техніка, 2002. 792с.

61. Стеклов В.К., Беркман Л.Н., Кільчицький Є.В. Оптимізація та моделювання пристроїв і систем зв'язку / Підручн. для студ вищ. навч. закл.К.: Техніка, 2004. 576 с.

62. Стеклов В.К. Кільчицький Є.В. Основи управління мережами та послугами телекомунікацій. К.: Техніка, 2002.348с.

63. Струбицький Р. П. Самоподібна модель завантаженості хмаркових сховищ даних. Вісник Національного університету "Львівська політехніка". Серія: Інформаційні системи та мережі : збірник наукових праць. 2015. № 814. С. 147–155.

64. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Аналіз і моделювання різномірного самоподібного трафіку комп'ютерних мереж. Телекомунікаційні та інформаційні технології. 2017. №4(57). С. 42-51.

65. Торошанко Я. І., Якимчук Н. М. Використання функцій чутливості для контролю заторів в телекомунікаційних мережах: Міжнародний науково-технічний симпозіум «Теоретичні та прикладні аспекти новітніх технологій інфокомунікацій», 13-17 січня 2019 р., Вишків-Карпати-УУ'19. Вісник Університету «Україна». Серія: Інформатика, обчислювальна техніка та кібернетика. 2019, 1(22). С. 142-147.

66. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Діагностика телекомунікаційної мережі на основі множинної та покрокової регресії. XII міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми інформатизації», 12-13 грудня 2018 р. Київ: Державний університет телекомунікацій. С 52.

67. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Статистичні моделі управління телекомунікаційними мережами та методи боротьби з перевантаженнями. Телекомунікаційні та інформаційні технології. 2017. №3(56). С. 111-118.

68. Харлай Л.О. Методи селекції перевантажень. та відмов мережних вузлів. Київ, Державний заклад «Київський коледж зв'язку», 2016. С.125-134.

69. Черниш О. О. Методика вибору та аналізу програмного забезпечення комплексних тренажерів літака. Наука і молодь. Прикладна серія: Зб. наук. пр. К.: НАУ, 2006. С. 65-68.

70. Черныш О. А. Разработка алгоритма и программ выбора класса архитектуры программного обеспечения. Проблемы информатизации та управління: Зб. наук. пр. К.: НАУ, 2007. Вип. 4(22). С. 136-139.

71. Черниш О. О. Оптимізація та вибір класу архітектури програмного забезпечення комплексних тренажерів. Комп'ютерні системи та мережні технології: Матеріали науково-практичної конференції. К.: НАУ, 2007. С. 74-75.

72. Цегелик Г. Г., Краснюк Р. П. Проблема оптимальної обробки задач у вузлах розподіленої інформаційної системи. Вісник Національного університету "Львівська політехніка". Серія: Інформаційні системи та мережі : збірник наукових праць. 2018. № 887. С. 51–58.

73. Штіммерман А.М., Якимчук Н.М., Сорокін Д.В., Торошанко А.І. Управління мережним трафіком на основі диференційованих і інтегрованих послуг. Телекомунікаційні та інформаційні технології. 2020. №4(69). С. 60-68.

74. Якимчук Н.М. Марківські моделі розвитку навантаження на телекомунікаційну мережу. Науково-технічна конференція «Актуальні проблеми інформаційних технологій», 8-10 листопада 2017 р., Київський національний університет імені Тараса Шевченка. С.49-50.

75. Якимчук Н.М. Аналіз та оптимізація комп'ютерних мереж з різномірним самоподібним трафіком. XXXI Міжнародна наукова конференція «Актуальні наукові дослідження в сучасному світі», Секція: Технічні науки. Переяслав-Хмельницький державний педагогічний університет ім. Григорія Сковороди, 26-27 листопада 2017 г. Вип. 11(31), частина 12. С. 81-86.

76. Якимчук Н.М. Порівняльний аналіз методів кореляційного та регресійного аналізу телекомунікаційних мереж. Вісник Хмельницького національного університету. Технічні науки. 2017. № 5. С. 128-131.

77. Якимчук Н.М., Станко П.О. Кореляційно-регресійний аналіз інформаційних мереж з нестационарним трафіком. Науково-технічна конференція «Актуальні проблеми інформаційних технологій», 20-21 листопада 2018 р. Київський національний університет імені Тараса Шевченка. С. 25-26.

78. Якимчук Н.М., Торошанко А.І. Методи ідентифікації та комплексної діагностики телекомунікаційних систем.: Збірник наукових праць Військового інституту КНУ ім. Тараса Шевченка. 2021. №69. С 58-65.

79. Яковлєв О.І., Биковцев І.С., Дем'янчук В.С., Клименко В.О., Майкова О.С., Матвієнко А.Г., Петрашевський А.О., Чередниченко Ю.А., Чернобай В.М., Юр'єв Ю.М. Якість та ефективність системи організації повітряного руху. К.: ДП ОПР, 2010. 316 с.

80. Aeronautical Air-Ground Data Link Communications. Mohamed Slim Ben Mahmoud, Christophe Guerber, Nicolas Larrieu, Alain Pirovano, José Radzik. ISTE Ltd, London, 2014. 127 p.

81. Anderson T. W. The Statistical Analysis of Time Series. Wiley, Hoboken, 2011. 704 p.

82. Andrew S. Tanenbaum, Maarten van Steen. Distributed systems: principles and paradigms. Pearson Prentice Hall. 2007. 686 p.

83. Armitage G. Quality of Services in IP Networks. Indianapolis. IN.: Macmillan Technical Publishing, 2000. 309 p.

84. Bachmann F., Bass L., Carriere J., Clements P., Garlan D., Ivers J., Nord R., Little R., Software Architecture Documentation in Practice: Documenting Architectural Layers. Technical Report CMU/SEI-2000-SR-004, Carnegie Mellon Software Engineering Institute. 2005. 460p.

85. Bendat J. Piersol G. Random Data: Analysis and Measurement Procedures. Fourth Edition. John Wiley & Sons, Inc., Hoboken, New Jersey, 2010. 640 p.

86. Bensky A. Short-range Wireless Communication, 3rd Ed. Elsevier, The Boulevard, Langford Lane, Kidlington, Oxford OX5 1GB, United Kingdom, 2019. 462p.
87. Bonaventure O. Computer Networking : Principles, Protocols and Practice. Release Sep 07, 2018. 272 p.
88. Box P., George E. Jenkins M., Reinsel G., Ljung G. Time series analysis: forecasting and control. Fifth edition. John Wiley & Sons, Inc., Hoboken, New Jersey, 2016. 669 p.
89. D.D. Trang, B. Sonkoly, S. Molnar Fractal Analysis and Modeling of VoIP Traffic. Budapest University of Technology and Economics, Hungary. 2002. No. IKTA-0092/2002
90. De Groot M. Optimal Statistical Decisions. McGraw Hill, 2004. 512 p.
91. Demydov I., Baydoun N., Beshley M., Klymash M, and Panchenko O., "Development of Basic Concept of ICT Platforms Deployment Strategy for Social Media Marketing Considering Tectonic Theory," EUREKA: Physics and Engineering. 2020. Jan. Vol.1, no. 0-1 P. 18-33.
92. Dobrescu R., Ionescu F. Large Scale Networks: Modeling and Simulation. Taylor & Francis Group, LLC, 2017. 285 p.
93. Dobrica L., Niemela E. A survey on software architecture analysis methods // IEEE Transactions on Software Engineering. 2002. Vol. 28, № 7. P. 638-653.
94. Dordal P.L. An Introduction to Computer Networks. Release Mar 31, 2019. 872 p.
95. Evans M. Hastings N., Peacock B. Statistical distributions. 2nd ed. John Wiley & Sons, Inc, 1993. 186 p.
96. Feldmann A., Gilbert A., Willinger W., Kurtz T. The changing nature of network traffic: Scaling phenomena. Computer Communications Review, vol. 28, no. 2 April 1998. P. 258-263.
97. Frenzel L.E., Jr. Principles of electronic communication systems, 4th Ed. McGraw Hill Education, 2016. 944 p.

98. Golmohammadi A., Jahandideh B. Prioritizing Service Quality Dimensions: A Neural Network Approach. World Academy of Science, Engineering & Technology. Issue 42. 2010. P.602-605.
99. Garrett and W. Willinger Analysis, Modeling and Generation of Self-similar VBR Video Traffic. ACM SIGCOMM, August 1994. P. 269-280.
100. Harmantzia F. C., Hatzinakos D. Heavy Network Traffic Modeling and Simulation using Stable FARIMA Processes. IEEE Trans. Signal Proc. Lett. 2000. Vol. 5. P. 48–50.
101. Hastings N., Peacock N. et al. Statistical Distributions, Fourth Edition. Catherine Forbes, Merran Evans, Nicholas Hastings, Brian Peacock. John Wiley & Sons, Inc., Hoboken, New Jersey, 2011. 212 p.
102. Heyman D. P., Sobel M. J. Stochastic Models in Operations Research: Stochastic optimization. Dover Books on Computer 155 Science Series. Dover Publications, 2003. 470p.
103. Hurst H. Long term storage capacity of reservoirs. Transaction of the American society of civil engineer. 1951. Vol. 116. P. 770–799.
104. Hurst H. E., Black R. P., Simaika Y. M. Long-term storage: an experimental study. Constable, 1965. 5. Jain R., Routhier S. Packet Trains—Measurements and a New Model for Computer Network Traffic. IEEE J.Sel. A. Commun. 2006. sep. Vol. 4, no. 6. P. 986–995.
105. ITU-T Recommendation Y.2011 General principles and general reference model for Next Generation Networks. Approved in 2004. 34 p.
106. ITU-T Recommendation E.802 Framework and methodologies for the determination and application of QoS parameters, Geneva, 2007. 28p.
107. Janevski T. QoS/QoE frameworks for converged services and applications. New Issues in Quality of Service Measuring and Monitoring. Bologna, 2015. 54 p.
108. Janevski T. Internet Technologies for Fixed and Mobile Networks. Artech House, USA. 2015. 400 p.

109. Janevski T. NGN Architectures, Protocols and Services. Wiley, UK. 2014 366 p.
110. Jang J.-S.R. ANFIS: Adaptive Network-based Fuzzy Inference Systems. *IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics*, 23(3). 1993. P. 665-685.
111. Kniazieva N.A., Kalchenko A.S. Approach to evaluating the quality of telecommunication services in next generation networks. *Science and Education a New Dimension: Natural and Technical Science*. Budapest: 2014. Vol. II(4), Issue: 32. P. 68-70.
112. Kozlovsky V, Yakymchuk N., Toroshanko A. Comparative evaluation of Poisson's and self-similar traffic of telecommunications networks. *Інфокомунікаційні та комп'ютерні технології*. 2021. №2(21). С. 41-50.
113. 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.
114. Muntz R., Chandy K., Palacios F. Open, Closed, and Mixed Networks of Queues with Different Classes of Customers. *J. ACM*. 1975. apr. Vol. 22, no. 2. P. 248–260.
115. Murad S., Leland W., Taqqu E., Willinger W., Wilson V. On the self-similar nature of Ethernet traffic (extended version). *IEEE/ACM Trans. Netw.* 1994. Vol. 2, no. 1. P. 1–15.
116. O'Regan G. *Introduction to Software Quality*. Springer International Publishing Switzerland, 2014. 384 p.
117. Prasad R., Ruggieri. M. *Technology Trends in Wireless Communications*. Boston. London: Artech House, 2003. 325 p.
118. Radonjic V., Ljubisavljevic A., Stojanovic M. Quality of Experience and Users Elasticity Considerations for Modelling Competition between Service Providers in NGN. *Elektronika Ir Elektrotehnika*. Vol. 18, No. 8. 2012. P. 113-116.

119. Romanchuk V., Beshley M., Prislupskiy A., Beshley H., Panchenko J., Method of multiservice infrastructure decomposition with network resource slicing for IoT. *Internet of Things (IoT) and Engineering Applications*. 2018. May, Vol. 3, Issue 1, P. 22-23.
120. Sherman Robert, Willinger Walter, Taqqu Murad S., Daniel V. Wilson. Self-similarity Through High-variability: Statistical Analysis of Ethernet LAN Traffic at the Source Level. *IEEE/ACM Trans. Netw.* 1997. feb. Vol. 5, no. 1. P. 71–86.
121. Song Cheng. Packet Train Model: Optimizing Network Data Transfer Performance : Ph. D. thesis. The University of Wisconsin. Madison, 1989. AAI8923401. P.76-84.
122. 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 p.
123. Taesang Choi. Quality of Service in Quality of Service in NGN. ITU-T Workshop on Next Generation Networks. 2006, Hanoi. 12 p.
124. Tanenbaum A. S., Wetherall D. J. *Computer Networks*. 5th edition. Prentice Hall, 2011. 656p.
125. Tkachuk, A., Zablotskyi, V., Zabolotnyi, O., Cagaňová, D., Yakymchuk, N. *Basic Stations Work Optimization in Cellular Communication Network* EAI/Springer Innovations in Communication and Computingthis link is disabled, 2021, P. 1–19.
126. *The Pseudo-self-similar Traffic Model: Application and Validation* / Rachid El Abdouni Khayari, Ramin Sadre, Boudewijn R. Haverkort, Alexander Ost. *Perform. Eval.* 2004. mar. Vol. 56, no. 1–4. P. 3–22.
127. Widrow B. *Adaptive Inverse Control, Reissue Edition: A Signal Processing Approach*. Bernard Widrow, Eugene Walach. - Wiley-IEEE Press, 2007. 544 p.
128. Yang S. C. *3G CDMA2000 wireless system engineering*. Boston. London: Artech House, 2004. 275 p.

129. Ye Ouyang, Hosein Fallah M. A Performance Analysis for UMTS Packet Switched Network Based on Multivariate KPIs. *International Journal of Next Generation Network (IJNGN)*, Vol. 2, No. 1, March 2010, P. 80 - 94.

130. Zablotskyi, V., Selepyna, Y., Lyshuk, V., Yakymchuk, N., Tkachuk, A. Method for evaluation quality parameters of telecommunications services | sposób oceny parametrów jakości usług telekomunikacyjnych *Informatyka, automatyka, pomiary w gospodarce i ochronie środowiska*, 2022, 12(2), P. 30–33.

131. Zayaraz G., Thambidurai P. Software Architecture Decision Support Framework Using AHP. *Icfai Journal of Systems Management*. 2007. Vol.5, № 1. P. 16 – 22.

132. Yakymchuk, N., Selepyna, Y., Yevsiuk, M., Prystupa, S., Moroz, S. (2022). Monitoring of link-level congestion in telecommunication systems using information criteria. *Informatyka, automatyka, pomiary w gospodarce i ochronie środowiska*, 12(4), 2022, P.26-30.

133. Yaroslav Toroshanko, Nataliia Yakymchuk, Yosyp Selepyna, Vyacheslav Cherevyk. Control of Traffic Streams with the Multi-Rate Token Bucket. 2019 3rd International Conference on Advanced Information and Communications Technologies (AICT), 2-6 July, 2019, Lviv, Ukraine. P. 352-355.

134. Ye Ouyang. *Mining Over Air: Wireless Communication Networks Analytics* / Ye Ouyang, Mantian Hu, Alexis Huet, Zhongyuan Li. Springer International Publishing AG, 2018. 196 p.

ДОДАТОК А

СПИСОК ПУБЛІКАЦІЙ ЗДОБУВАЧА ЗА ТЕМОЮ ДИСЕРТАЦІЇ ТА
ВІДОМОСТІ ПРО АПРОБАЦІЮ РЕЗУЛЬТАТІВ ДИСЕРТАЦІЇ

Статті у наукових періодичних виданнях, які включено до наукометричної бази SCOPUS:

1. Kozlovskiy V., Yakymchuk N., Selepyna Y., Moroz S., & Tkachuk A. Development of a modified method of network traffic forming. *Informatyka, automatyka, pomiary w gospodarce i ochronie środowiska*, 13(1), 2023, P. 50-53. DOI: <https://doi.org/10.35784/iapgos.3452>

2. Yakymchuk, N., Selepyna, Y., Yevsiuk, M., Prystupa, S., Moroz, S. Monitoring of link-level congestion in telecommunication systems using information criteria. *Informatyka, automatyka, pomiary w gospodarce i ochronie środowiska*, 12(4), 2022, P. 26-30. DOI: <https://doi.org/10.35784/iapgos.3076>

3. Zablotskyi, V., Selepyna, Y., Lyshuk, V., Yakymchuk, N., Tkachuk, A. Method for evaluation quality parameters of telecommunications services | sposób oceny parametrów jakości usług telekomunikacyjnych *Informatyka, automatyka, pomiary w gospodarce i ochronie środowiska*, 2022, 12(2), P. 30–33. DOI: <https://doi.org/10.35784/iapgos.2918>

Статті у вітчизняних та закордонних наукових фахових виданнях:

4. 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 (Hungary)*. 2021. No 49. P. 52-57.

5. Kozlovsky V., Yakymchuk N., Toroshanko A. Comparative evaluation of Poisson's and self-similar traffic of telecommunications networks. *Інфокомунікаційні та комп'ютерні технології*. 2021. №2(21). С. 41-50. DOI 10.36994/2788-5518-2021-02-02-033

6. Якимчук Н.М. Статистичні моделі мережного трафіку. Зв'язок. 2021. (1). С.27-34. DOI: 10.31673/2412-9070.2021.012734
7. Штіммерман А.М., Якимчук Н.М., Сорокін Д.В., Торошанко А.І. Управління мережним трафіком на основі диференційованих і інтегрованих послуг. Телекомунікаційні та інформаційні технології. 2020. №4(69). С. 60-68. DOI: 10.31673/2412-4338.2020.046068
8. Якимчук Н.М. Торошанко А.І. Методи ідентифікації та комплексної діагностики телекомунікаційних систем. Збірник наукових праць Військового інституту Київського національного університету імені Тараса Шевченка. 2020. №69. С. 58-65. DOI: <https://doi.org/10.17721/2519-481X/2020/69-06>
9. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Використання функцій чутливості для контролю заторів в телекомунікаційних мережах. Вісник Університету «Україна». Серія: Інформатика, обчислювальна техніка та кібернетика. 2019. № 1(22). С. 142-147. DOI: 10.36994/2707-4110-2019-1-22-07
10. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Статистичні моделі управління телекомунікаційними мережами та методи боротьби з перевантаженнями. Телекомунікаційні та інформаційні технології. 2017. №3(56). С. 111-118. http://nbuv.gov.ua/UJRN/vduikt_2017_3_16
11. Якимчук Н.М. Порівняльний аналіз методів кореляційного та регресійного аналізу телекомунікаційних мереж. Вісник Хмельницького національного університету. Технічні науки. 2017. № 5. С. 128-131.
12. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Аналіз і моделювання різномірного самоподібного трафіку комп'ютерних мереж. Телекомунікаційні та інформаційні технології. 2017. №4(57). С. 42-51. http://nbuv.gov.ua/UJRN/vduikt_2017_4_7

Праці, які засвідчують апробацію матеріалів дисертації

13. Tkachuk, A., Zablotskyi, V., Zabolotnyi, O., Cagaňová, D., Yakymchuk, N. Basic Stations Work Optimization in Cellular Communication Network. EAI/Springer

Innovations in Communication and Computing, 2021, pp. 1–19. DOI: 10.1007/978-3-030-69705-1_1

14. Toroshanko Y., Yakymchuk N., Selepyna Y., Cherevyk V. Control of Traffic Streams with the Multi-Rate Token Bucket. 2019 3rd International Conference on Advanced Information and Communications Technologies (AICT), 2-6 July, 2019, Lviv, Ukraine. pp. 352-355. DOI: 10.1109/AIACT.2019.8847860.

15.Торошанко Я. І., Якимчук Н. М. Використання функцій чутливості для контролю заторів в телекомунікаційних мережах: Міжнародний науково-технічний симпозиум «Теоретичні та прикладні аспекти новітніх технологій інфокомунікацій», 13-17 січня 2019 р., Вишків-Карпати-УУ'19. Вісник Університету «Україна». Серія: Інформатика, обчислювальна техніка та кібернетика. 2019, № 1(22). С. 142-147.

16. Якимчук Н.М., Станко П.О. Кореляційно-регресійний аналіз інформаційних мереж з нестационарним трафіком. Науково-технічна конференція «Актуальні проблеми інформаційних технологій», 20-21 листопада 2018 р. Київський національний університет ім. Тараса Шевченка. С. 25-26.

17. Торошанко Я.І., Якимчук Н.М. Діагностика телекомунікаційної мережі на основі множинної та покрокової регресії. XII міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми інформатизації», 12-13 грудня 2018 р. Київ: ДУТ. С. 52.

18. Якимчук Н.М. Марківські моделі розвитку навантаження на телекомунікаційну мережу. Науково-технічна конференція «Актуальні проблеми інформаційних технологій», 8-10 листопада 2017 р., Київський національний університет імені Тараса Шевченка. С.49-50.

19. Якимчук Н.М. Аналіз та оптимізація комп'ютерних мереж з різномірним самоподібним трафіком. XXXI Міжнародна наукова конференція «Актуальні наукові дослідження в сучасному світі», Секція: Технічні науки. Переяслав-Хмельницький державний педагогічний університет ім. Григорія Сковороди, 26-27 листопада 2017 г. Вип. 11(31), частина 12. С. 81-86.

ВІДОМОСТІ ПРО АПРОБАЦІЮ РЕЗУЛЬТАТІВ ДИСЕРТАЦІЇ:

Результати, отримані в дисертаційній роботі, апробовані та отримали позитивну оцінку на семи науково-технічних конференціях а саме: EAI/Springer Innovations in Communication and Computing, 2021; 3 Міжнародна конференція передових інформаційних і комунікаційних технологій (АІСТ), 2-6 червня, 2019, Львів; Міжнародний науково-технічний симпозиум «Теоретичні та прикладні аспекти новітніх технологій інфокомунікацій» (13-17 січня 2019 р., Вишків-Карпати); «Актуальні проблеми інформаційних технологій» (20-21 листопада 2018 р., Київ); XII міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми інформатизації» (12-13 грудня 2018 р., Київ); Науково-технічна конференція «Актуальні проблеми інформаційних технологій» (8-10 листопада 2017 р., Київ); XXXI Міжнародна наукова конференція «Актуальні наукові дослідження в сучасному світі» (Переяслав-Хмельницький 26-27 листопада 2017 р.).

“Затверджую”

Проректор з навчально-наукової роботи
Державного університету телекомунікацій

 д.т.н., проф. Л.Н. Беркман

“___” _____ 20__ р.

АКТ

про використання та впровадження результатів кандидатської дисертаційної роботи «Методи боротьби з перевантаженнями телекомунікаційних мереж нових поколінь шляхом формування потоків різнорідного мережного трафіку», автор Якимчук Наталія Миколаївна.

Комісія в складі співробітників Державного університету телекомунікацій:
голова комісії: завідувач кафедри комп'ютерної інженерії д.т.н. Ткаченко О.М.;
члени комісії: доцент кафедри комп'ютерної інженерії к.т.н. Торошанко Я.І.;
доцент кафедри комп'ютерної інженерії к.т.н. Руденко Н.В.

розглянула дисертацію Якимчук Н.М. «Методи боротьби з перевантаженнями телекомунікаційних мереж нових поколінь шляхом формування потоків різнорідного мережного трафіку» та публікації автора за матеріалами дисертації.

Комісія встановила, що окремі наукові результати, які викладені в дисертаційній роботі та публікаціях Якимчук Н.М., були використані в науково-дослідній роботі «Методи і алгоритми управління надійністю комп'ютерних мереж», ДР «0115U001472, яка виконувалась у Державному університеті телекомунікацій.

До цих результатів належать:




- спосіб адаптації системи управління мережею до затримок доставки службової інформації шляхом налаштування часу реакції системи управління;
- алгоритм управління активністю вузлів мережі шляхом вимірювання швидкості зростання числа пакетів у буферній пам'яті комутаційних вузлів, що дозволяє раніше спрогнозувати заповнення буферу та запобігти втраті пакетів;
- методика оцінювання швидкості зростання черг у буферній пам'яті з урахуванням квазідетермінованого характеру послідовностей пакетів, що надходять до серверів;
- рекомендації з вибору параметрів та структури пристроїв формування різнорідного мережного трафіку на основі багатошвидкісних формувачів типу "маркерне відро".

Отримані результати дозволяють зменшити час і ефективність прогнозування перевантаження мережі та окремих її ланок. Запропоновані методи і механізми управління зі зворотним зв'язком підвищують продуктивність мережі, скорочуючи втрати інформаційних пакетів, а також зменшують об'єми управляючої і допоміжної інформації.

Результати імітаційного моделювання і тестові випробування підтверджують коректність та ефективність запропонованих рішень та достовірність відповідних положень дисертаційної роботи.

Голова комісії

Члени комісії:

О.М. Ткаченко

Я.І. Торошанко

Н.В. Руденко

“Затверджую”
 Директор Державного підприємства
 «Український науково-дослідний
 інститут зв'язку» С. М. Мороз
 20 __ р.

АКТ

про використання та впровадження результатів кандидатської дисертаційної роботи
 «Методи боротьби з перевантаженнями телекомунікаційних мереж нових поколінь
 шляхом формування потоків різнорідного мережного трафіку»,
 автор Якимчук Наталія Миколаївна.

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 Якимчук Н. М. «Методи боротьби з перевантаженнями телекомунікаційних мереж нових поколінь шляхом формування потоків різнорідного мережного трафіку» та публікації автора за матеріалами дисертації.

Комісія встановила, що окремі наукові результати, які викладені в дисертаційній роботі та публікаціях Якимчук Н. М. були використані в науково-дослідних роботах, які виконувались у Державному підприємстві «Український науково-дослідний інститут зв'язку» (ДП «УНДІЗ»), а саме:

– НДР «Організація науково-технічної експертизи завдань (проектів) Національної програми інформатизації» (ДР № 0116U000489);

– НДР «Дослідження щодо впровадження нових телекомунікаційних технологій на телекомунікаційних мережах загального користування України» (ДР № 0113U005217).

До цих результатів належать:

– статистична модель мережного трафіку та методика оцінювання швидкості зростання черг у буферній пам'яті, яка полягає в урахуванні квазідетермінованого характеру послідовностей пакетів, що приходять до серверів;

– метод адаптації системи управління мережею до затримок доставки службової інформації шляхом налаштування часу реакції системи управління;

– метод управління активністю термінальних вузлів мережі шляхом вимірювання швидкості зростання числа пакетів у буферній пам'яті комутаційних вузлів. На відміну від існуючих методів вимірювання поточного числа пакетів у буферній пам'яті, цей метод дозволяє раніше спрогнозувати заповнення буферу та запобігти втраті пакетів;




– рекомендації з вибору параметрів та структури пристроїв формування різнорідного мережного трафіку на основі багатошвидкісних формувачів типу "маркерне відро".

Отримані результати дозволяють знизити завантаженість мережі та запобігти перевантаженню її окремих ланок. Запропоновані методи і механізми управління зі зворотним зв'язком підвищують продуктивність мережі, скорочуючи втрати інформаційних пакетів, а також зменшують об'єми управляючої і допоміжної інформації.

Результати імітаційного моделювання і тестові випробування підтверджують коректність та ефективність запропонованих рішень та достовірність відповідних положень дисертаційної роботи.

Голова комісії

Члени комісії:

 В. І. Борисович
 С. В. Кокіза
 Я. І. Торошанко



УКРАЇНА

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
ЛУЦЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ ТЕХНІЧНИЙ УНІВЕРСИТЕТ

вул. Львівська, 75, м. Луцьк, 43018, тел.: +38(0332)74-61-03

e-mail: rector@lntu.edu.ua, web: www.lntu.edu.ua

код ЄДРПОУ 05477296

28 березня 2023р № 288/07-14

на № _____ від _____

Затверджую
Проректор з науково-педагогічної
роботи та дослідженьЛуцького національного
технічного університету
 Олена ЛІОТАК
2023 р.
**АКТ**


Впровадження у навчальний процес матеріалів
дисертаційної роботи здобувача наукового ступеня
кандидата наук за спеціальністю 05.12.02 телекомунікаційні системи та мережі
«Методи боротьби з перевантаженнями телекомунікаційних мереж нових
поколінь шляхом формування потоків різномірного мережного трафіку»
Якимчук Наталії Миколаївни

Результати, представлені в дисертаційній роботі Якимчук Н.М. впроваджені в навчальному процесі Луцького національного технічного університету для студентів спеціальності 172 «Телекомунікації та радіотехніка», а саме: метод адаптивного формування потоків мережного трафіку з непрямим зворотним зв'язком, а також модель управління параметрами інформаційних потоків у телекомунікаційних мережах.


Зокрема, результати використовуються в лекціях, практичних заняттях з дисциплін «Телекомунікаційні та інформаційні мережі» та «Керування мережами» а також при виконанні магістерських кваліфікаційних робіт.

Впровадження результатів дослідження Якимчук Н.М. дозволило збільшити науковий та методичний рівень вказаних курсів та сприяло удосконаленню навчального процесу.

Декан факультету
комп'ютерних та інформаційних
технологій

 Інна КОНДІУС

Завідувач кафедри
електроніки та телекомунікацій

 Валентин ЗАБЛОЦЬКИЙ