

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ

ПРАТ «ПВНЗ «ЗАПОРІЗЬКИЙ ІНСТИТУТ ЕКОНОМІКИ
ТА ІНФОРМАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ»

Кафедра інформаційних технологій

ДО ЗАХИСТУ ДОПУЩЕНА

Зав. кафедри _____

д.е.н., доц. С.І. Левицький

МАГІСТЕРСЬКА ДИПЛОМНА РОБОТА

МОДЕЛІ ТА ЗАСОБИ СИСТЕМНОГО АДМІНІСТРУВАННЯ
ТЕРИТОРІАЛЬНО РОЗПОДІЛЕНИХ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ

Виконав
ст. гр. ПЗ-112М

В.С. Балаш

Керівник
професор

С.О. Сабанов

Запоріжжя
2023

ПРАТ «ПВНЗ «ЗАПОРІЗЬКИЙ ІНСТИТУТ ЕКОНОМІКИ
ТА ІНФОРМАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ»

Кафедра інформаційних технологій

ЗАТВЕРДЖУЮ

Зав. кафедри

д.е.н., доцент Левицький С.І.

06.12.2022 р.

З А В Д А Н Н Я

НА МАГІСТЕРСЬКУ ДИПЛОМНУ РОБОТУ

студента гр. ППЗ-112М, спеціальності 121 - «Інженерія програмного
забезпечення»

Балаш Вадима Сергійовича

1. Тема: «Моделі та засоби системного адміністрування
територіально розподілених комп'ютерних мереж»

затверджена наказом по інституту № 02-25 від 05.12.2022 р.

2. Термін здачі студентом закінченої роботи: 14.01.2024 р.

3. Перелік питань, що підлягають розробці:

1. Провести огляд предметної області, ознайомитися з літературою та інтернет-джерелами, що присвячені тематиці роботи.
2. Провести аналіз існуючих методик системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж
3. Провести вибір математичної моделі адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж для рішення задачі трафік інжинірингу в мережах MPLS-TE
4. Провести синтез процедур маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж
5. Оформити звіт за результатами роботи

4. Календарний графік підготовки магістерської дипломної роботи

№ етапу	Зміст	Терміни виконання	Готовність по графіку %, підпис керівника	Підпис керівника про повну готовність етапу, дата
1	Корегування теми магістерської дипломної роботи, збір практичного матеріалу за темою магістерської дипломної роботи	04.09.23-17.10.23		
2	I атестація I розділ магістерської дипломної роботи	23.10.23-28.10.23		
3	II атестація II розділ магістерської дипломної роботи	20.11.23-25.11.23		
4	III атестація III розділ магістерської дипломної роботи, висновки та рекомендації, додатки, реферат, перевірка програмою «Антиплагіат»	18.12.23-23.12.23		
5	Доопрацювання магістерської дипломної роботи, підготовка презентації, отримання відгуку керівника і рецензії	25.12.23-06.01.24		
6	Попередній захист магістерської дипломної роботи	08.01.24-13.01.24		
7	Подача магістерської дипломної роботи на кафедру	за 3 дні до захисту		
8	Захист магістерської дипломної роботи	15.01.24-20.01.24		

Дата видачі завдання: 07.12.2022 р.

Керівник кваліфікаційної
магістерської роботи

_____ С.О. Сабанов
(підпис)

Завдання отримав до виконання

_____ В.С. Балаш
(підпис)

РЕФЕРАТ

Магістерська робота містить: 143 сторінки, 47 рисунків, 5 таблиць, 98 першоджерел та 3 додатки.

Об'єкт дослідження: мережі нового покоління (NGN) в умовах нестационарного трафіку.

Предмет дослідження: механізм розподілу трафіку в NGN.

Мета та завдання дослідження: підвищення ефективності засобів системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж на основі удосконалення процесу моделювання динамічної багатокільної маршрутизації в мережах MPLS-TE.

Дана робота досліджує сучасні методи та засоби системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж. Основна увага приділена розробці та оптимізації процедур управління мережевими ресурсами для ефективної передачі трафіку з гарантією якості в умовах збоїв та критичних режимів. Результати дослідження дозволяють запропонувати нові алгоритми побудови моделей мереж нового покоління, що враховують особливості мультипротокольної передачі та типи трафіку.

Результати можуть бути використані в якості алгоритма для створення програмного забезпечення для системного адміністрування телекомунікаційних систем, підвищення коефіцієнта використання мережі та ефективного управління ресурсами в умовах різних сценаріїв експлуатації та збоїв.

MPLS-TE, NGN, QOS, БАГАТОКРИТЕРІАЛЬНИЙ ВИБІР ШЛЯХІВ, МОДЕЛІ
МАРШРУТИЗАЦІЇ, ТЕРИТОРІАЛЬНО РОЗПОДІЛЕНІ МЕРЕЖІ, ТРАФІК,
УПРАВЛІННЯ МЕРЕЖЕВИМИ РЕСУРСАМИ

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ, СИМВОЛІВ, ОДИНИЦЬ, СКОРОЧЕНЬ І ТЕРМІНІВ	7
ВСТУП	10
РОЗДІЛ 1 АНАЛІЗ ІСНУЮЧИХ МЕТОДИК СИСТЕМНОГО АДМІНІСТРУВАННЯ ТЕРИТОРІАЛЬНО РОЗПОДІЛЕНИХ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ	15
1.1. Аналіз трафіку у мережах наступного покоління	15
1.2. Аналіз вимог інформаційних потоків до якості обслуговування	18
1.3. Завдання маршрутизації та розподіл потоків інформації у сучасних мультисервісних мережах	19
1.4. Технології маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж	20
1.5. Постановка завдання дослідження.....	31
1.6. Висновки за першим розділом	33
РОЗДІЛ 2 ВИБІР МАТЕМАТИЧНОЇ МОДЕЛІ АДМІНІСТРУВАННЯ ТЕРИТОРІАЛЬНО РОЗПОДІЛЕНИХ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ ДЛЯ РІШЕННЯ ЗАДАЧІ ТРАФІК ІНЖИНІРИНГУ В МЕРЕЖАХ MPLS-TE.....	35
2.1. Загальні вимоги до багатошляхових рішень маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж	35
2.2. Класифікація математичних моделей маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж	36
2.3. Графокомбінаторні моделі та алгоритми маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж	37
2.4. Поточні моделі маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж	44
2.5. Моделі, що базуються на застосуванні інтегрально-диференціальних і різницевих рівнянь для аналізу стану в теорії ТКМ	46

2.6. Тензорні моделі багатоколіїної маршрутизації з підтримкою гарантованої якості обслуговування в ТКМ	50
2.7. Висновки за другим розділом	51
РОЗДІЛ 3 СИНТЕЗ ПРОЦЕДУР МАРШРУТИЗАЦІЇ ТЕРИТОРІАЛЬНО РОЗПОДІЛЕНИХ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ.....	53
3.1. Особливості маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж у мережах MPLS-TE.....	53
3.2. Визначення оптимальної кількості шляхів для реалізації маршрутизації в мережах MPLS-TE	65
3.3. Постановка оптимізаційної задачі розподілу трафіку за безліччю незалежних шляхів	73
3.4. Аналіз результатів моделювання	104
3.5. Оцінка обчислювальної складності алгоритму	108
3.6. Висновки за третім розділом	113
ВИСНОВКИ	118
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ.....	121
ДОДАТКИ.....	130

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ, СИМВОЛІВ, ОДИНИЦЬ, СКОРОЧЕНЬ І
ТЕРМІНІВ

Скорочення	Назва	Переклад
БКМ	Багатоколійна маршрутизація	
ЗМР	Збалансована множинна розмітка	Optimized Multipath
ОЦК	Оптичний центральний комутатор	
ТКМ	Телекомунікаційна мережа	
ТМЗК	Телекомунікаційна мережа загального користування	
ТЧ	Транспортно-комунікаційний вузол	
АТМ	Asynchronous Transfer Mode	Асинхронний режим передачі даних
BGP	Border Gateway Protocol	Протокол граничного шлюзу
BGP-MP	BGP Multi-Protocol Extensions	Розширення BGP для багатопротокольності
CBR	Constant Bit Rate	Постійна швидкість передачі
CR-LDP	Constrained Routing Label Distribution Protocol	Протокол розподілу міток з обмеженою маршрутизацією
CSPF	Constrained Shortest Path First	Обмежені найкоротші шляхи
DASM	Multipath Distance-Vector Algorithm	Мультишляховий алгоритм дистанційного вектора
ECMP	Equal Cost Multipath	Рівноправний багатомаршрутний
EIGRP	Enhanced Interior Gateway Routing Protocol	Розширений протокол маршрутизації внутрішньої мережі
FEC	Forwarding Equivalence Class	Клас еквівалентності пересилання
FTTH	Fiber to the Home	Волокно до дому
GSM	Global System for Mobile Communications	Глобальна система мобільного зв'язку
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers	Інститут інженерів електротехніки та електроніки
IETF	Internet Engineering Task Force	Робоча група інженерії Інтернету
IGRP	Interior Gateway Routing Protocol	Протокол внутрішньої маршрутизації
IP	Internet Protocol	Протокол Інтернету

IS-IS	Intermediate System to Intermediate System	Міжсистемний протокол для міжсистемних систем
ITU-T	International Telecommunication Union - Telecommunication Standardization Sector	Міжнародний телекомунікаційний союз - сектор стандартизації телекомунікацій
LAN	Local Area Network	Локальна мережа
LDP	Label Distribution Protocol	Протокол розподілу міток
LER	Label Edge Router	Маршрутизатор на межі міток
LSR	Label Switching Router	Маршрутизатор з комутацією міток
MAN	Metropolitan Area Network	Міська ережа
MPATH	Множинний Шлях	Множинний шлях
MPLS	Multi-Protocol Label Switching	Багатопротокольна комутація міток
MPLS-TE	Multi-Protocol Label Switching - Traffic Engineering	Багатопротокольна комутація міток – інженерія трафіку
MTU	Maximum Transmission Unit	Максимальна одиниця передачі
NGN	Next Generation Network	Мережа нового покоління
NTP	Network Time Protocol	Протокол мережевого часу
OSI	Open Systems Interconnection	Міжнародна модель відкритих систем
OSPF	Open Shortest Path First	Відкритий найкоротший шлях
PNNI	Private Network-to-Network Interface	Приватний інтерфейс мережі-до-мережі
QOS	Quality of Service	Якість обслуговування
RIP	Routing Information Protocol	Протокол інформації маршрутизації
ROAM	Routing On-Demand Acyclic Multipath	Маршрутизація по запиту з ациклічними множинними шляхами
RPR	Resilient Packet Ring	Стійке кільце пакетного комутатора
RSVP	Resource Reservation Protocol	Протокол резервування ресурсів
RSVP-TE	Resource Reservation Protocol with Traffic Engineering	Протокол резервування ресурсів з інженерією трафіку
SDH	Synchronous Digital Hierarchy	Синхронна цифрова ієрархія
SLA	Service Level Agreement	Угода про рівень обслуговування
SPF	Shortest Path First	Найкоротший шлях першим

TCP/IP	Transmission Control Protocol/Internet Protocol	Протокол керування передачею/Протокол Інтернету
TE	Traffic Engineering, TE	Інженерія трафіку
WiFi	Wireless Fidelity	Бездротова точність
WiMAX	Worldwide Interoperability for Microwave Access	Світова взаємодія для мікрохвильового доступу
xDSL	Digital Subscriber Line	Цифрова абонентська лінія

ВСТУП

Епоха інформаційної спільноти, що почалася в середині 70-х років минулого століття, висунула на перше місце питання, пов'язані з уніфікованим обміном інформацією. Прогресуючи від автономних телефонних мереж та мереж з обміну даними серед користувачів, до кінця минулого століття стала очевидною необхідність організації єдиної мережевої архітектури, яка реалізує три типи послуг: передача даних, відео та мови. В даний час ця теорія відома як *triple play services*. Для реалізації багатьох послуг на основі універсального транспорту комітет ІТУ-Т запропонував теорію мереж наступного покоління (NGN) [1, 2]. Відповідно до цієї концепції, NGN визначається як пакетна мережа, здатна надавати інфокомунікаційні послуги користувачам, побудована на базі широкосмугових технологій із підтримкою якості обслуговування, в яких сервіс-орієнтовані функції незалежні від транспортних. Мережі наступного покоління надають вільний доступ до послуг та підтримують мобільність клієнтів, що надає можливість організації повсюдного та цілісного надання сервісів для користувачів. Як уніфікована транспортна технологія організації NGN застосовується протокол ІР.

З моменту появи ІР-мережі будувалися за оверлейним принципом [3, 4], тобто. були накладеними на існуючу мережу, що призводило до дублювання функцій управління та пересилання пакетів. Наприкінці минулого століття, завдяки розробці методів ІР-комутації та стандартизації технології мультипротокольної комутації міток [5, 57, 90], вдалося створити єдиний уніфікований рівень, в якому чітко формалізовані дві групи завдань: управління (до якої входять маршрутизація, агрегація, сигналізація та ін.) та пересилання даних. Механізми трафік інжинірингу [3, 5, 6], стандартизовані як розширення технології MPLS, забезпечили можливість оптимізації застосування мережевих ресурсів для надання традиційних та нових послуг. Завдяки цьому MPLS-TE на сьогоднішній день є базовою платформою для побудови мереж NGN та надання нових послуг.

У міру впровадження технологій з пакетною комутацією, очевидними стали проблеми якості обслуговування трафіку користувача. Одним з найперспективніших шляхів вирішення цього завдання вважається розробка нових способів багатошляхової маршрутизації, а також розподілу інформаційних потоків, що гарантують оптимальне застосування мережевих ресурсів. Існуючі методи та протокольні рішення, переважно реалізують одноколіїну стратегію маршрутизації [7, 8] і весь трафік передається обраним найкоротшим шляхом. Багатоколіїні стратегії маршрутизації, реалізовані в таких протоколах як OSPF [7], EIGRP [8], дозволяють розподіляти трафік кількома шляхами на підставі статичних коефіцієнтів без урахування поточного завантаження мережі і лише в межах обмеженої області мережі. Для вирішення задачі розподілу потоків трафіку було запропоновано багато методів [17, 30, 39, 42, 43, 51-55, 70-77]. Особливість цих методів полягає в тому, що в їх основі прийнято припущення про стаціонарність стану трафіку, а перерозподіл трафіку викликано лише зміною характеристик інформаційних потоків, що є певною ідеалізацією стану. Реальний трафік є суто нестаціонарним і, як наслідок, обмежує ефективність процедур і викликає зниження якості обслуговування, а іноді призводить до збоїв основних режимів. Крім того, можлива низка ситуацій, коли стан мережі переходить у критичний режим або режим рестарту, наприклад, при відновленні мережі після виходу з ладу окремої ділянки або вузла. Таким чином, виникає актуальне, важливе наукове та практичне завдання пошуку більш надійних технологій управління розподілом навантаження, забезпечення якості за рівнем послуг. У роботі вирішується завдання з розподілу інформаційних потоків у мережах MPLS-TE з урахуванням різноманітних режимів функціонування.

Актуальність: у роботах як вітчизняних, так і західних вчених запропоновано велику кількість математичних способів щодо вирішення завдань багатоколіїної маршрутизації і розподілу ресурсів. Багато міжнародних установ, таких як IETF, ITU-T, IEEE, активно працюють над питаннями розробки протоколів, розподілу трафіку та маршрутизації в різних технологічних сферах.

Важливим аспектом їхньої роботи є розробка механізмів для забезпечення високоякісного обслуговування, що ґрунтується на ефективних методах маршрутизації та розподілу трафіку користувачів.

Протокольні рішення [8, 9, 97] історично ґрунтувалися на графо-комбінаторних математичних моделях, які відрізнялися простотою впровадження та низькою обчислювальною складністю. Проте, ці моделі передбачають використання виключно одного, спеціально обраного найкоротшого шляху для маршрутизації трафіку. Такий підхід призводить до неефективного використання загальних мережевих ресурсів і може спричинити перевантаження обраного найкоротшого шляху. У ряді робіт [73-78, 86] пропонується узагальнення алгоритмів Дейкстри або Беллмана-Форда для реалізації багатокільної стратегії маршрутизації і розподілу трафіку по безлічі шляхів.

Альтернативні підходи до вирішення завдань багатокільної маршрутизації та агрегації каналів пропонуються в рамках поточкових моделей. Для таких моделей зазвичай реалізується принцип централізованого управління, коли величина трафіку для кожного шляху розраховується на вузлі, що управляє, а потім передається в мережу. У ряді робіт [58, 84] розглядається розв'язання задачі розподілу трафіку за допомогою динамічного та лінійного програмування. Пропоновані математичні моделі дозволяють досягти мінімізації або максимізації будь-якого параметра якості обслуговування та надають можливість розподілу інформаційних потоків по безлічі шляхів. Однак запропоновані методики вирішують лише частину завдання, приймаючи той факт, що можливі шляхи попередньо розраховані та існує лише завдання розподілу ресурсів.

Отже, незважаючи на безліч запропонованих математичних способів, для вирішення завдань багатокільної маршрутизації немає цілісної методики, що надає можливість оптимального розподілу інформаційних потоків, враховуючи різні обмеження. Тому вирішуване в роботі наукове завдання, в якому пропонується методика оптимального розподілу трафіку по безлічі незалежних

шляхів для мереж MPLS-TE, яка спрямована на вдосконалення сучасної технології маршрутизації. Запропонована методика орієнтована використання у реальних мережах, де відбуваються незначні зміни стаціонарності трафіку.

У випадку нестаціонарного трафіку, коли існує можливість перевантаження або виходу з ладу деяких ділянок мережі, оптимальні способи розподілу навантаження вважаються неефективними через велику обчислювальну складність і значну надмірність. У роботі пропонується підоптимальна евристична рекурсивна операція з розподілу навантаження для мереж, що перебувають у критичному режимі. Ця процедура дозволяє використовувати всі доступні мережеві ресурси з метою обслуговування трафіку в обстановці тимчасових обмежень та забезпечити умови для якісного обслуговування.

Мета та завдання дослідження: дослідження методів та засобів системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж у мережах передачі даних та збільшення ефективності застосування мережевих ресурсів у мережах MPLS-TE за допомогою удосконалення методів динамічної багатоколіїної маршрутизації та розподілу ресурсів в каналах комп'ютерних мереж. Щоб досягти поставленої мети були сформульовані такі наукові завдання:

- 1) Аналіз режимів роботи мережі в обстановці критичних станів, способів динамічної багатоколіїної маршрутизації, а також розподілу ресурсів в каналах комп'ютерних мереж MPLS-TE для встановлення напрямку дослідження, визначення характеристик завдання та критеріїв для його вирішення.
- 2) Обрання та аргументація вибору математичного апарату динамічної багатоколіїної маршрутизації та розподілу ресурсів в каналах комп'ютерних мереж, що включає в себе визначені критерії для роботи мережі.
- 3) Створення методики ефективного використання ресурсів через ряд незалежних маршрутів у MPLS-TE мережах для стабільного режиму

функціонування та розробка стратегії управління інформаційними потоками в MPLS-TE мережах під час критичних умов функціонування.

- 4) Створення практичних рекомендацій для впровадження викладених методів.

Об'єкт дослідження: мережі нового покоління (NGN) в умовах нестационарного трафіку.

Предмет дослідження: механізм розподілу трафіку в NGN.

Методи дослідження: імітаційне моделювання, математичне моделювання, математична статистика, теорія графів, теорія оптимізації, системний аналіз, теорія ймовірностей.

Наукова новизна набутих результатів:

- 1) Удосконалено спосіб перерозподілу мережевих потоків у випадку критичного режиму функціонування за допомогою використання евристичного рекурсивного підходу та впровадження процедури оцінки стану мережевого завантаження.
- 2) Розроблено спосіб визначення оптимальної кількості незалежних шляхів з метою розділення інформаційних потоків у разі визначеного навантаження та встановленої топології..
- 3) Вперше на базі експериментального дослідження та аналізу стану NGN-мережі в умовах критичного режиму отримано імовірісно-часові характеристики, що дають можливість встановити технічні параметри щодо вирішення задачі багатошляхової маршрутизації.

Апробація. Основні положення магістерської роботи доповідалися на XXV науковій конференції в Запорізькому інституті економіки та інформаційних технологій в рамках секції «Інформаційні технології» та були опубліковані у збірнику тез конференції.

РОЗДІЛ 1

АНАЛІЗ ІСНУЮЧИХ МЕТОДИК СИСТЕМНОГО АДМІНІСТРУВАННЯ
ТЕРИТОРІАЛЬНО РОЗПОДІЛЕНИХ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ

1.1. Аналіз трафіку у мережах наступного покоління

Поява нових мережевих послуг, таких як відеоконференції, відео на запит та ін., призвела до значного зростання загального мережевого трафіку. Аналіз динаміки зростання IP трафіку, проведений в [40], показує, що процес розвитку IP-мереж можна умовно розділити на три етапи (рис 1.1). На першому етапі, який тривав до середини 80-х років минулого століття, IP мережі служили лише передачі службових даних між урядовими і військовими організаціями, а також використовувалися науковими організаціями в дослідницьких цілях. Паралельно з цим існували традиційні телефонні мережі передачі мовної інформації. Насправді мережі даних були накладеними на телефонні мережі і використовувалися для передачі даних звичайні канали ТЧ або ОЦК.

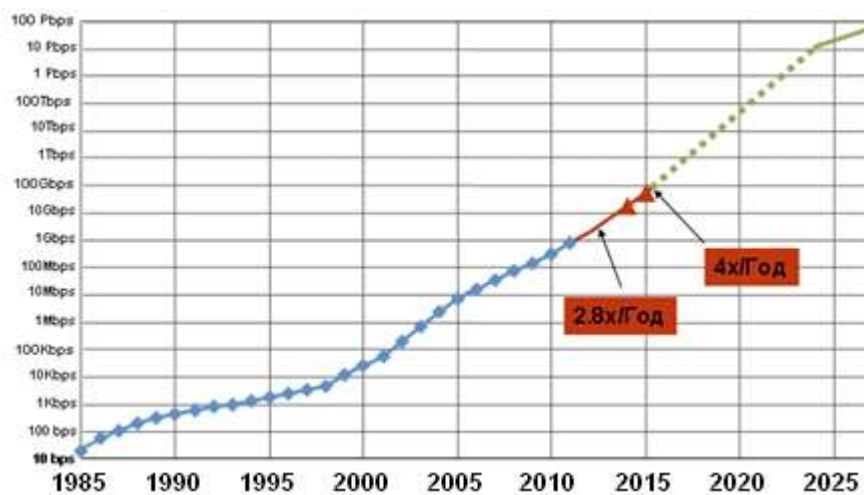


Рисунок 1.1 – Динаміка зростання обсягів мережного трафіку

Наступні п'ятнадцять років відзначаються щорічно зростаючим інтересом до IP-мереж. Це пов'язано, перш за все, з популярністю послуг всесвітньої

павутини (WWW), що спрощує доступ до різноманітної інформації та адаптації традиційних послуг, таких як телефонія, для IP мереж. На другому етапі були зроблені спроби уніфікації протоколів та методів передачі інтегрованої інформації – мови, даних та відео. Протягом усього цього періоду спостерігалось значне зростання обсягу трафіку, що передається: обсяг трафіку, що передається, збільшується в середньому в 2.8 рази щорічно.

Наприкінці 90-х років стало очевидним, що необхідно створювати єдину транспортну мережу, що реалізує передачу безлічі різноманітних трафіків. Ця концепція отримала назву мереж наступного покоління – NGN (Next Generation Networks). Відповідно до рекомендації комітету ІТУ-Т [1, 2], у мережі NGN виділяють три рівні – доступу, транспорту та послуг. На транспортному рівні (рис. 1.2) така мережа забезпечує створення повної інфраструктури для пакетної передачі інформації різного типу, що забезпечує підтримку якості обслуговування (QoS). Це виражається у відмові від прийнятої каналної парадигми в класичних мережах SDH та АТМ, де з'єднання між абонентами зазвичай організовується згідно з принципом «точка-точка». Замість цього відбувається перехід до концепції віртуальних приватних мереж (VPN), які забезпечують доставку послуг кінцевому користувачеві через протокол ІР. На більш високих рівнях моделі OSI мережа NGN відкриває безліч можливостей для створення різноманітних додаткових сервісів, які працюють поверх універсального транспортного середовища, включаючи послуги від інтерактивного телебачення та веб-сервісів до пакетної телефонії VoIP (рис. 1.2). Мережі наступного покоління характеризуються можливістю надання сервісів незалежно від місця перебування користувача і інтерфейсів доступу до мережі (наприклад, Wi-Fi, Ethernet, тощо). Отже, будь-який сервіс, розроблений у будь-якій частині мережі, може бути доступним для будь-якого користувача. Відповідно до рекомендацій комітету ІТУ-Т, до мереж NGN висуваються такі вимоги [1, 2]:

- використання транспортної технології з комутацією пакетів передачі інформації;

- поділ функцій пересилання даних та керуючих функцій;
- можливість широкосмугового доступу з якістю обслуговування з кінця до кінця;
- мобільність клієнтів мережі;
- конверговані послуги як для фіксованих, так мобільних клієнтів;
- незалежність сервіс-орієнтованих функцій від транспортних технологій, що використовуються;
- підтримка різних технологій доступу («останньої милі») до мережі.

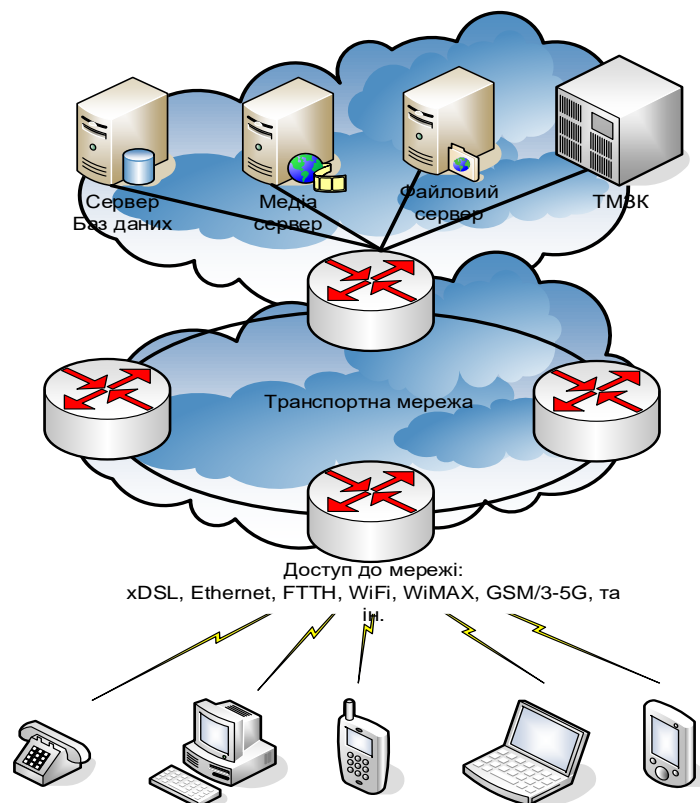


Рисунок 1.2 – Структура мереж наступного покоління

З появою конвергованих мереж NGN та переведення традиційних послуг на IP-платформу, пов'язаний третій етап розвитку, який розпочався приблизно з 2000 року. Як видно із рис. 1.1, на третьому етапі зростання обсягу трафіку, що передається, збільшується в 4 рази щорічно, і ця тенденція буде зберігатися найближчим часом.

Враховуючи значне збільшення обсягу трафіку, перед операторами, окрім традиційних завдань збільшення пропускної спроможності мереж, постала задача вдосконалення розподілення інформаційних потоків для повного використання доступних ресурсів. На даний момент очевидно, що характеристики обслуговування потоків повинні диференціюватися в залежності від природи трафіку. Отже, необхідно знати природу трафіків, що обслуговуються, та їх вимоги до якості обслуговування.

1.2. Аналіз вимог інформаційних потоків до якості обслуговування

Враховуючи різnorідний характер інформації, що передається у мережах NGN, на перший план вийшли питання якості обслуговування трафіку. Під якістю обслуговування (QoS) зазвичай розуміється здатність мережі обслужити трафік користувачів із необхідним значенням певних показників. Показники якості обслуговування зазвичай поділяють на три класи – швидкісні, тимчасові, імовірнісні (табл. 1.1).

Таблиця 1.1 – Класифікація показників якості обслуговування

Клас показника QoS	Назва показника QoS
Тимчасові	Середня затримка пакета
	Джітер (варіація затримки пакета)
Швидкісні	Максимальна (пікова) швидкість передачі потоку
	Середня швидкість передачі потоку
Імовірнісні	Ймовірність втрати пакету
	Ймовірність доставки пакету

Концепція “triple play”, закладена основою мереж наступного покоління виділяє три базових виду послуг, наданих мережею – передача відео, даних, і

повідомлень. Кожна з наведених послуг пред'являє свої вимоги до кожного класу показників якості обслуговування. У табл. 1.2 наведено характеристики різних типів трафіку, що передається, та їх вимоги до якості обслуговування.

Таблиця 1.2 – Вимоги різних інформаційних потоків до якості обслуговування

Тип інформаційного потоку	Вимоги до тимчасових показників QoS	Вимоги до швидкісних показників QoS	Вимоги до ймовірнісних показників QoS
Мовна інформація	дуже високі	середні, низькі	високі, середні
Потокове відео	високі	високі	високі, середні
Керуюча інформація	дуже високі	середні	дуже високі
Великі масиви даних	середні, низькі	дуже високі	дуже високі
Короткостроковий обмін даними (CRM, БД тощо)	високі	дуже високі	дуже високі

Завдання передачі різнорідних потоків у мережах NGN із заданою якістю обслуговування має вирішуватися системно, шляхом доопрацювання старих або створення нових протоколів сигналізації, дисциплін обслуговування черги, а також способів маршрутизації та розподілу потоків інформації. Особливу увагу в цьому випадку необхідно приділити використанню сучасних схем багатокільцевої маршрутизації, що дозволяють більш ефективно використовувати доступні ресурси мережі.

1.3. Завдання маршрутизації та розподіл потоків інформації у сучасних мультисервісних мережах

По своїй суті, мета маршрутизації зводиться до визначення найбільш підходящого маршруту або набору маршрутів, які відповідають певним критеріям, для руху користувацького трафіку. На рис. 1.3 наведено приклад

розподіленої мережі зі змішаною топологією. Вочевидь, що для досягнення віддаленої мережі X, кожен маршрутизатор, залежно від протоколу маршрутизації, може вибрати той чи інший шлях виходячи з різних критеріїв. Ці критерії відомі як маршрутні метрики. Вони показують на скільки один шлях кращий чи гірший за інший.

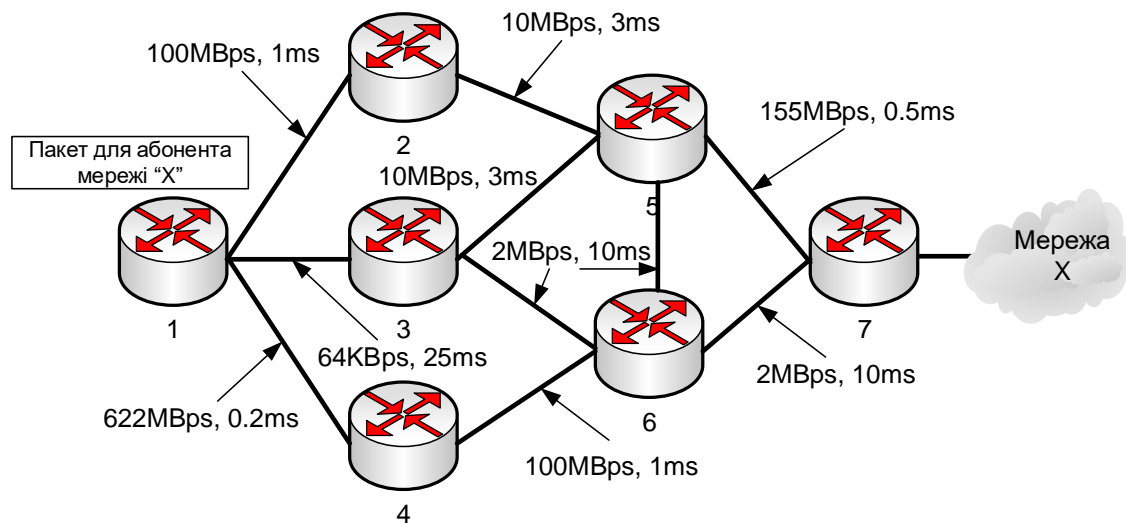


Рисунок 1.3 – Завдання маршрутизації у мережах із пакетною комутацією

Звичайні алгоритми динамічної маршрутизації фокусуються на визначенні найкоротшого шляху як єдиного рішення, виходячи з інформації, отриманої під час обміну даними з прилеглими пристроями. Серед найвідоміших математичних алгоритмів, що застосовуються для визначення найкоротшого шляху, можна виділити алгоритми Беллмана-Форда та Дейкстри, відомі також як SPF (Shortest Path First) алгоритми в західній літературі. Застосування вищезазначених алгоритмів знайшло свій розвиток у протоколах RIP та OSPF відповідно. Пізніше у RIP- OSPF-протоколах була впроваджена концепція пошуку численних найкоротших маршрутів ідентичної вартості. Навіть при здатності вищенаведених протоколів знаходити єдиний або кілька найкоротших шляхів за вартістю, їх неможливо застосувати у їх традиційному форматі для маршрутизації в сучасних інформаційно-комунікаційних мережах через неможливість врахування обмежень і відсутність наявних мережевих ресурсів.

1.4. Технології маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж

Для розв'язання задачі пошуку найкоротшого шляху пропонується декілька аналітичних алгоритмів, серед найвідоміших і найчастіше використовуваних, це алгоритми Беллмана-Форда та Дейкстри.

Сучасні протоколи маршрутизації підтримують тільки один тип обслуговування, відомий як best-effort (обслуговування по можливості). На противагу до класичних методів вибору маршруту, алгоритми маршрутизації з урахуванням якості обслуговування (QoS) при визначенні найкращого маршруту враховують доступність мережевих ресурсів і вимоги до трафіку. Згідно з [29], маршрутизація з урахуванням QoS може бути описана як метод вибору маршруту, в якому шляхи для потоків формуються на основі інформації про доступні ресурси в мережі і вимоги щодо якості обслуговування цих потоків.

У [58] дано докладний аналіз одноколіїних схем, які застосовуються для реалізації QoS-маршрутизація. Однак у більшості подібних алгоритмів в першу чергу припускається, що є щонайменше один шлях, який задовольняє вимогам трафіку. Ця ситуація є характерною для мереж, що мають невелику завантаженість. Однак при зростанні навантаження може виникнути ситуація, коли неможливо відшукати єдиний маршрут для обслуговування трафіку. В такому випадку розумним буде перехід на багатокільїну схему маршрутизації та застосування незадіяних маршрутів із великою метрикою. Таким чином, застосування цих алгоритмів у зазначеному вигляді стає недоцільним. Проте, у поєднанні із технологією багатокільїної маршрутизації дані рішення можуть бути використані у практиці.

Алгоритми маршрутизації з урахуванням системних політик з'явилися досить недавно і дозволяють гнучко вибирати шлях з урахуванням правил, прийнятих у цій мережі та рівня сервісу (SLA).

Як було представлено, використання маршрутизації за найкоротшим шляхом може спричинити нерівномірний розподіл трафіку, при якому канали,

через які проходить найкоротший маршрут, перевантажуються, при цьому інші шляхи мережі залишаються незавантаженими. Мережева топологія з багатоколіійною маршрутизацією (рис. 1.4) була висунута як альтернативний варіант маршрутизації через єдиний найкоротший маршрут, з метою розподілення трафіку та зниження ризику перевантаження мережі.

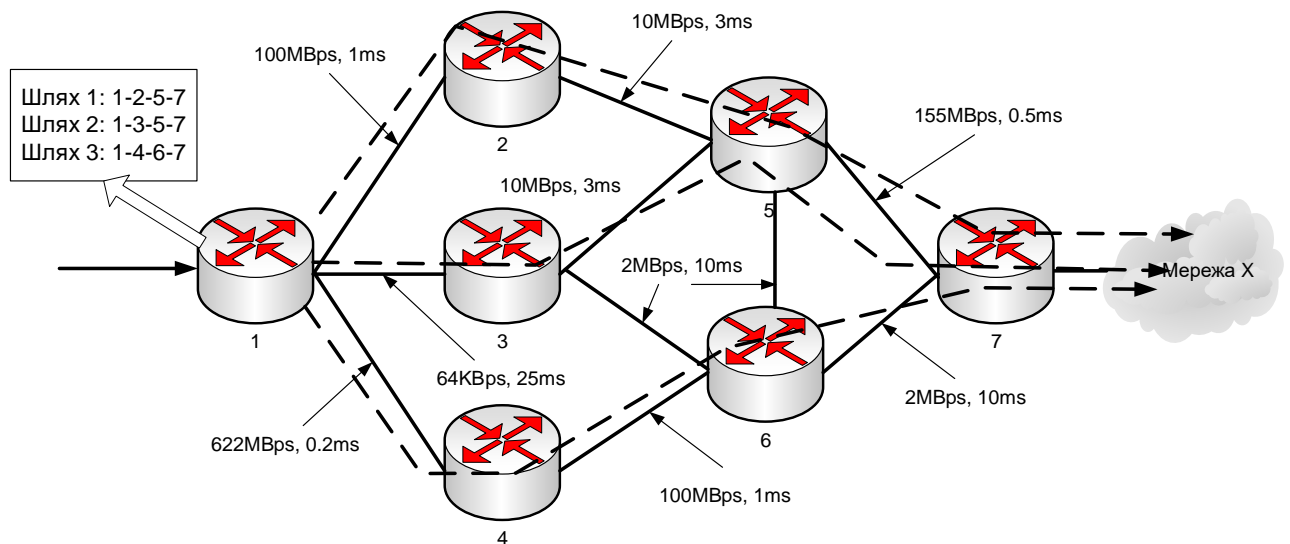


Рисунок 1.4 – Реалізація багатоколіійної маршрутизації

Загалом для реалізації багатоколіійної схеми маршрутизації за допомогою QoS, потрібно розв'язати три основні завдання:

- 1) одержати дані щодо параметрів трафіку та визначити вимоги до обслуговування;
- 2) вибрати один або декілька маршрутів для передачі даного трафіку;
- 3) забезпечити актуальність інформації щодо ресурсів на обраному маршруті.

Перше завдання вирішується за допомогою дисципліни технічних наук, відомої як теорія телетрафіку. Обґрунтування вибору показників трафіку у роботі виконується виходячи з результатів, отриманих у межах цієї теорії. При вирішенні завдань у цій роботі припускається, що параметри трафіку, який подається на обслуговування, можуть бути окреслені за допомогою відомого закону розподілу. Для прикладу, можна вважати, що агрегований

мультимедійний трафік може бути апроксимований рівномірним розподілом з певною точністю, оскільки інтервали часу між надходженнями запитів є однаковими. З метою апроксимації трафіку можна використовувати експоненціальний розподіл.

Важливо відзначити, що «якість» обраних маршрутів впливає на ефективність багатоколіїної маршрутизації. Є декілька причин, чому зменшення кількості використовуваних маршрутів є доцільним. По-перше, це пов'язано зі значною надмірністю встановлення, утримання та зняття маршруту. По-друге, відбувається значне зростання складності процесу розподілу трафіку при збільшенні кількості маршрутів. Третій аспект – це вірогідність існування специфічних обмежень на кількість маршрутів між вузлами, як, наприклад, у MPLS технології. Таким чином, важливо використовувати методи, які дозволяють визначити оптимальну кількість маршрутів.

Ефективний вибір маршрутів вимагає розуміння поточного стану мережі, включаючи інформацію про якість обслуговування та доступність ресурсів у вузлах. Цю інформацію можна отримати, наприклад, за допомогою регулярного обміну даними між маршрутизаторами. Враховуючи, що доступність ресурсів мережі постійно змінюється в процесі прийому та обробки даних, необхідний активний обмін інформацією між вузлами та значні витрати обчислювальних ресурсів на аналіз цих даних. Тому критично важливо розробити маршрутизаційну схему, здатну забезпечувати стабільність роботи, незалежно від нерегулярності або втрати оновлень інформації.

Різні багатошляхові методи маршрутизації були винайдені з метою оптимізації розподілу навантаження в мережах. Серед них, ESMР (Equal Cost Multipath) [71, 72] та OMP (Optimized Multipath) [8] використовуються для розподілу пакетів даних на рівні мережі. Технологія маршрутизації ESMР, що реалізована через протокол OSPF, рівномірно розподіляє трафік через декілька шляхів з однаковою вартістю. У протоколі OSPF вартість шляху обчислюється на основі його пропускної здатності:

$$\text{cost} = \frac{10^8}{Bw}, \quad (1.1)$$

де Bw – пропускна здатність каналу. У даній реалізації ЕСМР, розподіл трафіку відбувається через шляхи з однаковою пропускною спроможністю каналу. Проте ці маршрути встановлені статично і не враховують реальний стан мережі. Важливо також розподіляти трафік, враховуючи поточне навантаження кожного каналу. Додатково слід зазначити, метод розподілу трафіку на рівні окремих пакетів (рис. 1.5а) потребує чималих обчислювальних ресурсів. У контексті швидкісних магістральних мереж більш ефективним вважається потоковий підхід до розподілу трафіку (flow-based) (рис. 1.5б).

Алгоритм ЕСМР має важливе обмеження: він розподіляє навантаження лише між шляхами з однаковою вартістю, не враховуючи динаміку зміни завантаження мережі. Це стає проблемою, адже на практиці управління двома каналами з однаковою пропускною здатністю може вимагати значних ресурсів. Здебільшого, організації використовують основний високошвидкісний канал разом з одним або декількома резервними з нижчою швидкістю. У такій ситуації резервні канали залишаються неактивними до моменту збою основного каналу, що є економічно неефективним.

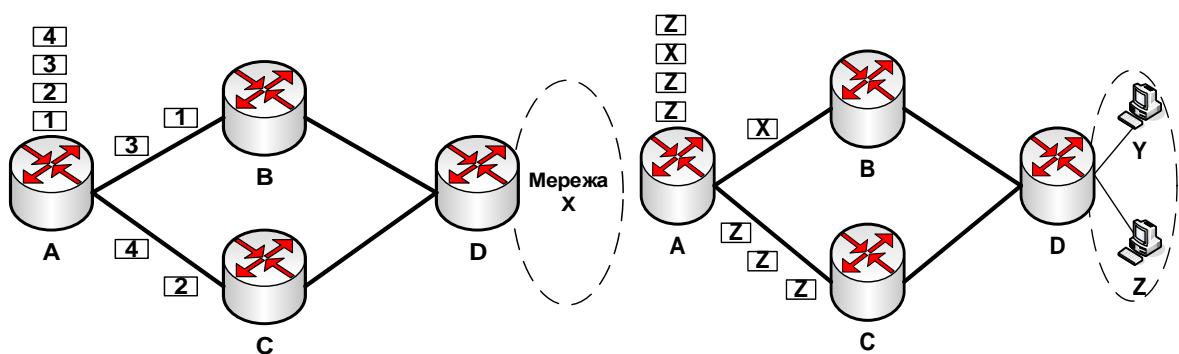


Рисунок 1.5 – Розподілення навантаження, а) пакетами б) потоком

Ефективним рішенням щодо розподілу навантаження є схеми багатокільнійної маршрутизації, які розподіляють ресурси серед маршрутів з

різною вартістю. Одним із найпростіших методів є пропорційний розподіл ресурсів заснований на метриках. Відомими прикладами протоколів, які впроваджують такий підхід є EIGRP (Enhanced Interior Gateway Routing Protocol) і IGRP (Interior Gateway Routing Protocol) – обое розроблені компанією Cisco та являються закритими власними алгоритмами. Якість маршруту в цих протоколах визначається за допомогою композитної метрики, яка враховує п'ять ключових факторів: пропускна спроможність Bw , надійність R , затримка dl , завантаження L та найбільший розмір пакету або даних, які можуть бути передані через цей маршрут без необхідності їх фрагментації (MTU):

$$metric = [k1 \cdot Bw + \frac{k2 \cdot Bw}{256 - L} + k3 \cdot dl] \cdot [\frac{k5}{R + k4}] \quad (1.2)$$

Застосування композитної метрики у маршрутизаційних протоколах дає змогу більш точно враховувати властивості маршрутів, що залежать від застосованої транспортної технології. Навантаження розподіляється обернено пропорційно до значень метрики, інакше кажучи через маршрути з нижчими значеннями метрики проходить більше трафіку. Однак, по пакетний підхід, який застосовується в цих протоколах, вимагає чималих обчислювальних ресурсів. Оскільки протоколи IGRP та EIGRP є пропрієтарними розробками компанії Cisco, тому їх використання обмежено та вони не можуть застосовуватись в обладнанні від інших виробників. У той же час, сучасні відкриті протоколи, наприклад RIP, OSPF або IS-IS, не мають вбудованих механізмів для розподілу навантаження через маршрути з різною вартістю. З огляду на це, існує актуальна потреба у розробці нової методики багатошляхової маршрутизації, яка б дозволяла розподіляти навантаження через маршрути з різними вартостями, і яка могла б бути інтегрована як в рамках існуючих промислових протоколів, так і у вигляді нового, незалежного маршрутизаційного протоколу.

З появою технології мультипротокольної комутації міток (MPLS) [91] був розроблений ще один, не властивий для дейтаграмних IP мереж клас алгоритмів маршрутизації – алгоритми явної маршрутизації. Це викликано тим, що завдяки MPLS з'явилася можливість створювати віртуальні шляхи в мережах IP і

задавати необхідну якість обслуговування. Спроби створити емуляцію віртуальних каналів в IP мережах, робилися ще середині 90-х минулого століття у межах протоколу резервування ресурсів RSVP [98]. Однак підхід, що реалізований у цьому протоколі, виявився не масштабованим, оскільки резервування проводилося для одиничних потоків, що потребувало значного обсягу обчислювальних ресурсів на магістральних ділянках мережі. При застосуванні MPLS технології, віртуальні шляхи створюються для агрегованих потоків.

У традиційних IP-мережах будь-який з маршрутизаторів, що розташований на маршруті проходження пакетів, перевіряє заголовок кожного пакету для ідентифікації приналежності до конкретного потоку даних та вибору напрямку для його подальшої передачі до наступного вузла маршрутизації. У разі застосування технології MPLS, відповідність між потоком і пакетом встановлюється лише раз: під час входу до мережі MPLS. Більш точно, виявляється відповідність між пакетом та класом еквівалентності пересилання (FEC – Forwarding Equivalence Class). До конкретного FEC відносяться пакети з усіх потоків, які мають однакові маршрути через мережу або її сегмент. З точки зору визначення самого ближнього маршрутизатору для пересилання, усі пакети, що належать до одного FEC, вважаються ідентичними. Пакети забезпечені мітками-ідентифікаторами фіксованої та невеликої довжини, якими визначається належність кожного з пакетів до певного класу FEC (рис. 1.6).

Мітка використовується локально, тобто вона є актуальною лише для відрізка між двома розташованими поруч маршрутизаторами, виступаючи як вихідна мітка для конкретного FEC на одному маршрутизаторі та вхідною міткою для іншого. Передаючи пакет даного FEC далі, наступний маршрутизатор призначає нову мітку, яка ідентифікує той самий FEC для наступної частини шляху, і так далі. В результаті, для кожного FEC формується власна система міток.

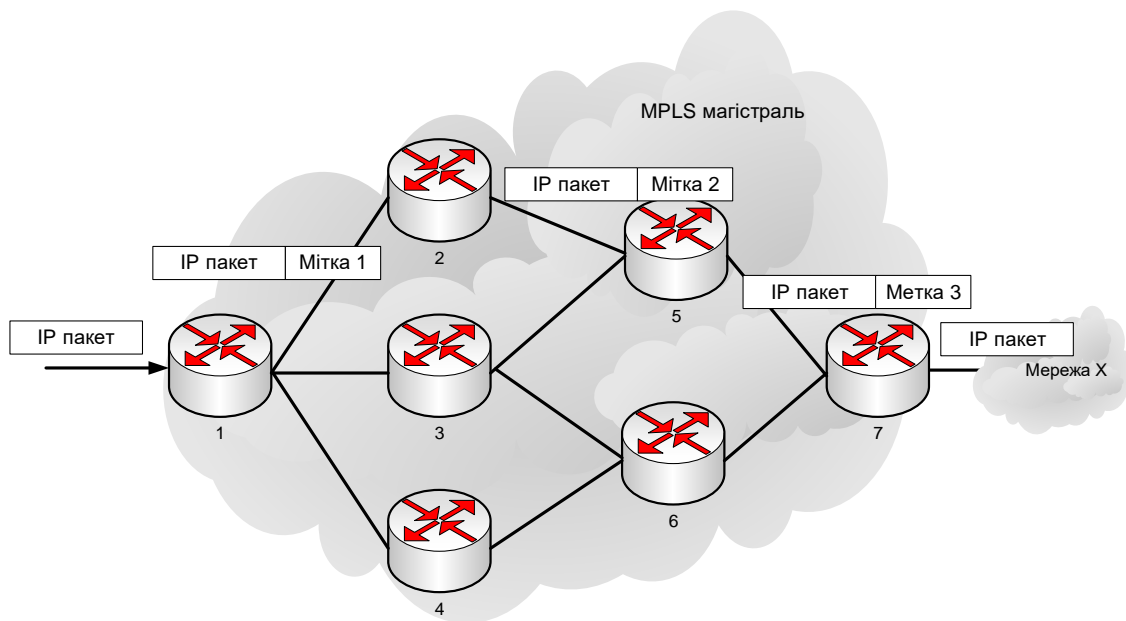


Рисунок 1.6 – Структура MPLS мережі

Отже, кожен FEC має власну систему міток. Застосування міток істотно полегшує процес пересилання пакетів, оскільки маршрутизаторами обробляється не весь заголовок IP-пакета, а лише мітка, що займає набагато менше часу.

Вхідний маршрутизатор LER (Label Edge Router) виконує аналіз заголовка пакету, що прийшов зовні, визначає, до якого FEC він відноситься, призначає цьому пакету мітку, присвоєну цьому FEC та відправляє пакет до конкретного LSR. Потім, пройшовши через ряд LSR, пакет надходить до вихідного LER, який вилучає з пакета мітку, проводить аналіз заголовка пакета і надсилає його до одержувача, який знаходиться за межами MPLS-мережі. Череди маршрутизаторів (1, 2, 5, 7), через які проходять пакети конкретного FEC, створює віртуальний комутований шлях LSP (Label Switched Path), організований на основі міток..

Той факт, що система міток, яка присвоюється пакету, може змінюватися, сприяє утворенню так званого стека міток. У процесі переходу потоку пакетів в інший FEC, мітка нового FEC розміщується зверху мітки попереднього FEC і застосовується для комутації, а попереднього мітка зберігається під нею, але не застосовується доти, доки буде відновлено колишній FEC.

Таким чином, мітка, розміщена в деякому пакеті, є FEC, якому належить даний пакет. Зазвичай, віднесення пакета до конкретного класу виконується з урахуванням мережного адреси одержувача. Мітка може поміщатися в пакет різними методами – вписуватися між заголовками кадрів канального та мережного рівнів, або адресне поле заголовка канального рівня. За будь-яких обставин такий спеціальний заголовок має поле, куди заноситься значення мітки (рис. 1.7), і деякі службові поля, серед яких знаходиться і те, що представляє особливий інтерес з позиції даного розділу – поле QoS (3 біта, тобто до 8 класів якості обслуговування).

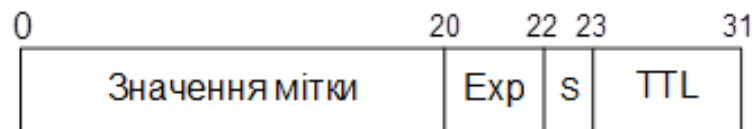


Рисунок 1.7 – Структура MPLS мітки

Було зазначено, що мітка має бути унікальною лише кожної пари сусідніх LSR. Внаслідок цього в будь-якому LSR одна і та ж мітка може бути пов'язана з деякою кількістю FEC, якщо до різних FEC відносяться пакети, що надходять від різних маршрутизаторів, і можна визначити, від якого з них надійшов пакет з такою міткою. Тому ймовірність того, що буде вичерпано простір міток, вважається мінімальною.

Будь-який LSR включає таблицю, яка у відповідність парі величин «вхідна мітка, вхідний інтерфейс» ставить пару величин «вихідна мітка, вихідний інтерфейс». Приймаючи пакет, LSR для нього визначає вихідний інтерфейс (за номером інтерфейсу і вхідною міткою, куди надійшов пакет). Вхідна мітка заміщається вихідною, яка записана у відповідному полі таблиці, та пакет відправляється до наступного LSR. Уся процедура вимагає лише одноразової ідентифікації значень у полях одного рядка таблиці і триває значно менше часу, ніж зіставлення IP-адреси відправника з адресним префіксом у таблиці маршрутів під час класичної маршрутизації.

MPLS передбачається 2 способи пересилання пакетів. У процесі застосування одного способу, кожним з маршрутизаторів самостійно вибирається наступна ділянка маршруту, так само, як і в класичних IP-мережах. Другий метод спирається на те, що маршрутизатори за маршрутом проходження пакета функціонують згідно з інструкціями, що одержані від одного з маршрутизаторів LSR цього LSP (як правило, від того який нижче, що дає можливість поєднання процедури «роздачі» цих інструкцій та процедури розподілу міток). Цей спосіб явного вказівки вузлів, якими має пройти пакет, є методом організації віртуальних шляхів для IP-мереж.

У зв'язку з тим, що належність пакетів до певного FEC відбувається не лише на основі IP-адрес, а й залежно від додаткових параметрів, створення різних LSP для потоків даних з унікальними вимогами до QoS є простим процесом. Усі FEC обробляються ізольовано – це стосується не тільки створення окремих LSP, але й доступу до спільних ресурсів, таких як пропускна здатність каналу та буферний простір. Таким чином, MPLS технологія ефективно підтримує вимоги QoS та забезпечує дотримання гарантій, наданих користувачам. Проте найважливішим напрямом розвитку технології MPLS сьогодні є механізми трафік інжинірингу.

Відповідно до [6, 7], трафік інжиніринг визначається як «аспект мережного інжинірингу, що вирішує питання оцінки та оптимізації продуктивності IP мереж. Трафік інжиніринг включає питання застосування технологій і наукових принципів до вимірювання, моделювання та управління міжмережним трафіком». Тому, однією з нових функцій трафік інжинірингу є управління та оптимізація процедур маршрутизації для передачі трафіку найефективнішим шляхом.

Оптимізаційні аспекти трафік інжинірингу можуть бути досягнуті з використанням механізмів керування пропускною здатністю та трафіком. Перший аспект включає планування пропускної спроможності, управління маршрутизацією і ресурсами. Мережеві ресурси, які особливо важливі для вирішення завдань трафік інжинірингу, включають пропускну здатність каналів,

буферний простір, обчислювальні ресурси. Управління трафіком включає функції управління трафіку у вузлі, такі як формування трафіку відповідно до SLA, управління чергою, планування обробки черг та інші функції, які регулюють потік трафіку через мережу або які приймають рішення про доступ до мережевих ресурсів між пакетами або потоками трафіку. Завдання оптимізації в рамках трафік інжинірингу повинно розглядатися як тривалий процес, що повторюється, з метою поліпшення продуктивності мережі.

Завдання оптимізації може змінюватися з часом у міру появи нових вимог до мережі або впровадження нових технологій. Більше того, різні мережі можуть мати різні оптимізаційні цілі в залежності від бізнес-моделей, властивостей та обмежень у роботі. Тому оптимізаційні аспекти трафік інжинірингу тісно пов'язані з мережевим керуванням. З погляду управління рішення про оптимізацію можуть бути проактивними чи реактивними. У разі проактивної системи управління вирішуються завдання щодо запобігання небажаним майбутнім станам мережі. При використанні реактивного керування система управління відповідає коректно і можливо адаптивно на події, які вже відбулися в системі. Система управління включає збільшення пропускної спроможності, управління маршрутизацією, управління трафіком і ресурсами (включаючи управління сервісними політиками в мережевих елементах). Вхідні дані для прийняття рішень системи управління трафік інжинірингу включають змінні, що описують стан мережі, політик і прийняття рішень.

Іншими важливими завданнями трафік інжинірингу є реалізація автоматизованого управління функціями, які швидко і ефективно адаптуються при значних змінах у стані мережі, а також оцінка продуктивності мережі. Важливо, що оцінка продуктивності значно впливає на правильність прийняття подальших рішень. Отримані результати цієї оцінки можуть застосовуватися для визначення поточних та передбачення потенційних проблем у майбутньому.

З погляду реалізації механізмів трафік інжинірингу, виділяються три фундаментальні проблеми [7]:

- як співвіднести пакети, що надходять, з класами пересилання (FEC);

- як співвіднести класи пересилання із групами трафіку;
- як співвіднести групи трафіку з фізичною топологією (мережевими ресурсами) у мережі з комутацією міток.

З погляду практичного застосування, основною метою трафік інжинірингу є ефективний розподіл мережеских ресурсів для обслуговування трафіку, що надходить. Для досягнення цієї мети потрібне точне керування функціями маршрутизації; маршрути, що обчислюються, повинні задовольняти певним вимогам, враховувати доступність мережеских ресурсів та обмежень політик. У випадку вирішення завдань трафік інжинірингу може бути орієнтований на трафік (traffic-oriented) чи ресурси (resource-oriented).

Рішення, орієнтовані на трафік, належать до питань якості обслуговування. Критерії якості обслуговування можуть включати втрати пакетів, затримки, варіацію затримки (джиттер), пропускну здатність і т.д. Ефективність політики може бути оцінена у відносних одиницях виконання вимог трафіку до обслуговування, що особливо важливо під час укладання SLA. Механізми вирішення цього класу завдань укладено у дисциплінах управління чергами. Рішення, орієнтовані ресурси, ставляться до завдань оптимізації використання мережеских ресурсів. Ефективний розподіл ресурсів, боротьба та запобігання виникненню перевантажень – ось лише кілька прикладів завдань цього класу трафік інжинірингу. Ці завдання вирішується за допомогою алгоритмів багатокільній маршрутизації, протоколів сигналізації та управління.

1.5. Постановка завдання дослідження

Багато міжнародних організацій займаються питаннями маршрутизації каналів та розподілу навантаження в різних технологіях, а також реалізацією протокольних рішень, які служать основою для управління розподіленими комп'ютерними мережами. Водночас, велика увага зосереджена на механізмах

забезпечення якості обслуговування, що визначаються методами маршрутизації та розподіленню користувачького трафіку.

Зазвичай алгоритми ідентифікують найбільш короткий шлях, базуючись на найменшому значенні метрики. Проте, під час визначення такого найкоротшого маршруту не беруться до уваги певні обмеження, що можуть встановлюватись з одного боку вимогами до якості обслуговування трафіку (приміром, максимально допустима затримка, SLA), а з іншої сторони – адміністрацією мережі (приміром, обмеження, пов'язані з системною політикою). До того ж, маршрутизаційні протоколи, що побудовані на алгоритмах Беллмана-Форда і Дейкстри, не підходять для розв'язання завдань з трафік інжинірингу.

Математичні моделі та алгоритми багатоколіїної маршрутизації є досить новим напрямом розвитку технологій маршрутизації. У багатьох протоколах, таких як OSPF, IS-IS, EIGRP, RIP, BGP, реалізовані спеціальні розширення, що дозволяють розподіляти інформаційні потоки по безлічі доступних шляхів. Однак, у цих протоколах оптимальність розподілу трафіку багато в чому залежить від коректного налаштування обладнання обслуговуючим персоналом. Крім того, закладені алгоритми багатоколіїної маршрутизації використовують статичну конфігурацію і не дозволяють динамічно адаптуватися до зміни навантаження.

У рамках сучасних мережевих систем, подібні алгоритми слід використовувати переважно для ідентифікації можливих найкоротших маршрутів та вона повинні бути лише частиною більш складної системи маршрутизації. Фінальний вибір маршруту чи їх комбінацій має здійснюватися на основі всебічного аналізу даних, отриманих через маршрутизаційні та сигналізаційні протоколи, враховуючи оцінки потенційного навантаження на мережу. Таким чином, попри велику чисельність запропонованих математичних підходів, наразі відсутня універсальна методологія для вирішення завдань, що пов'язані з багатоколіїною маршрутизацією, яка дозволяє оптимально

розподілити інформаційні потоки враховуючи різноманітні обмеження і режими роботи мережі.

Рішення цієї задачі полягає в удосконаленні існуючих механізмів маршрутизації та розподілу ресурсів, а також реалізації відповідних протокольних рішень. У разі стаціонарного режиму роботи мережі можливе використання оптимальної процедури багатоколіїної маршрутизації і розподілу ресурсів, що має досить високу обчислювальну складність. Це з тим, що періоди зміни трафіку на магістральних ділянках мережі коливаються від кількох хвилин до годин [78]. Враховуючи високу продуктивність сучасних маршрутизаторів [14], розв'язання задачі маршрутизації і розподілу ресурсів, буде займати кілька секунд, що набагато менше періоду зміни трафіку.

На противагу цьому, у критичному режимі найважливішим параметром є час збіжності та облік тимчасових обмежень [87, 93], що накладаються різними технологіями. У цьому випадку доцільним є використання процедури з низькою складністю обчислювальної, яка забезпечує швидку збіжність мережі.

1.6. Висновки за першим розділом

Відповідно до концепції мереж нового покоління, мультисервісні мережі повинні будуватися з урахуванням трирівневої архітектури, при цьому як транспортний рівень має використовуватися технологія з комутацією пакетів та підтримкою гарантованої якості обслуговування. На сьогоднішній день єдиною технологією, що задовольняє ці вимоги, є технологія MPLS.

У сучасних мережах доступні мережеві ресурси використовуються не оптимально через одноколіїну спрямованість протоколів маршрутизації. Підвищення ефективності використання мережевих ресурсів у мережах операторського класу можливе в рамках концепції трафік-інжинірингу, розробленої комітетом IETF для мереж MPLS-TE, що дозволяє реалізувати

багатоколіїну стратегію маршрутизації як основу для системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж.

У існуючих протоколах маршрутизації, що використовуються в рамках технології MPLS, таких як OSPF, IS-IS, BGP, багатоколіїний режим роботи вимагає статичної конфігурації адміністратором, що призводить до можливості адаптуватися до зміни навантаження.

Через неоптимальність процедур маршрутизації в мультисервісних мережах можливе виникнення критичних режимів роботи, виражених у навантаженнях окремих напрямів зв'язку. У рамках концепції трафік інжинірингу запропоновано процедури швидкої ремаршрутизації, що ґрунтуються на використанні обхідних шляхів. При цьому час перемикання не повинен перевищувати 50мс.

Поява сервіс-орієнтованих мереж призвела до значного збільшення трафіку та перевантажень окремих ділянок мережі через неоптимальне використання доступних ресурсів. Для підвищення ефективності функціонування мережі потрібне удосконалення існуючих механізмів маршрутизації і розподілу ресурсів для системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж.

РОЗДІЛ 2

ВИБІР МАТЕМАТИЧНОЇ МОДЕЛІ АДМІНІСТРУВАННЯ ТЕРИТОРІАЛЬНО РОЗПОДІЛЕНИХ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ ДЛЯ РІШЕННЯ ЗАДАЧІ ТРАФІК-ІНЖИНІРИНГУ В МЕРЕЖАХ MPLS-TE

2.1. Загальні вимоги до багатошляхових рішень маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж

Сучасні телекомунікаційні мережі NGN відповідно до тенденцій розвитку світової галузі зв'язку мають будуватися як мультисервісні мережі із забезпеченням заданого ступеня якості обслуговування різнотипним трафіком користувачів. Як транспортна основа використовується технологія MPLS, в рамках якої важливе місце займають засоби управління трафіком та маршрутизації. Функціонування відбувається згідно з концепцією трафік-інжинірингу.

Відповідно до [1, 2], завдання трафік-інжинірингу полягає в оптимальному розподілі потоків у існуючій мережі. У зв'язку з цим дієвим засобом для задоволення суперечливих запитів щодо забезпечення гарантованого QoS та збалансованого завантаження ресурсів ТКМ, що висуваються в ході реалізації концепції трафік інжинірингу, виступає багатокільній маршрутизації (БКМ). У ході БКМ пакети одного трафіку можуть одночасно передаватися вздовж кількох шляхів, забезпечуючи тим самим збалансоване завантаження ТКМ та сприяючи збільшенню, насамперед, швидкісних та з ним пов'язаних ймовірно-часових показників якості обслуговування.

До засобів багатокільній маршрутизації пред'являються дві групи вимог. Перша група включає класичні вимоги, притаманні усім алгоритмам маршрутизації, такі як невелика обчислювальна складність, швидкість збіжності та мінімізація обсягів контрольного трафіку. Друга група вимог виходить з потреби забезпечити гарантовану якість обслуговування та рівномірне

навантаження мережевих систем, заснованих на раніше визначених принципах концепцій управління трафіком, таких як Load-Balancing Routing та Traffic Engineering QoS-based (constraint based) Routing.

Основні вимоги до алгоритмів багатоколіїної маршрутизації для вирішення задачі трафік інжинірингу в мережах MPLS-TE представлені у додатку А.

Слід зазначити, що у [6, 7] розглядаються й інші менш істотні обмеження, які у більшою мірою торкаються питання сигналізації мережах MPLS-TE.

2.2. Класифікація математичних моделей маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж

Результати аналізу [15] основних підходів до математичного моделювання та вирішення завдань багатоколіїної маршрутизації дозволили провести їх класифікацію (рис. 2.1) на графові (графокомбінаторні) та потокові моделі.

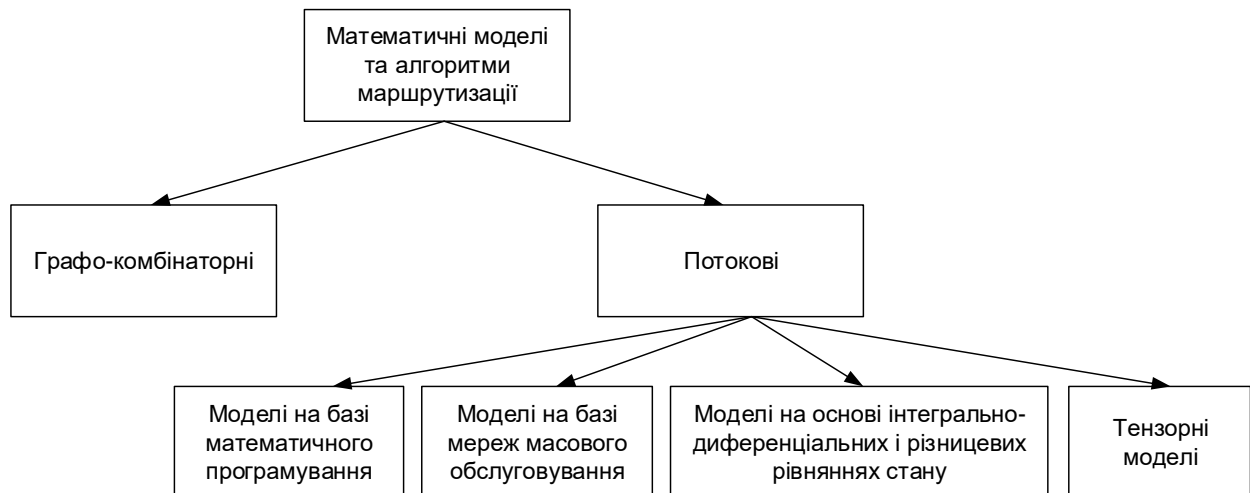


Рисунок 2.1 – Класифікація математичних моделей та алгоритмів маршрутизації

В основу графокомбінаторних моделей закладено математичний опис ТКМ у вигляді неорієнтованого або орієнтованого графа з подальшим

застосуванням комбінаторних алгоритмів знаходження безлічі найкоротших шляхів або мультишляхів між заданими парами вершин (вузлів) мережі. Водночас, потокові моделі паралельно з розрахунком безлічі пошукових шляхів, формалізують рішення задачі розподілу трафіків користувачів по таких шляхах.

Зважаючи на те, що наведені вимоги до алгоритмів маршрутизації за своїм характером вважаються суперечливими, на сьогоднішній день запропоновані окремі підходи, спрямовані на формалізацію та розв'язання завдань багатокількісної маршрутизації. Вони базуються на застосуванні різних алгоритмів та математичних моделей, які в більшості випадків представляють собою різні типи оптимізаційних завдань. Як наслідок, рішення задачі трафік інжинірингу для мереж MPLS-TE в рамках однієї математичної моделі неможливе. На теперішній час реалізується гібридний підхід, що поєднує підходи та алгоритми, характерні для різних моделей маршрутизації.

2.3. Графокомбінаторні моделі та алгоритми маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж

Для вирішення задачі знаходження найкоротшого шляху для заданої ТКМ, представленій у вигляді графа, було запропоновано декілька алгоритмів, таких як алгоритми Беллмана-Форда, Дейкстри, Флойда-Уоршена. Протягом тривалого часу підхід, що заснований на графах та комбінаториці, був провідним у розробці протоколів маршрутизації для вирішення маршрутних задач, таких як IGRP, OSPF, EIGRP, RIP, IS-IS, PNNI та інші. Ці протоколи, які базуються на графових моделях та комбінаторних методах визначення найкоротшого шляху, переважно використовують одноколіїну стратегію маршрутизації.

Основна ідея алгоритму Беллмана-Форда полягає у визначенні найкоротших шляхів, спочатку з обмеженням у одну дугу, потім розглядаючи шляхи, що складаються з не більше ніж двох дуг, і так далі. Шлях, який є

найкоротшим і при цьому включає в себе максимум h дуг, будемо визначати як найкоротший ($\leq h$) шлях.

Уявімо, вузол 1 виступає як початковий вузол, і наша задача полягає у визначенні довжин найкоротших маршрутів від цього вузла до всіх інших вузлів графа. Як відомо, дугові відстані (параметри дуг), залежно від конкретного завдання, можуть бути як позитивними, і негативними. У разі негативних значень повинно бути. Крім цього, у графі не повинно бути циклів. Нехай D_i – довжина найкоротшого (h) шляху від вузла 1 до вузла i . Припустимо, що $d_i=0$ всім h . Знаходження найкоротшого шляху складається з кількох етапів. На першому етапі алгоритму належить:

$$D_i(h) = \infty \text{ всім } i \neq 1 \text{ і } D_1(h) = 0 \quad (2.1)$$

На наступних кроках при кожному $h \geq 1$ виконується ітерація Беллмана-Форда

$$D_i^{(h)} = \min[D_j^{(h-1)} (h-1) + D_{ij}] \text{ для всіх } i \neq 1 \quad (2.2)$$

Алгоритм закінчує роботу, коли h досягне n , тобто, у гіршому випадку, дерево найкоротших маршрутів має вигляд ланцюжка довжиною $n-1$ гілок.

Алгоритм Беллмана-Форда набув популярності завдяки тому, що в ситуаціях, коли довжини всіх дуг є позитивними (початкові значення D_i для $i \neq 1$ можуть бути довільними не від'ємними числами), ітерації алгоритму можуть проводитися одночасно для різних вузлів, в різному порядку, що дозволяє виконувати їх як у синхронному, так і в асинхронному режимі.

Альтернативний і широко вживаний метод пошуку найкоротшого маршруту – це алгоритм Дейкстри. Він дає можливість створювати дерево найкоротших маршрутів та відстаней від визначеної точки до всіх інших вершин графа. Він застосовується для неорієнтованих, орієнтованих, а також змішаних мережевих графів. За цим алгоритмом Дейкстри, найкоротший серед усіх можливих маршрутів від вузла 1 – це той, який складається лише з однієї дуги до найближчого сусіднього вузла. Це тому, що будь-який маршрут, утворений кількома дугами, завжди буде більшим за довжину першої дуги, оскільки передбачається, що всі дуги мають позитивну довжину. Після цього, наступним

за довжиною маршрутом повинен бути чи однодуговий маршрут до наступного за відстанню сусіда вузла 1, чи найкоротший маршрут, який складається з двох дуг і проходить повз вузол, визначений на попередньому етапі, і так далі. Для формалізації опису цього процесу як алгоритму припустимо, що будь-який вузол i має мітку D_i , що вказує на оцінку відстані найкоротшого маршруту від вузла 1. В той час як ця оцінка стане дефінітивною, вузол вважається остаточно позначеним, а множина таких остаточно позначених вузлів буде позначена як P . На кожному кроці до P додається вузол, який є ближчим до вузла 1 поміж тих, які досі не включені до P . Формально алгоритм функціонує таким чином:

На початковому етапі $P = \{1\}$, $D_1 = 0$ та $D_j = d_{1j}$ для $j \neq 1$

Крок 1 (знаходження наступного вузла). Знайти $i \notin P$, такий, що

$$D_i = \min_{j \notin P} D_j \quad (2.3)$$

Покласти $P := P \cup \{i\}$. Коли P міститиме всі вузли, то робота алгоритму цьому завершується.

Крок 2 (оновлення тегів) Для всіх $j \notin P$ покласти

$$D_j := \min [D_j, D_i + d_{ij}] \quad (2.4)$$

Перейти до кроку 1.

Оскільки кількість операцій, які виконує алгоритм Дейкстри, на будь-якому кроці пропорційно N , а кроки ітеруються $N-1$ раз, то обсяг обчислень у найгіршому випадку дорівнюватиме $O(N^2)$, а не $O(N^3)$, як алгоритм Беллмана-Форда.

Перевагами даних алгоритмів є відносно невисока обчислювальна складність та простота реалізації. У класичній постановці завдання представлені алгоритми знаходять єдиний найкоротший шлях від вузла джерела до вузла одержувача. Однак для вирішення завдання трафік інжинірингу, необхідна стратегія маршрутизації, яка дала б можливість балансувати навантаження на мережу і враховувати вимоги до якості обслуговування, оброблюваних потоків. Крім того, одна з вимог до протоколів маршрутизації в мережах MPLS-TE –

можливість ремаршрутизації трафіку за час, що не перевищує 50мс, що передбачає наявність та попереднє знаходження обхідних (резервних) шляхів.

Як наслідок, ідеї, закладені в алгоритмах Беллмана-Форда та Дейкстри, отримали розвиток у багатоколіїних математичних моделях та алгоритмах маршрутизації. Було розроблено багатоколіїні стратегії маршрутизації, в основу яких закладено графокомбінаторні алгоритми визначення найкоротших маршрутів. Найбільш відомі практичні реалізації – алгоритм ESRP, що розширює можливості протоколів RIP та OSPF, а також алгоритми розподілу навантаження по шляхах з різними вартостями, представлені у фірмових протоколах компанії CISCO IGRP та EIGRP. У кожному з наведених протоколів реалізується однаковий підхід до розв'язання задачі маршрутизації, який у загальному випадку зводиться до алгоритму із трьох дій:

- знаходження безлічі найкоротших шляхів;
- вибір шляхів для обробки навантаження з однаковою чи різною вартістю;
- розподіл навантаження по вибраних шляхах зазвичай пропорційно метриці.

Подальшим розвитком ідеї використання графокомбінаторних моделей є алгоритми знаходження безлічі найкоротших шляхів для вирішення задачі багатоколіїної маршрутизації. Отже, основна концепція розподіленого алгоритму багатоколіїної маршрутизації МРАТН [76] полягає у створенні графа маршрутизації без петель та представленого множиною дуг

$$SG_i = \{(m, n) \mid n \in S_j^m, m \in M\}, \quad (2.5)$$

де M – безліч вузлів мережі, M^i – безліч вузлів-сусідів i -му вузлу, S_j^m – безліч варіантів для наступного пересилання пакетів від вузла i до вузла j .

Найменший мультимаршрут, згідно з МРАТН, визначатиметься виразом

$$S_j^i = \{k \in M^i \mid D_{jk}^i < D_j^i\}, \quad (2.6)$$

де D_{jk}^i вважається локальною величиною дерева коротших маршрутів від вузла i до вузла k .

В такому разі, видалення петель можна досягти шляхом дотримання наступних умов:

$$FD_j^i(t) \leq D_{ji}^k(t), k \in M^i; \quad (2.7)$$

$$S_j^i(t) = \{k \in M^i \mid D_{jk}^i(t) < FD_j^i(t)\}, \quad (2.8)$$

де FD_j^i – допустима дистанція під час розрахунку множини S_j^i .

Коли досягається рівність

$$FD_j^i = D_j^i = D_{ji}^k, \forall i, j, k \in M^i, \quad (2.9)$$

граф розв'язання задачі багатоколіїної маршрутизації буде необхідним найкоротшим мультишляхом без петель.

Альтернативний підхід для вирішення задачі багатоколіїної маршрутизації реалізований в алгоритмі DASM (Multipath Distance-Vector Algorithm) [86, 61]. У цьому алгоритмі передбачається, кожен проміжний маршрутизатор містить у таблиці маршрутизації записи, у яких включений набір параметрів кожного вузла отримувача. Водночас кожен такий запис складається з декількох параметрів, що визначають наступний маршрутизатор на шляху до вузла призначення та відстань по шляху, що не містить петель. Відповідно до алгоритму, кожен маршрутизатор може бути в одному з двох станів: пасивний чи активний. У пасивному стані маршрутизатор перебуває у разі, якщо всі шляхи S_j^i отримані в результаті обміну із сусідами та занесені до таблиці маршрутизації. В іншому випадку маршрутизатор переходить в активний стан, прагнучи відшукаати маршрут до вузла j шляхом розсилки запитів сусідам.

Найкоротший шлях між вузлами i та j у DASM визначатиметься виразом, запропонованим у розподіленому алгоритмі Беллмана-Форда:

$$D_{\min}^{ij} = \min\{ D_{jk}^i + l_k^i \mid k \in M^i \} \quad (2.10)$$

де l_k^i – довжина (вартість) переходу по дорозі до сусіда k ; якщо сусід k перестає бути доступним, значення l_k^i приймається рівним ∞ . Результуючий мультишлях S_j^i визначатиметься виразом

$$S_j^i = \{k \in M^i \mid \tilde{D}_{jk}^{i*} < \min(FD_j^i, D_{\min}^{ij})\}, \quad (2.11)$$

де \tilde{D}_{jk}^{i*} – верхня межа відстані сусіда k до вузла j , FD_j^i – допустиму відстань від маршрутизатора i до маршрутизатора j . Тоді при виконанні умови

$$S_j^i(t) = \{k \in M^i \mid D_{jk}^i(t) < FD_j^i(t)\} \quad (2.12)$$

результуючий мультишлях S_j^i не містить петель.

Слід зазначити, незважаючи на те, що алгоритми MPATH та DASM для знаходження найкоротших шляхів використовують різні підходи (у першому випадку це алгоритм Дейкстри, а в другому – розподілений алгоритм Беллмана-Форда), умови відсутності петель для наведених алгоритмів однакові.

Ще одним багатокільним розвитком алгоритму Беллмана-Форда є ROAM (Routing On-Demand Acyclic Multipath). Особливість цього алгоритму полягає у зберіганні в маршрутизаторі інформації тільки про шляхи до вузлів призначення, для яких в даний момент здійснюється передача пакетів. Це дозволяє мінімізувати кількість інформації, що зберігається у проміжних пристроях, що особливо актуально у разі великих мереж. Шляхи до віддалених вузлів визначаються «на вимогу» після надходження пакета для вузла, якого немає шлях. Для побудови маршрутів кожен маршрутизатор підтримує три таблиці: відстаней, маршрутів та вартості каналів. Таблиця відстаней у маршрутизаторі i є матрицею, що містить відстань D_{jk}^i до кожного вузла призначення j від сусіднього вузла k , а також прапор статусу відповіді ST_{jk}^i . Таблиця маршрутизації i являє собою вектор, що містить для кожного вузла призначення j відстань до одержувача D_j^i , допустима відстань FD_j^i , «Повідомлена» відстань RD_j^i , використовуваний маршрут s_j^i , прапор ініціатора запиту o_j^i та тимчасову мітку T_j^i . Таблиця вартості каналів включає вартості каналів до відомих сусідів k для вузла $i - l_k^i$.

Згідно з алгоритмом ROAM [61], маршрутизатор може перебувати в одному з трьох станів: а) пасивному – інформація про існування одержувача j відома чи не відома; б) активному – очікування отримання інформації про j у

процесі створення маршруту; в) активному – очікування відповіді від сусідів про відоме призначення j . Для перебування у пасивному стані маршрутизатор вибирає єдиний найкоротший маршрут із усіх доступних. Альтернативні маршрути через сусіда $q \in M^i$ можуть бути обрані як основне при виконанні умов

$$D_{jq}^i(t) + l_q^i(t) = \text{Min} \{ D_{jx}^i(t) + l_x^i \forall x \in M^i \} \quad (2.14)$$

$$D_{jq}^i(t) < FD_j^i(t), \text{ де } FD_j^i(t) = D_j^{*i}(t) \quad (2.15)$$

Алгоритм гарантує відсутність петель під час вибору альтернативних маршрутів до вузла j . При зміні топології маршрутизатор може перейти в активний стан, в якому здійснюється обмін дифузійними оновленнями для знаходження основного маршруту.

Крім зазначених переваг графокомбінаторних моделей та алгоритмів, є окремі важливі недоліки, що істотно обмежують їх практичну реалізацію передових мультисервісних ТКМ. По-перше, узгодженість вирішення завдань балансування навантаження, маршрутизації і забезпечення QoS у рамках комбінаторних алгоритмів та графових моделей, що адаптовані до однопродуктових двополюсних мереж, із зростанням обсягу трафіків (продуктів) у мережі зустрічає деякі серйозні труднощі обчислювального та описового характеру, оскільки передбачається, що всі ресурси мережі призначені для одного аналізованому трафіку. По-друге, головна перевага проаналізованих моделей, яка полягає у їх простоті та передбачуваний обчислювальній складності, із збільшенням числа врахованих параметрів QoS (3 і більше) втрачає свою значущість, тому що завдання визначення хоча б єдиного найкоротшого маршруту в такому разі стає значно складнішим.

Треба підкреслити, що спочатку розв'язання задач багатошляхової маршрутизації не входило до рамок графокомбінаторних моделей. Це обумовлено тим, що такі моделі не дають можливості коректного математичного опису процесів динаміки стану мережі, надання мультисервісних послуг та гарантування якості зв'язку навіть за декількома параметрами. На сьогоднішній день, визначення найкоротшого шляху або множини маршрутів для будь-якого

виду трафіку, що обслуговуються, не завжди є потрібною умовою для ефективного розв'язання задач маршрутизації, адже існує проблема розподілу ресурсів по довжині кожного шляху. У ситуаціях, де рішення маршрутних задач є складним або навіть майже неможливим, використання методів, заснованих на комбінаторних алгоритмах, стає неефективним, тому їх застосовують у комбінації з іншими пошуковими методами. Це особливо актуально для завдань, де, крім мережевих параметрів, потрібно також брати до уваги багато зовнішніх факторів, таких як характеристики інформаційних потоків.

Не дивлячись на обмежені можливості математичних графокомбінаторних моделей, недостача строгих вимог щодо якості вирішення маршрутних задач спочатку сприяла популярності цих алгоритмів. Відповідно до цього, комбінаторні алгоритми та графові методи в багатошляховій маршрутизації можна розглядати тільки як проміжний етап між існуючими та майбутніми рішеннями, що відповідають комплексу вимог, які ставляться до мультисервісних комунікаційних мереж..

2.4. Поточні моделі маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж

Моделі, орієнтовані на потоки даних, відіграють важливу роль у математичній формалізації завдань багатоколісної маршрутизації, через те що сучасний трафік, зокрема аудіо та відео, характеризується явно вираженими поточними властивостями. Логічна обґрунтованість і наочність таких моделей найчастіше надає можливість вироблення нового і досить природного підходу щодо вирішення поставленого завдання, що дозволяє визначити шляхи подальшого прикладного аналізу.

Основна маса поточних завдань можуть формулюватися як завдання математичного (нелінійного, цілісного, лінійного) програмування [79]. У деяких важливих випадках вирішувати такі завдання зручніше мережними способами

термінах розподілу потоку на графах. Слід зазначити, що у разі застосування поточкових моделей ключову увагу необхідно приділяти вивченню специфічностей структури мережі, що має важливе значення у збільшенні ефективності обчислювальних алгоритмів. Мережевий аналіз значною мірою виходить з теорії графів. Втім, мережне моделювання, порівняно з комбінаторними способами розрахунку графових моделей ТКМ, дає можливість отримання теоретичних результатів та обчислювальних алгоритмів, в яких найбільш повно враховуються параметри трафіку, що при вирішенні завдань забезпечення QoS вважається важливим. У мережевих моделях кожен дугу можна охарактеризувати 3 параметрами: найменшим значенням потоку, який здатний проходити дугою (нижня межа), пропускну здатністю, що показує, який максимальний потік може передаватися дугою (верхня межа), ціною передачі одиниці потоку по даній дузі.

Основні поточкові моделі ТКМ описані у додатку Б.

Поточкові моделі ТКМ здебільшого зорієнтовані на формалізацію процесів багатоколіїної маршрутизації лише з позиції забезпечення збалансованого завантаження мережі. Рішення, що набуваються в масштабах таких моделей, насправді забезпечують зростання загальної продуктивності мережі. Крім цього, опосередковано піднімають якість обслуговування трафіків даних користувачів за показниками пропускну спроможності. Однак через те, що не враховуються найважливіші імовірно-часові параметри мережі в їх взаємозв'язку, забезпечити гарантії QoS за показниками надійності та тимчасовими показниками неможливо, що, в свою чергу, передбачає необхідність застосування найбільш інформативних, а отже, і найскладніших моделей ТКМ.

Крім необхідності забезпечення збалансованого завантаження ТКМ у масштабах поточкових моделей, використовується підхід, який заснований на застосуванні теорії масового обслуговування для врахування тимчасових параметрів якості обслуговування. З погляду теорії масового обслуговування, кожен із трактів передачі ТКМ розглядається, зазвичай, як модель М/М/1. Причому передбачається, що всі канали зв'язку повністю завадостійкі і надійні,

ємність буферної пам'яті на вузлах вважається необмеженою, а тривалість обробки у вузлах надзвичайно малою. Потік, що надходить до мережі, вважається пуассонівським, причому довжини всіх пакетів плануються незалежними і розподіленими відповідно до показового закону. Одним із найважливіших факторів вважається прийняття «гіпотези про незалежність», яка передбачає, що в процесі об'єднання кількох потоків у лінії передачі збережеться незалежність між довжинами пакетів та інтервалами надходження [61].

Основні моделі БKM, що базуються на мережах масового обслуговування, описані в додатку В.

У межах розглянутих моделей багатоколіїної маршрутизації відсутні процедури адаптивного визначення необхідної кількості шляхів доставки пакетів різних трафіків, тобто. Завдання збалансованого завантаження ТКМ вирішується автономно від завдань забезпечення QoS. Без додаткових обмежень, що гарантують диференційоване обслуговування трафіків користувачів, моделі ТКМ, отримані в рамках теорії масового обслуговування, поки застосовуються на проміжних етапах вирішення більш складних завдань, наприклад, задач структурного синтезу ТКМ [76].

2.5. Моделі, що базуються на застосуванні інтегрально-диференціальних і різницевих рівнянь для аналізу стану в теорії ТКМ

У роботі [21] математична модель розв'язання задачі БKM у ТКМ отримана за допомогою апарату теорії інтегральних рівнянь та дозволяє описати динаміку змін інтенсивності інформаційних потоків у трактах передачі та завантаження черг на вузлах мережі. Для цього використовується система нелінійних інтегральних рівнянь Вольтерра другого роду

$$\lambda_i(t) = \sum_{j \neq i} \int_0^t p_{ji}(\lambda_j^0 + \lambda_j(\tau)) \phi_{ji}((t-\tau), \lambda_j^0 + \lambda_j(t-\tau)) \lambda_j(\tau) d\tau + g_i(t) \quad (2.16)$$

де $\lambda_i(t)$ – інтенсивність обробки пакетів на виході з черги без втрат (j, i) на певний момент часу t ; z – число черг на мережевому вузлі; $\lambda_j(\tau)$ – інтенсивність потоку даних на певний момент часу t ; $p_{j,i}(\lambda_j^0)$ – можливість обслуговування пакетів; $\mathcal{G}_i(t)$ – детермінований компонент потоку $\lambda_i(t)$; λ_j^0 – інтенсивність потоку пакетів, що очікують на обслуговування, у певний момент часу t_0 ; $\phi_{i,j}(\tau, \lambda_j^0) = \frac{d}{dt} \Phi_{j,i}(\tau, \lambda_j^0) \dot{\Phi}_{j,i}(\tau, \lambda_j^0)$ – функція розподілення часу, необхідного для обслуговування пакетів у черзі (j, i).

Система рівнянь (2.16) описує динаміку мережі на околиці точки рівноваги $\lambda^0 = (\lambda_1^0, \lambda_2^0, \dots, \lambda_z^0)$, А її рішення може бути отримано методом послідовних наближень:

$$\lambda_i^{k+1}(t) = \sum_{i \neq j} \int_0^t p_{j,i}(\lambda_j^k(\tau)) \phi_{j,i}((t-\tau), \lambda_j^k(\tau)) \lambda_j^k(\tau) d\tau + \mathcal{G}_i(t) \quad (2.17)$$

Зазначимо, що система (2.34) має єдине безперервне рішення [21].

Перевагами запропонованого підходу до функціонального опису мережі є таке:

- облік динаміки мережі, яка визначається характеристиками мережі в точці λ^0 інтенсивністю потоків у вузлах λ_j^0 ймовірністю передачі $p_{j,i}(\lambda_j^0)$, щільністю розподілу часу обслуговування пакетів у чергах мережі $\phi_{i,j}(\tau, \lambda_j^0)$ та зміною інтенсивностей вхідних потоків;
- можливість аналізу таких важливих властивостей мережі, як стійкість та керованість;
- забезпечення збалансованого завантаження у ТКМ загалом.

До недоліків розглянутої моделі слід віднести складність розрахунку стаціонарного стану мережі та подальшого розв'язання системи нелінійних інтегральних рівнянь (2.16), що у загальному випадку становить досить громіздке та трудомістке обчислювальне завдання. У зв'язку з цим подібний опис завдання БКМ поки що не знайшов належного практичного застосування в сучасних ТКМ.

Досить плідним при побудові динамічних моделей БКМ ТКМ є підхід, заснований на використанні апарату диференціальних або різницевих рівнянь стану. При цьому забезпечується статичне зростання складності моделі від числа станів [80]. Під станом ТКМ зазвичай розуміються основні показники, що характеризують функціонування системи (довжини черг на вузлах мережі, час доведення повідомлень, зайнятість трактів передачі). Однією з особливостей використання стохастичних диференціальних чи різницевих рівнянь стану є трактування процесів передачі потоків повідомлень у мережі як явищ, що відбуваються у просторі та часі. Просторові параметри, такі як адреси відправників та одержувачів, ідентифікатори вузлів обробки, у яких на цей час перебувають дані, розміри затримки у передаванні службових даних та інше, визначаються за допомогою топології мережі, структурою дозволених маршрутів та специфікаціями її окремих компонентів.

Тоді динаміку мережі можна відстежити за допомогою такої системи неавтономних різницевих рівнянь завантаження буферів черг на вузлах ТКМ [23]:

$$x_{i,j}(k+1) = x_{i,j}(k) - \sum_{\substack{l=1, \\ l \neq i}}^M b_{i,l}(k) u_{i,l}(k) + \sum_{\substack{m=1, \\ m \neq i,j}}^M b_{m,i}(k) u_{m,i}(k) + y_{i,j}(k), \quad (2.18)$$

де $b_{m,i}(k) = \varphi_{m,i}(k) \cdot \Delta t$, $y_{i,j}(k) = \zeta_{i,j}(k) \cdot \Delta t$, ($K = 0, 1, 2 \dots$; $\Delta t = t_{k+1} - t_k$); $x_{i,j}(k)$ – обсяг даних, що знаходиться на вузлі i та призначений для передачі вузлу j у період часу t_k , який надалі трактується як змінна стан; $\varphi_{i,j}(k)$ – ПС тракту $E_{i,j}$ в момент часу t_k ; $u_{i,l}(k)$ – частина ПС тракту $E_{i,l}$ яка виділена потоку з адресою j в момент часу t_k та надалі трактується як маршрутна змінна; $\zeta_{i,j}(k)$ – інтенсивність потоку даних на маршрутизатор i в момент часу t_k з адресатом j від абонентів мережі; Δt – період перерахунку маршрутних змінних.

Модель (2.18) була розширена на випадок комплексного вирішення задач багатокільній маршрутизації та управління доступом [12].

З метою запобігання перевантаженню компонентів ТКМ, через обмеженість буферів черг на вузлах та ПС трактів передачі, для обмеження

внутрішньомережевого трафіку на змінні стани та маршрутні змінні накладаються обмеження

$$0 \leq x_{i,j}(k) \leq x_{i,j}^{\max}; 0 \leq u_{i,l}(k); \sum_{n=1}^M u_{i,l}^n(k) \leq 1 \quad (2.19)$$

де $x_{i,j}^{\max}$ – ємність буфера черги на вузлі i для трафіків з адресатом j .

Як критерій оптимальності вирішення завдань БКМ в рамках моделі (2.18), як правило, вибирався мінімум вартісного лінійного [80] або квадратичного [12] функціоналу, що характеризує сумарні витрати по пропускних здібностях трактів передачі ТКМ, завантаження буферних пристроїв вузлів, а також ціна доступу до мережі протягом циклу оптимізації $T = a\Delta t$ та функціонально пов'язаний з обсягом доставлених вчасно даних абонентів. Подібне формулювання мінімізованого функціоналу надає можливість реалізації якості прогнозування запланованого стану ТКМ на певному випереджальному часовому інтервалі – періоді прогнозування, що збігається з величиною T за своїм змістом.

Розрахунок маршрутних змінних $u_{i,l}^j(k)$ здійснюється шляхом вирішення варіаційного завдання відомими методами оптимального управління [27]. Вищеописана динамічна модель розв'язання задач БКМ адаптована для мереж, зорієнтованих на віртуальні з'єднання [15], для мереж з комбінованим типом маршрутизації і гібридних мереж [16, 15], а також для мереж з ієрархічної маршрутизації [17]. Подібний підхід до моделювання ТКМ відкриває додаткові можливості для оцінки таких її системних властивостей, як спостережуваність, керованість, оптимальність, стійкість та ін.

Незважаючи на низку властивих моделі незаперечних переваг, її обмеженість полягає в складності організації резервування мережевих ресурсів та забезпечення гарантованої якості обслуговування узгоджено та диференційовано для кожного трафіку користувача. Також певні складності пов'язані з розрахунком шуканих змінних з огляду на високу розмірність сформульованої оптимізаційної задачі, а також наявності обмежень на змінні стани та маршрутні змінні, що не дозволяє отримати шукане рішення у

аналітичному вигляді.

2.6. Тензорні моделі багатоколіїної маршрутизації з підтримкою гарантованої якості обслуговування в ТКМ

Оригінальний підхід до вирішення задач багатоколіїної маршрутизації отримано в ході математичного опису ТКМ у рамках тензорних моделей [17], отриманих на основі використання можливостей математичного апарату тензорного аналізу мереж Г. Крона. Тензорне уявлення ґрунтується на узагальненні векторно-матричних моделей шляхом обґрунтованого введення того чи іншого типу простору, виходячи з особливостей структурно-функціональної побудови ТКМ.

В рамках тензорного моделювання ТКМ [57-59] вдалося отримати аналітичні вирази, які встановлюють взаємозв'язок між параметрами трафіку, показниками якості обслуговування і основними характеристиками мережи, які можуть виступати як нелінійні обмеження при формалізації у вигляді оптимізаційної задачі проблеми багатошляхової маршрутизації. Використання тензорних моделей БКМ, на відміну від відомих підходів, дає можливість здійснити надавання послуг зв'язку з гарантованою якістю водночас за кількома показниками якості обслуговування вздовж кожного з розрахованих шляхів. Наприклад, у роботах [15, 17] шукані аналітичні обмеження, подані у формі нерівностей, мають такий вигляд:

$$\Lambda_{\eta}^{(1)} \leq \left(L_{\pi\eta}^{(4,1)} - L_{\pi\eta}^{(4,2)} \left[L_{\pi\eta}^{(4,4)} \right]^{-1} L_{\pi\eta}^{(4,3)} \right) T_{\eta}^{(1)} \quad (2.20)$$

$$\Lambda_{\eta}^{(1)} \leq \left(X_{\pi\eta}^{(4,1)} - X_{\pi\eta}^{(4,2)} \left[X_{\pi\eta}^{(4,4)} \right]^{-1} X_{\pi\eta}^{(4,3)} \right) P_{\eta}^{(1)} \quad (2.21)$$

$$\Lambda_{\eta}^{(1)} \leq \left(\Phi_{\pi\eta}^{(4,1)} - \Phi_{\pi\eta}^{(4,2)} \left[\Phi_{\pi\eta}^{(4,4)} \right]^{-1} \Phi_{\pi\eta}^{(4,3)} \right) \Sigma_{\eta}^{(1)} \quad (2.22)$$

де $\Lambda_{\eta}^{(1)}$ – вектор інтенсивності трафіку, що обслуговується; $T_{\eta}^{(1)}$, $\Sigma_{\eta}^{(1)}$, $P_{\eta}^{(1)}$ – вектори, що формалізують такі показники QoS, як середній час, джиттер та

ймовірність своєчасної доставки відповідно, $L_{\pi\eta}^{(\cdot)}$, $X_{\pi\eta}^{(\cdot)}$ і $\Phi_{\pi\eta}^{(\cdot)}$ – матриці, що описують параметри надійності та пропускної спроможності ТП.

Обмеження (2.20)-(2.22) отримані на основі тензорного опису ТКМ чотиривалентним змішаним тензором риманова простору, введеного шляхом подання її структури у вигляді $\pi\eta$ -мережі, тобто, безлічі незалежних (базисних) контурів та вузлових пар. Виконання наведених умов також гарантує розрахунок безлічі безпетельних (безконтурних) шляхів доставки пакетів [15, 17]. У роботі [15] результати тензорного моделювання однопродуктових двополюсних мереж узагальнено на випадок опису багатопродуктових багатопольосних мереж.

2.7. Висновки за другим розділом

Основне завдання, вирішення якого запропоновано в концепції трафік інжинірингу – оптимізація завантаження усіх сегментів мережі і збільшення ефективності користування мережею. Ця вимога передбачає використання механізмів, які дозволяють передавати трафік через мережу, використовуючи кілька доступних маршрутів. Це забезпечує збалансовану передачу даних по всій мережі. Отже, ефективність вирішення завдань трафік-інжинірингу в мультисервісних мережах значною мірою залежить від застосованих методів маршрутизації.

В результаті аналізу багатокільних моделей маршрутизації [15, 16] виділено два класи моделей – графові та потокові. Як показав проведений аналіз, у межах кожного класу математичних моделей існують багатокільні моделі, які використовують вільні ресурси у мережі обслуговування переданого трафіку. Це дозволяє ефективніше використовувати доступні мережеві ресурси.

Аналіз протокольних рішень, що використовуються у сучасних ТКМ, показав, що практичне застосування отримали графові моделі, реалізовані в протоколах RIP, OSPF, EIGRP. Дані моделі мають простоту і незначну обчислювальну складність. Разом з тим, обмеженість одержуваних рішень та

одноколійна спрямованість на даний момент не дозволяють ефективно використовувати всі доступні мережеві ресурси. Ці недоліки вдається подолати за допомогою останніх розробок [75, 76] у рамках графових моделей, що дозволяє розширити сферу застосування даних алгоритмів.

Використання поточкових моделей маршрутизації дозволяє розподілити трафік по мережі та використовувати доступні ресурси для системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж. Складності реалізації, пов'язані з великим обсягом сигнальної інформації та потенційна нестабільність алгоритму маршрутизації при зміні характеристик трафіку, зумовили відсутність на сьогоднішній день протокольних реалізацій рішень на основі алгоритмів цього класу. При цьому, незважаючи на відсутність реалізацій протоколів на основі поточкових моделей маршрутизації, вимоги до сучасних мультисервісних ТКМ можна задовольнити лише з використанням алгоритмів даного класу.

Аналіз свідчить, що ефективно вирішити задачі трафік-інжинірингу системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж, застосовуючи методика, які обмежені рамками одного класу, неможливо. Існуючі рішення зосереджені або на графових методах [75, 76], які не беруть до уваги можливості розподілу трафіку, або на поточкових методах [32, 48, 66], які зосереджені виключно на розподілі трафіку. Вочевидь, ці методи не підходять для динамічного розподілу інформаційних потоків.

РОЗДІЛ 3

СИНТЕЗ ПРОЦЕДУР МАРШРУТИЗАЦІЇ ТЕРИТОРІАЛЬНО РОЗПОДІЛЕНИХ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ

3.1. Особливості маршрутизації територіально розподілених комп'ютерних мереж у мережах MPLS-TE

Технологія MPLS-TE (табл. 3.1) з точки зору управління є поєднанням технології АТМ, що створює віртуальні канали для пересилання даних і дейтаграмного режиму передачі, що реалізується в рамках ІР-технології. Розбиття інформації при передачі на блоки однакового розміру (комірки) в АТМ та створення віртуальних каналів для пересилання осередків дозволяє здійснювати гарантовану доставку різномірної інформації та суворо керувати процесом передачі інформації через мережу. Однак велика надмірність, складність і висока вартість обладнання обмежили поширення технології АТМ. З іншого боку, ІР-технології зарекомендували себе як гнучкий транспорт для перенесення будь-якого виду інформації. На жаль, в рамках протоколів стека ТСП/ІР практично неможливо надати QoS-гарантії та здійснювати управління передачею інформаційних потоків з кінця до кінця. Більшість запропонованих прийомів дає лише можливість локального управління трафіком, чи то пріоритезація чи маршрутизація.

Перші спроби вирішити проблему управління трафіком у масштабах усієї мережі пов'язані з технологіями надання гарантованої якості обслуговування в дейтаграмних ІР-мережах та були запропоновані в рамках концепції IntServ (інтегрованих послуг) [98] для потоків. Згідно [98], під ІР-потокком розуміється безліч пакетів, що мають однакові адреси відправника та одержувача, протокол, порти відправника та одержувача транспортного рівня. Таким чином, за 5 параметрами, можна співвіднести будь-який пакет в мережі з певним потоком. Концепція IntServ описувала процедури резервування ресурсів окремих потоків

з допомогою протоколу сигналізації RSVP. Резервування створювалися у всіх вузлах проходження пакетів і були, по суті, віртуальним шляхом із заданою якістю обслуговування окремого потоку. Незважаючи на те, що архітектура IntServ не знайшла широкого застосування в магістральних мережах через низьку масштабованість, це була перша спроба вирішення проблеми якості обслуговування в IP-мережах від джерела до одержувача. Крім того, стало очевидним, що надання необхідного QoS для обслуговування трафіку в повному обсязі можливе лише в рамках технологій, що працюють із віртуальними каналами.

Таблиця 3.1 – Порівняльні характеристики методів маршрутизації та різних транспортних технологій

	IP	IntServ/IP	ATM	MPLS-TE
Використовуються протоколи	RIP, OSPF, IS-IS, BGP	RIP, OSPF, IS-IS, BGP	PNNI	OSPF-TE, IS-IS-TE, BGP-MP
Використовувані метрики	Вартість, атрибути	Вартість, атрибути	Доступна пропускна здатність (AvCR)	Доступна пропускна спроможність, атрибути системної політики
Можливість гарантованого обслуговування	Тільки в окремому вузлі	В межах IntServ домену	У межах ATM мережі	В межах MPLS-TE домену
Масштабованість	висока	низька	середня	висока
Протокольна надмірність	низька	низька	висока	низька
Вартість обладнання	низька	низька, середня	висока	низька, середня

Після стандартизації технології MPLS [91] оператори отримали можливість проектувати гнучкі мережі для передачі різномірної інформації з використанням протоколу IP.

Наприкінці 90-х на передній план висунулися проблеми оптимізації та збільшення ефективності застосування мережі, що вирішувалися в рамках технології MPLS-TE. Адміністратори отримали можливість ефективного використання доступних мережевих ресурсів, а із застосуванням розширень Fast Reroute (швидка ремаршрутизація) [7] обходити пошкоджені ділянки та забезпечити швидку збіжність мережі.

Наразі технологія MPLS-TE стала базою для побудови магістральних операторських мереж середнього та великого розміру. Однак через використання алгоритму CSPF, для розрахунку шляхів у мережах з мультипротокольною комутацією міток неможливо організувати багатокільну стратегію маршрутизації, що не дає можливість повною мірою використовувати всі доступні мережеві ресурси. У роботі пропонується алгоритм багатокільної стратегії маршрутизації, що дозволяє використовувати кілька незалежних тунелів для доставки інформації.

Для поширення інформації про маршрути та доступні мережеві ресурси використовуються традиційні для IP-мереж протоколи з додатковими розширеннями – OSPF-TE та IS-IS-TE [8, 71]. Для розрахунку маршруту з кожним тунелем асоціюються три параметри:

- доступна пропускна спроможність у кожному каналі;
- атрибути каналу;
- адміністративна вага каналу.

Для обчислення шляху проходження тунелю застосовується модифікований алгоритм Дейкстри, що враховує обмеження CSPF. Процес обчислення шляху створення тунелю незначно відрізняється від традиційного підходу, реалізованого протоколах OSPF і IS-IS. Однак, слід зазначити, що на відміну від класичного рішення задачі знаходження найкоротших шляхів за допомогою алгоритму Дейкстри, в результаті якого знаходиться дерево найкоротших шляхів від одного вузла до всіх, в рамках TE необхідно знайти лише єдиний шлях від локального вузла, який є точкою входу тунель, до віддаленого вузла, в якому він завершується. Отже, тунель є незалежним

шляхом, тобто. використовується для передачі лише певного трафіку із заданою якістю обслуговування між двома вузлами. Це важлива відмінність від процедур пересилання, що використовуються з традиційними протоколами стека TCP/IP. При цьому на відміну від традиційних протоколів маршрутизації, що використовують вартісну метрику, при розрахунку TE тунелю використовується кілька параметрів, розглянутих вище. Оскільки при створенні тунелю ведеться пошук єдиного найкоротшого шляху, що задовольняє заданим обмеженням, балансування навантаження по безлічі шляхів не передбачено.

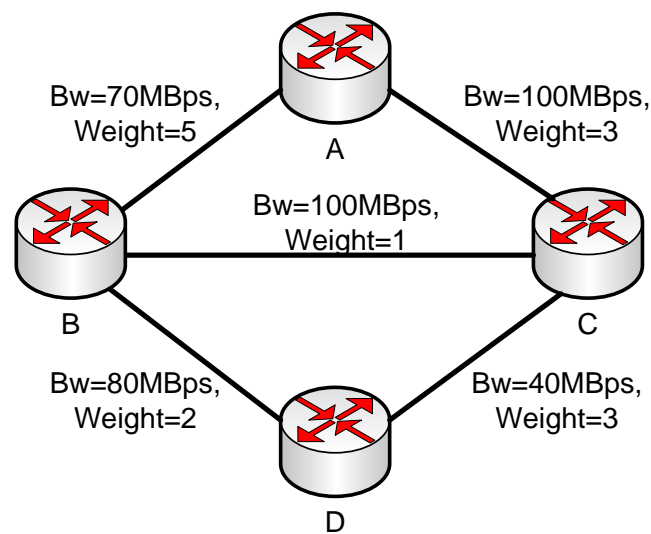


Рисунок 3.1 – Приклад розрахунку тунелю у мережі MPLS-TE

Процедура створення тунелю, з погляду площини управління, і двох етапів – знаходження найкоротшого шляху з допомогою алгоритму CSPF і створення тунелю шляхом обміну RSVP повідомленнями.

На рис 3.1 наведено приклад розрахунку тунелю з вузла A у вузол D. Нехай потрібно створити тунель із пропускну здатністю 60 МБ/с. Кожен канал має кілька параметрів, що враховуються при розрахунку шляху, зокрема доступна пропускна спроможність, адміністративна вага та обмеження системної політики, що накладаються адміністратором. На кожному етапі проводиться пошук ділянки з максимальною пропускну здатністю від джерела до одержувача, при рівних пропускну здібностях використовується

адміністративна вага для вибору кращого шляху. На відміну від розрахунку шляху з використанням алгоритму Дейкстри пошук зупиняється відразу ж після виявлення необхідного вузла, який є точкою виходу з тунелю. В результаті розрахунку шляху (рис. 3.2), вузол-відправник має інформацію про те, через які вузли проходить тунель і які ресурси доступні для резервування.

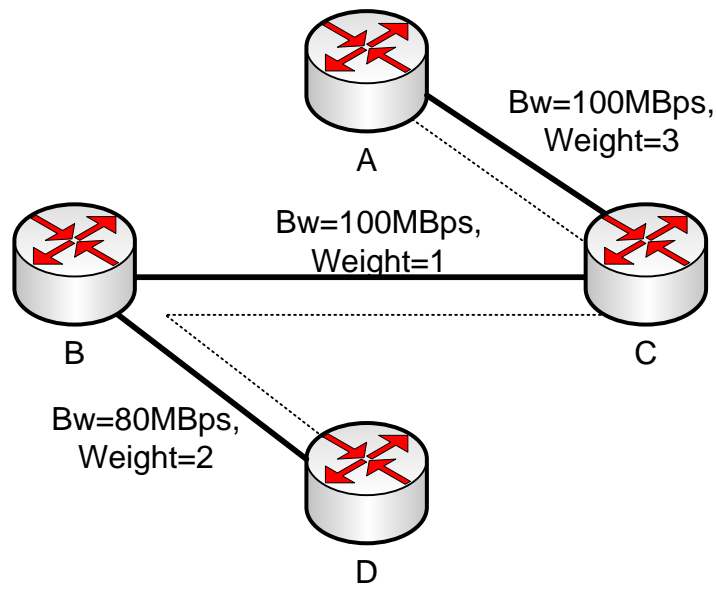


Рисунок 3.2 – Результат розрахунку тунелю у мережі MPLS-TE

На наступному етапі проводиться резервування ресурсів та створення тунелю, розрахованого за допомогою CSPF. Для резервування ресурсів та обміну мітками може використовуватися один із двох протоколів: CR-LDP або RSVP-TE. Обидва протоколи сигналізації дозволяють створити тунель попередньо розрахованим шляхом, проте на сьогоднішній день більш перспективним є протокол RSVP-TE.

Для створення тунелю протокол RSVP-TE використовує повідомлення двох типів – PATH та RESV (рис. 3.3). З точки зору організації взаємодії, вузол-відправник є вищим (upstream) щодо сусіда, який у свою чергу називається нижчим (downstream). Повідомлення PATH ініціюється вхідною точкою тунелю і передаються сусідові нижче. У повідомленні PATH вказуються вимоги до пропускної спроможності для обробки трафіку, що надходить. Кожен вузол

визначає можливість виділення ресурсів, запрошених вищим сусідом. Ця процедура називається контролем допуску (admission control). У разі неможливості резервування запитаного обсягу ресурсів, вищому сусідові передається помилка і процедура створення тунелю припиняється. У разі успішної обробки оновлюється інформація про доступні ресурси та повідомлення PATH ретранслюється сусідньому сусіду. Досягнення повідомлення кінцевого вузла говорить про успішне резервування ресурсів. Кінцевий вузол у відповідь PATH у зворотному напрямку генерує повідомлення RESV. За допомогою цього повідомлення здійснюється передача інформації про мітки, які необхідно використовувати для даного тунелю. При цьому мітку для вищого сусіда вибирає нижчестоящий (рис. 3.3). Мітка – це унікальний ідентифікатор тунелю, що має локальне значення для двох сусідніх вузлів. Після отримання відправником повідомлення RESV тунель створений і всі проміжні вузли мають інформацію про тунель і мітки.

При обслуговуванні пакетів кожен вузол обробляє пакет і виконує його пересилання відповідно до параметрів, визначених тунелю. Кожен вузол виконує комутацію пакетів за мітками, замінюючи після обслуговування вхідну мітку на вихідну (рис. 3.4).

Таким чином, від одного джерела до одержувача створюється єдиний тунель обслуговування трафіку. У MPLS-TE передбачено розподіл навантаження множинними шляхами, проте це завдання вирішується адміністратором статично, кожного окремого одержувача. При цьому частина трафіку, який передається по кожному з кількох тунелів, визначається статичним коефіцієнтом, призначеним адміністратором. Тому в міру зростання мережі та кількості тунелів стає складно керувати розподілом ресурсів.

У ряді робіт [32, 64, 65] пропонуються алгоритми вирішення задачі трафік інжинірингу на основі потокових моделей багатокільцевої стратегії маршрутизації.

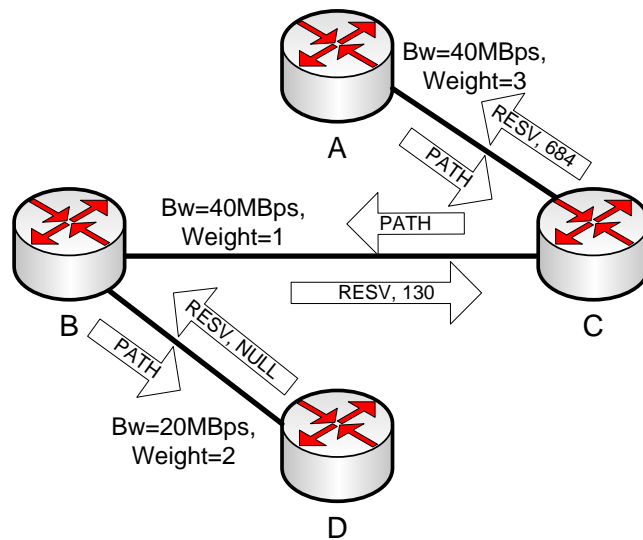


Рисунок 3.3 – Створення тунелю та резервування ресурсів протоколом RSVP-

TE

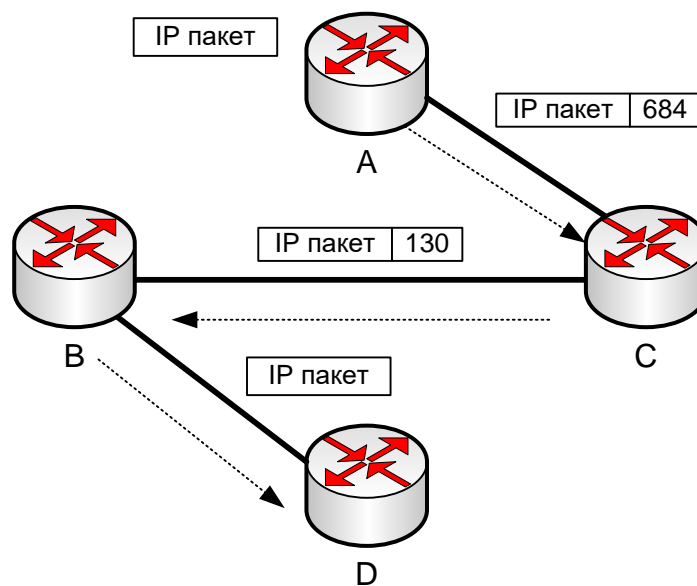


Рисунок 3.4 – Пересилання пакетів від вузла A до D через створений тунель

Математично проблема багатоколіїної стратегії маршрутизації в MPLS-TE мережах формалізується шляхом постановки та вирішення задачі математичного програмування. При цьому вважається, що тунелі відомі заздалегідь і цільовою функцією зазвичай є мінімізація затримки або загального завантаження мережі. В результаті знаходяться коефіцієнти розподілу, які відповідають вимогам цільової функції.

Однак у більшості запропонованих алгоритмів не обґрунтовано низку принципів параметрів, які впливають на вирішення завдання багатокількісної стратегії маршрутизації загалом:

- кількість шляхів буде адекватним обслуговування навантаження;
- періодичність перерахунку розподілу;
- час, необхідне виконання цієї операції.

В [32] пропонується використовувати невелику кількість шляхів для розподілу навантаження, при цьому рекомендується вибирати число маршрутів з діапазону 2-4. В апаратних маршрутизаторах [9] також підтримуються схеми маршрутної маршрутизації для різних протоколів. За замовчуванням маршрутизатори використовують максимум 4 шляхи з однаковою (RIP, OSPF) та неоднаковою (EIGRP) вартістю. У разі потреби значення цього параметра можна змінювати в діапазоні [1, 16]. Однак, цей параметр вибирається адміністратором статично і не враховує змін, що відбуваються в мережі. Отже, актуальною є завдання визначення оптимальної кількості шляхів для вирішення задачі трафік інжинірингу в мережах MPLS-TE.

У роботі пропонується алгоритм багатокількісної стратегії маршрутизації для вирішення задачі трафік інжинірингу (рис. 3.5).

На початковому етапі створюється граф мережі, у якому сусідні маршрутизатори діляться інформацією про маршрути, що дає можливість відтворити повну топологію мережі з усіма зв'язками. Для кожного каналу визначаються декілька параметрів: наявна пропускна спроможність для резервування, адміністративна вага та атрибути цього каналу. За допомогою алгоритму Дейкстри на створеному графі здійснюється пошук множини найкоротших маршрутів серед кінцевих вузлів тунелю. З метою виявлення множини незалежних найкоротших маршрутів поміж будь-якими двома вузлами може використовуватися граф або структурна матриця мережі. [9]. Структурна матриця поступово зводиться до квадрату, потім кубу і так далі, доки не досягне стабільного (не змінного) стану та стане характеристичною. Щоб знайти шляхи більшого від r рангу, матрицю потрібно піднімати до r -го

ступеню. У найгіршому випадку, при $r = n - 1$, обчислювальна складність цього методу оцінюється як $O(N^4)$, де N – розмірність матриці. У випадку повнозв'язкової мережі, обчислювальна складність обговорюваного алгоритму знаходження незв'язних найкоротших маршрутів з використанням алгоритму Дійкстри оцінюється як $O(N^3)$, що суттєво зменшує час розв'язання задачі.

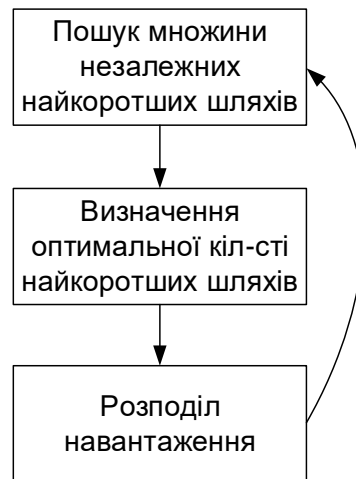


Рисунок 3.5 – Алгоритм оптимальної багатоколіїної стратегії маршрутизації

Як первинний параметр для розрахунку найкоротшого шляху, використовувалася вартість, яка може бути як функцією одного аргументу [9], наприклад, затримки, так і декількох параметрів [9].

$$Cost = \left(K1 \cdot Bw + \frac{K2 \cdot Bw}{256 - Ld} + K3 \cdot Dl \right) \cdot \frac{K5}{Rl + K4} \quad (3.1)$$

де Bw – пропускна спроможність маршруту, Ld – завантаженість маршруту, Dl – затримка на маршруті, Rl – надійність маршруту. Отже, найкоротші маршрути обиралися за мінімумом вартості пересилання по маршруту ij .

Під час визначення вартісної метрики з огляду на затримки, потрібно усвідомлювати, що сукупна затримка формується з кількох компонентів і, як правило, розраховується за формулою [53]:

$$T_{\Sigma} = T_s + T_q + T_t \quad (3.2)$$

де T_s – сукупний час комутації пакета, T_q – сукупний час очікування пакета даних у черзі, T_t – сукупний час доставки пакета каналом зв'язку.

Термін комутації пакета обчислюється як сукупність затримок в усіх вузлах на шляху пакета даних, від моменту його приймання до моменту включення в чергу для подальшої передачі:

$$T_s = \sum_{i=1}^j t_{si} \quad (3.3)$$

де j – кількість проміжних вузлів на маршруті, t_{si} – час за який відбувається комутація пакету у вузлі i .

Загальний час очікування пакету у черзі розраховується як сумарна затримка в усіх проміжних вузлах від моменту розміщення пакету у черзі до моменту його передачі:

$$T_q = \sum_{i=1}^j t_{qi} \quad (3.4)$$

де j – кількість проміжних вузлів на маршруті, t_{qi} – час очікування у черзі пакету у вузлі i .

Сукупний час передачі пакету по маршруту розраховується як сума затримок між моментом відправлення останнього біту пакету в канал на вході та моментом прийому цього біту на виході каналу:

$$T_q = \sum_{i=1}^j t_{ii} \quad (3.5)$$

де j – кількість проміжних вузлів на маршруті, t_{ii} – час пересилання пакету маршрутом $(i, i+1)$.

У практичному використанні аналітичні формули (3.3) – (3.5) для розрахунку затримки можуть бути складними у використанні з декількох причин. Перше – це розмір затримки t_{qi} , яка залежить від поточного завантаження маршрутизатора, може бути непередбачуваною, особливо в умовах перенавантаження у мережі. По-друге, залежно від середовища передачі пакетів та відстані поміж вузлами, розмір t_{ii} може суттєво відрізнятись. Для прикладу, при користуванні супутниковим зв'язком, затримка даних може сягати 500-700 мс. Через це, на практиці використовуються різні методи для емпіричного оцінювання затримки.:

- 1) надсилання тестових пакетів із часовими мітками та аналіз отриманих відповідей;
- 2) синхронізація між джерелом та одержувачем (для прикладу, використовуючи NTP) та обмін тестовими даними;
- 3) застосування спеціалізованих корпоративних технологій, як-от Cisco Service Assurance Agent.

Перший метод, що використовується [32], дає можливість приблизно оцінити розмір затримки шляхом періодичного надсилання тестових даних одержувачу і отримання від нього відповідей. Цей метод базується на вимірюванні різниці між часом відправлення даних t_1 та часом отримання зворотної відповіді t_2 що фактично представляє собою двосторонню затримку (рис. 3.6). Таким чином, затримка розраховується як:

$$T_{\Sigma} = \frac{t_2 - t_1}{2} \quad (3.6)$$

Перевагою цього методу вважається простота організації та відсутність необхідності синхронізації джерела та одержувача. Однак значення односторонньої затримки, отриманої таким способом, лише приблизно відображає реальне значення, оскільки можливо, що тестові пакети в прямому і зворотному напрямках пройдуть різними шляхами. Крім того, навіть у разі проходження тестових пакетів по однакових шляхах, завантаження маршрутизаторів у прямому та зворотному напрямках може відрізнитися, що додатково спотворить оцінку.

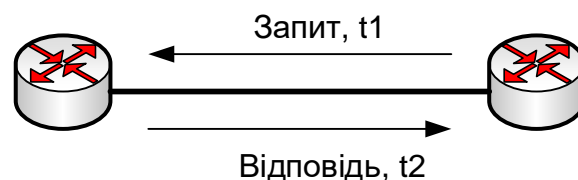


Рисунок 3.6 – Алгоритм оцінки односторонньої затримки

Другий спосіб більш складний у реалізації і вимагає синхронізації джерела та одержувача. Також як і в попередньому способі, періодично проводиться

пересилання тестових пакетів, і в кожному з цих пакетів міститься тимчасова мітка t_1 , що додається під час надсилання пакета. На приймальній стороні фіксується час надходження тестового пакета t_2 та різниця між локальним часом та тимчасовою міткою з пакета буде значенням односторонньої затримки.

$$T_{\Sigma} = t_2 - t_1 \quad (3.6)$$

Отримане значення односторонньої затримки надсилається назад відправнику. Для синхронізації вузлів в мережах IP використовується протокол NTP. У цьому випадку точність оцінки односторонньої затримки залежатиме лише від точності синхронізації вузлів. На відміну від попереднього методу даний спосіб дозволяє більш точно оцінити односторонню затримку, але для його реалізації потрібен окремий протокол або розширення існуючих. У роботі ми вважаємо, що значення односторонньої затримки можна отримати одним із наведених способів.

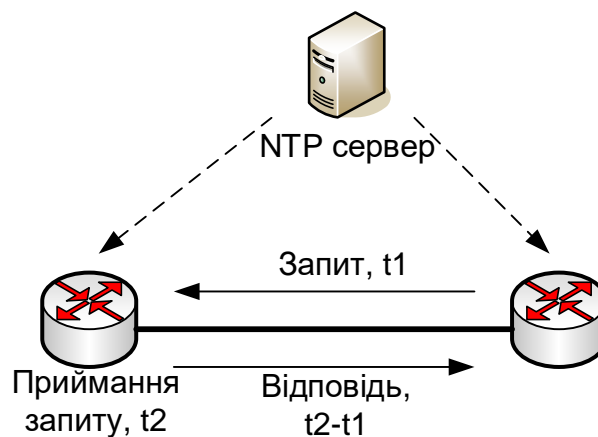


Рисунок 3.7 – Оцінка односторонньої затримки з використанням зовнішньої синхронізації

Як було зазначено раніше, в мережах MPLS-TE розраховується єдиний шлях, яким створюється тунель. Особливістю мереж MPLS-TE є те, що тунель є незалежним найкоротшим шляхом, обраним максимально доступною для резервування пропускної спроможності. Під незалежним мається на увазі, що ресурси, запрошені до створення даного тунелю, будуть зарезервовані обслуговування лише цього тунелю. Для стратегії маршрутизації вибирається безліч незалежних найкоротших шляхів (рис. 3.8), які можна використовувати

для пересилання пакетів. Після знаходження найкоротшого маршруту проводиться його виняток із графа та наступний перерахунок отриманого підграфа. Ця процедура повторюється рекурсивно, доки в мережі існують шляхи від вузла i до вузла j . На наступному етапі вибираються шляхи, якими передаватиметься трафік. Пропонується використовувати не всі доступні незалежні шляхи, а лише ті, що задовольняють задані обмеження. Враховуючи високу надійність сучасних телекомунікаційних систем, ймовірнісні обмеження не суттєво впливають на якість обслуговування, тому для вибору шляхів враховуються лише швидкісні та тимчасові обмеження. На завершальному етапі виконується розподіл навантаження по безлічі відібраних маршрутів шляхом розв'язання математичного програмування. При цьому цільовою функцією розподілу навантаження є мінімізація джиттера пакетів.

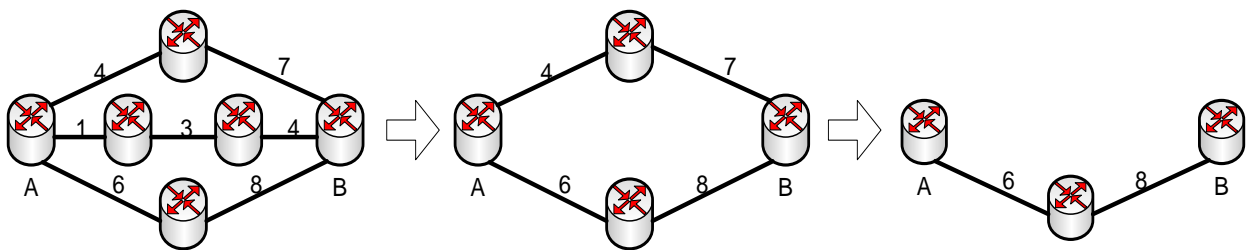


Рисунок 3.8 – Приклад розрахунку безлічі найкоротших шляхів

3.2. Визначення оптимальної кількості шляхів для реалізації маршрутизації в мережах MPLS-TE

В результаті рекурсивного виконання алгоритму Дейкстри на графі є безліч незалежних найкоротших шляхів, які можна використовувати для розподілу навантаження. Щоб досягти рівномірного навантаження, необхідно вибрати таку множину найкоротших шляхів (підмережа), яка дозволяла б максимізувати сумарний потік, що передається через цю підмережу. З отриманого набору незалежних найкоротших маршрутів потрібно створити

множину рішень, що буде включати усі можливі упорядковані підмножини, інакше кажучи кожна підмножина представляє окрему підмережу або мультишлях, що складається з 2, 3 або більше незалежних найкоротших маршрутів. Кожен маршрут у цій множині характеризується за наступними критеріями: максимальним потоком, який можна передавати через дану множину маршрутів, та найбільшою затримкою у даній множині маршрутів. Максимальний потік кожної підмережі, згідно з теоремою Форда-Фалкерсона, розраховується як мінімальний розмір цього мультишляху, а саме:

$$\max X_{ij} = \sum \min\{ x_{ln} \mid l, n \in M \} \quad (3.7)$$

де X_{ij} – потік через мультишлях, ij , x_{ln} – найменша пропускна спроможність незалежного маршруту; l, n – суміжні вузли мультишляху ij ; M – безліч вузлів, які складають мультишлях ij . Отриманий набір маршрутів надає можливість максимізувати сукупний потік, що може бути переданий через мережу, а також сприяє досягненню рівномірного розподілу навантаження на мережу.

Іншим значущим параметром мережі являється затримка пакетів. У деяких роботах [32, 61] вказується на те, що ключовим чинником затримки є час обробки пакету на вузлі t_q , а також, у разі значних відстаней між вузлами (більше тисячі кілометрів) – затримка поширення сигналу t_r . Експериментальні дослідження [61] підтверджують це твердження. Таким чином, розмір затримки зростатиме із збільшенням числа вузлів, через які проходить пакет, та зростатиме зі збільшенням розміру маршруту. Затримка пакетів є важливою складовою вартісної метрики і повинна враховуватися як одна з характеристик у розрахунках оптимальної кількості незалежних найкоротших маршрутів.

Отже, для розрахунку оптимальної кількості маршрутів потрібно знайти баланс між двома протилежними умовами: по-перше, це мінімізація вартості, а по-друге – максимізація сукупного потоку, що передається через мережу. Вирішення цього завдання є частиною багатокритеріальної оптимізації, що вимагає обґрунтування принципу компромісу та вибору компромісного рішення. Задача вибору найкращого рішення у багатокритеріальній ситуації, незалежно

від обраного критерію, полягає у ранжуванні можливих рішень за набором окремих локальних критеріїв. У будь-якому випадку вона може бути сформульована таким чином [56]: припустимо, що x – Рішення, яке визначено на безлічі допустимих рішень X . Якість рішення оцінюється безліччю критеріїв $k = \{k_1, k_2, \dots, k_n\}$. Відома відносна важливість критеріїв $\Lambda = \{\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_n\}$ та відображення $f : x \rightarrow K$. Потрібно знайти найкраще рішення

$$x^o = \underset{x \in X}{opt} G[K(x), \Lambda] \quad (3.8)$$

де x^o – ефективне рішення, $optG[K(x), \Lambda]$ – компромісна схема (критерій оцінювання ефективності).

Вирішення поставленої задачі не представляє складнощів у тому випадку, коли відомий вектор Λ і чітко визначений вигляд оператора $optG[\]$. Один із методів розв'язання цього завдання полягає у перетворенні багатокритеріальної задачі на однокритерійну. Теоретичною основою цього підходу являється теорія корисності, відповідно до якої припускається існування загальної оцінки для будь-якого рішення $x \in X$. Для розв'язання задачі потрібно визначити вигляд функції корисності для локальних критеріїв $\xi_i(k_i)$.

Важливо, щоб функція корисності для окремих критеріїв мала універсальний вигляд та була добре адаптованою для урахування специфіки мереж із мультипротоковою комутацією міток (MPLS). Задля того вона має задовольняти наступним вимогам [27, 82]:

- 1) повинна мати єдиний інтервал рішення $[0, 1]$;
- 2) бути незмінною щодо типу екстремуму кожного окремого критерію (min або max), а саме кращому значенню критерію повинно відповідати значення 1, найгіршому – 0.

Функція, що відповідає цим вимогам має наступний вигляд:

$$\xi_i(K_i) = \left(\frac{K_i - K_{inx}}{K_{inl} - K_{inx}} \right)^{\alpha_i}, \quad (3.9)$$

де K_i – значення відокремленого i -го критерію для варіанта системи; $K_{інл}$, $K_{інх}$ – його найкраще та найгірше значення, що відповідає або межах області можливої зміни відповідних параметрів системи, або програмам наближеної галузі компромісів; α_i – Показник нелінійності. При $\alpha_i=1$ отримуємо лінійну, при $0<\alpha_i<1$ – увігнуту, при $\alpha_i>1$ – опуклу залежність. При цьому кривизна залежить від α_i (рис. 3.9).

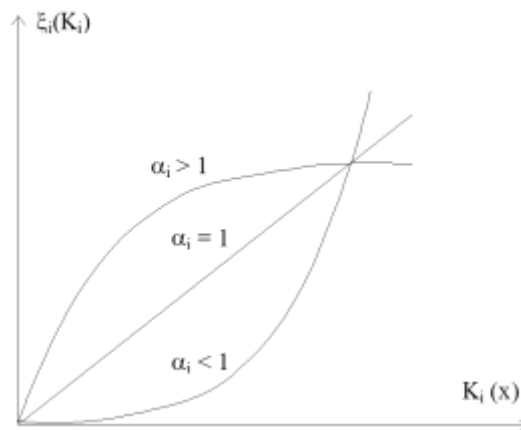


Рисунок 3.9 – Залежність функції корисності показника нелінійності

Враховуючи, що час проектування будь-якої телекомунікаційної системи замало, порівняно з еволюційним циклом, використовуючи апроксимацію так званої S-подібної кривої (рис. 3.10), виберемо $\alpha_i=1$.

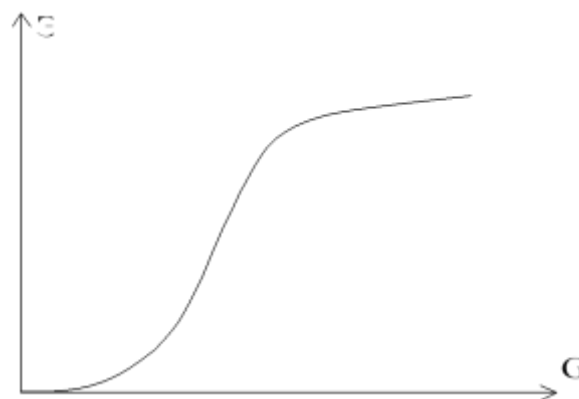


Рисунок 3.10 – S-образна крива залежності ефекту системи від ресурсу, що вкладається

З метою формування меж наближеної області компромісів X^P , тобто для встановлення значень K_{mnx} та K_{mnl} використовують наступний метод. На безлічі можливих рішень X проводиться оптимізація за кожним окремим критерієм K_m . Унаслідок цього визначається рішення, яке є екстремальним за цим критерієм:

$$X_m^0 = \arg \underset{x \in X}{extr} K_m(x), m = \overline{1, n} \quad (3.10)$$

Також визначаються відповідні значення для всіх інших окремих критеріїв, $l = \overline{1, n}; l \neq m$.

Тоді, $K_{mnl} = K_m(X_m^0)$, а

$$K_{mnx} = \begin{cases} \max_j K_m(x_j^0), K_m(x) \rightarrow \min; \\ \min_j K_m(x_j^0), K_m(x) \rightarrow \max. \end{cases} \quad (3.11)$$

Значною мірою від глобального критерію якості визначається типом задачі, яка розв'язується. У цьому завданні загальну якість альтернативи можна визначити як суму локальних якостей, враховуючи, що локальні якості (максимальний потік і затримка) досить рівномірно змінюються на допустимій множині рішень. У процесі розрахунків, максимальне значення узагальненого коефіцієнта вказуватиме на певний набір маршрутів, використання яких забезпечить оптимізацію відповідно до заданих критеріїв.

$$K_m = \begin{cases} \min(\max(C_{ij})) \\ \max(\sum_1^n \min(X_{ij})) \end{cases} \quad (3.12)$$

Де C_{ij} – вартість пересилання шляхом ij , X_{ij} – максимальний трафік, що визначається виразом (3.7), на маршруті ij , n – кількість самостійних маршрутів у цій мережі.

Враховуючи обрану функцію корисності, як узагальнений критерій для оцінювання ефективності, можливо застосувати такий критерій:

$$\underset{x \in X}{opt} G[K(x), \Lambda] = \max \left\{ \sum_{i=1}^2 \xi_i(k_i) \cdot \lambda_i \right\} \quad (3.13)$$

де $i \in [1,2]$ – номер окремого критерію, $\lambda_i \in [0,1]$ – функція корисності для i -го критерію, при якій $\sum \lambda_i = 1$. Як результат, визначається оптимальний набір маршрутів, що застосовуються для маршрутизації у мережах MPLS-TE.

Запропонований алгоритм було перевірено на кількох модельованих мережах, представлених графами розміром у 30, 50 та 100 вузлів. Для всіх графів пошук оптимального маршруту включав три основні етапи:

- 1) визначення багатьох найкоротших маршрутів за допомогою алгоритму Дейкстри;
- 2) обчислення граничного потоку для всіх найкоротших маршрутів відповідно до формули (3.7);
- 3) з метою визначеного набору найкоротших маршрутів, розв'язання задачі багатокритеріальної оптимізації.

На рисунках 3.11-3.13 представлені криві для графів у розмірі 30, 50 та 100 вузлів. На цих графіках можна побачити, що для всіх модельованих графів є максимум, який формує сукупність оптимальних маршрутів. На осі абсцис (x) відображено кількість незалежних найкоротших маршрутів, а на осі ординат (y) – значення узагальненого показника. Під час здійснення експерименту ваги p_i окремих критеріїв були прийняті рівними 0.5. Насправді значення окремих критеріїв визначаються політикою обслуговування трафіку.

Для всіх графів що розглянуті, задача оптимізації була розв'язана за різних рівнів зв'язності. В усіх експериментах рівень зв'язності мережі варіювався від 10% (за винятком графа з 30 вузлами) до 100% від загального числа вузлів у мережі. Приміром, для графа з 50 вузлами при зв'язності 40% існує 20 можливих шляхів від вузла i до вузла j .

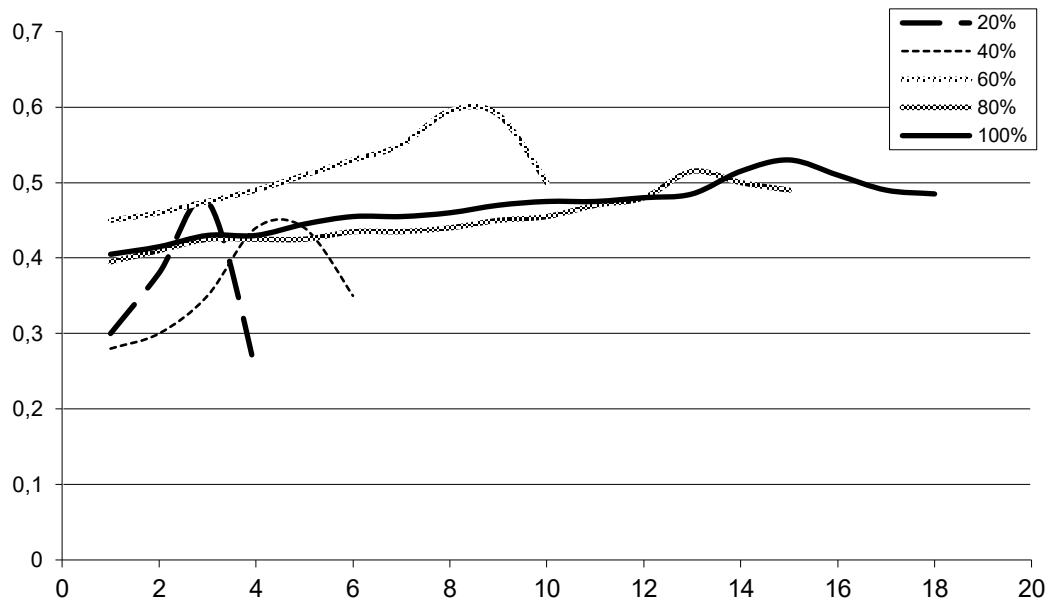


Рисунок 3.11 – Вирішення завдання багатокритеріальної оптимізації для графа, що налічує 30 вузлів

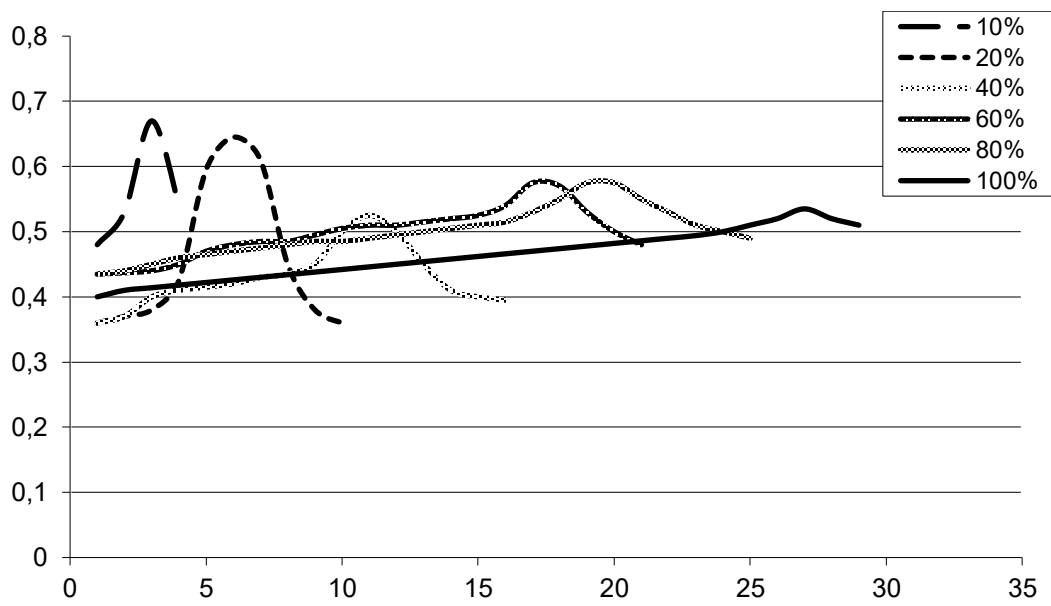


Рисунок 3.12 – Вирішення завдання багатокритеріальної оптимізації для графа, що налічує 50 вузлів

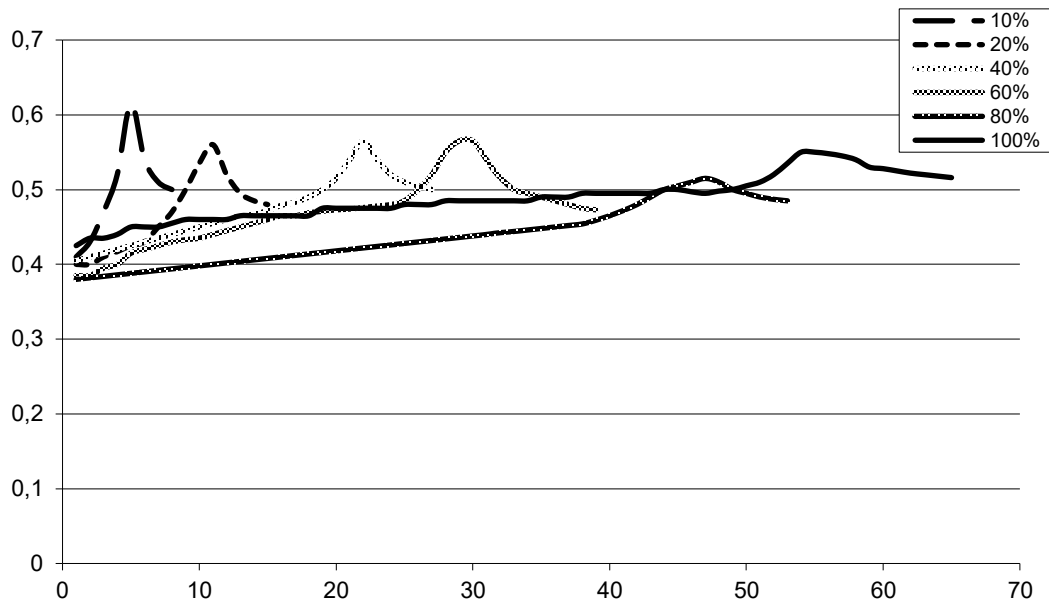


Рисунок 3.13 – Вирішення завдання багатокритеріальної оптимізації для графа, що налічує 100 вузлів

Не дивлячись на те, що рівень зв'язності впливає на кількість можливих маршрутів між кінцевими вузлами, аналіз графіків показує, що оптимальна кількість маршрутів не пов'язана з рівнем зв'язності і розраховується за формулою:

$$N_{opt} = \tau N \quad (3.14)$$

де τ – коефіцієнта, який забезпечує оптимальне рішення задачі багатокритеріальної оптимізації для конкретного графа. Під час емпіричного моделювання було встановлено, що значення цього коефіцієнта знаходиться в певному діапазоні $\tau = \{0.5, 0.7\}$ і не залежить від розмірів або рівня зв'язності графа.

3.3. Постановка оптимізаційної задачі розподілу трафіку за безліччю незалежних шляхів

Розглядається завдання розподілу однопродуктового потоку заданої величини між вузлами мережі s та t по m незалежним найкоротшим шляхам.

Поставлене завдання є окремим випадком завдання багатокільній стратегії маршрутизації, що розглядається в літературі [27]. Алгоритм розв'язання такої узагальненої задачі має велику обчислювальну складність і час розв'язання такого завдання не може задовольняти вимоги до засобів багатокільній стратегії маршрутизації. Ці вимоги відносяться до традиційних вимог, що висуваються до алгоритмів стратегії маршрутизації, і передбачають їх невелику обчислювальну складність, швидку збіжність та найменші обсяги службового трафіку, що створюється [7, 8, 9]. Крім того, коефіцієнт пропорційності q , що визначає ступінь заповнення дуги, визначено лише для окремого випадку. Немає загальних припущень щодо вибору цього коефіцієнта, що звужує можливості практичного використання цієї узагальненої моделі. Використовуємо систему позначень, які у поточкових моделях. Структура мережі $G(N,E)$ визначається безліччю вузлів $N=\{1, 2\dots n\}$ та безліччю дуг $E \subset (N \times N)$. Потік дугою $i_k, (k = 1, \text{card}E)$ позначимо f_k . Кожній дузі k поставимо у відповідність величину c_k , що визначає верхню межу потоку дугою k . Безліч незалежних найкоротших шляхів з s в $t, (s, t \in N)$ позначимо $P_n, P \in G$.

Між заданою величиною потоку Q з мінімальним розрізом (правильним перерізом) C^* фрагмента P мережі G виконується умова

$$Q < C^*, \text{ де } C^* = \sum_{j=1}^m \min\{c_j\}, j=1, r_j \quad (3.16)$$

$j = \overline{1, m}, m = \text{card}P, r_j$ – ранг j -го шляху потоку Q по m найкоротшими шляхами будемо мати не єдине рішення (не тривіальне рішення), і стає можливим оптимізаційна постановка задачі. Вимога (1) задовольняється на етапі вибору визначення найкоротших шляхів m і побудови безлічі цих шляхів P .

Однією з вимог до розподілу потоку по m незалежних шляхів є мінімізація часу передачі потоку Q з s в t , який визначатимемо максимальним часом передачі відповідних частин потоку Q по m шляхах. Досягти мінімізації можна, зрівнюючи час передачі всіма шляхами. Позначимо x_i – величину потоку,

спрямованого по i -му шляху, $i = \overline{1, m}$, $c_i = \min\{c_j\}$, $j = \overline{1, r_i}$, $h_i = \frac{c_i}{\sum_{j=1}^m c_j}$. Тоді завдання

оптимального розподілу потоку величини Q по m шляхах, із заданими мінімальними пропускними здібностями c_i , можна сформулювати як мінімаксне завдання:

$$\max \left| \frac{x_i}{c_i} - \sum_{j=1}^m h_j x_j \right| \rightarrow \min_{x \in \Omega} \quad (3.17)$$

Враховуючи, що значення наведеного потоку $\frac{x_i}{c_i}$, які менші від середньозваженого значення, мінімізувати не потрібно, вираз (2) перетворюється на вигляд

$$\max \left(\frac{x_i}{c_i} - \sum_{j=1}^m h_j x_j \right) \rightarrow \min_{x \in \Omega} \quad (3.18)$$

Тоді мінімаксне завдання (3.18) можна звести до задачі лінійного програмування:

$$z(x) = \sum_{i=1}^m \frac{c_i}{\sum_{j=1}^m c_j} \cdot x_i \rightarrow \max \quad (3.19)$$

при наступних обмеженнях:

$$\sum_{i=1}^m x_i = Q \quad (3.20)$$

$$x_i \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^m c_j - c_i \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^m x_j \geq 0 \quad (3.21)$$

$$x_i \leq a_i c_i \quad (3.22)$$

$$x_i \geq 0 \quad (3.23)$$

Обмеження (3.20) є вимога на розподіл всього потоку, обмеження (3.21) – вимога пропорційності розподілу, обмеження (3.22) – вимоги на запобігання перевантаженням у «вузьких місцях» i -го шляху, коефіцієнт a_i визначає максимальне завантаження i -го шляху.

На сьогоднішній день для побудови магістральних ділянок мультисервісних мереж зазвичай використовується трирівнева архітектура, при цьому функції мережного рівня виконуються однією протокою – IP. За допомогою цього протоколу здійснюється передача різноманітного трафіку – дані, мова, відео, а також за допомогою додаткових протоколів вирішуються задачі маршрутизації, сигналізації, якості обслуговування тощо. Для створення транспортної мережі можуть використовуватися декілька технологій (рис. 3.14), що виконують функції каналного рівня та мережного рівнів.

Крім традиційної, для магістральних мереж, на базі SDH, і застарілої на сьогоднішній день технології ATM, в останні роки активно розвиваються альтернативні підходи до побудови високопродуктивних мереж з комутацією пакетів. Особлива увага приділяється застосуванню Ethernet для побудови глобальних мереж: узагальнено рішення відомі як Metro (Carrier) Ethernet. Прийняття комітетом IEEE 802.3 [92] серії технологій 10GBase-SW, 10GBase-LW, 10GBase-EW, закріпила Ethernet як перспективну для побудови глобальних мереж. На даний момент у цих технологіях все ще не вирішено питання управління, сигналізації та моніторингу мережі, проте комітет IEEE 802.3 та форум виробників обладнання Carrier Ethernet активно ведуть роботи з реалізації відповідних стандартів.

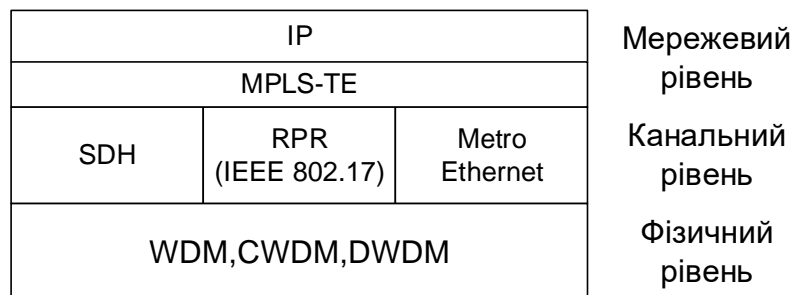


Рисунок 3.14 – Структура транспортних технологій

Альтернативний підхід для побудови високопродуктивних мереж із пакетною комутацією запропонований комітетом IEEE у стандарті 802.17 [93, 94]. Технологія RPR (Resilient Packet Ring) використовує два оптичні кільця для

передачі в різних напрямках. Структура та підрівні технології стандарту 802.17 представлені на рис. 3.15.

На відміну від технології FDDI [34], яка традиційно будується з використанням подвійного волоконно-оптичного кільця, RPR для передачі інформації одночасно задіяні обидва кільця. Хоча стандарт 802.17 досі перебуває в стадії затвердження, багато компаній пропонують фірмові рішення з урахуванням цієї архітектури [94].



Рисунок 3.15 – Структурні рівні технології RPR

Окремо слід зазначити технологію MPLS-TE, яка є інтелектуальним інструментом обслуговування трафіку та реалізації нових сервісів на базі практично будь-якого транспорту. Оскільки MPLS-TE поєднуються механізми канального та мережевого рівнів, адміністратори отримали нові механізми, що дозволяють оптимально розподіляти трафік, при цьому зберігаючи швидкодію таких технологій, як АТМ.

Крім традиційних службових завдань, вирішуваних у кожній технології, останнім часом зростає увага до питання підвищення надійності мережі та розробці методик відновлення після мережного збою. На даний момент безліч стандартів описують шляхи вирішення цього кола завдань у різних технологіях [53, 12, 89, 47, 92]. Однак на сьогоднішній день стало очевидним, що простого перемикання на резервний шлях недостатньо, крім цього необхідно оптимізувати розподіл трафіку та максимально задіяти доступні мережеві

ресурси. Незважаючи на те, що шляхи вирішення цієї проблеми запропоновані лише в одній технології – MPLS-TE, слід звернути увагу на процедури відновлення у різних технологіях.

Для створення надійної телекомунікаційної мережі, у межах кожної технології мають бути визначені механізми резервування та відновлення. У різних транспортних технологіях ці процедури реалізовані по-різному, однак у кожній з них завдання відновлення вирішуються на фізичному та каналному рівнях. Відповідно до [57], відновлення мережі має відбуватися тимчасово трохи більше 50ms, тобто.

$$t_{\bar{a}} - t_{\bar{n}\bar{a}} < 50ms \quad (3.24)$$

де $t_{\bar{a}}$ – час відновлення мережі після збою, $t_{\bar{n}\bar{a}}$ – час збою в мережі.

Загалом у процес відновлення працездатності мережі складається з трьох етапів (рис. 3.16, 3.17). Завдання першого кроку – якнайшвидше виявлення факту виходу з експлуатації мережі. Час виявлення збою та перемикання на резервні шляхи – критичний параметр і впливає на міжмережеву взаємодію на вищих рівнях. Технології, що працюють на двох нижніх рівнях, такі як SDH, RRP, Ethernet за допомогою вбудованих сигналів про аварію, мають можливість виявити та переключитися на резервні шляхи за десятки мілісекунд. На противагу цьому, виявлення збою на мережному рівні може зайняти від кількох секунд, у разі протоколів стану зв'язку OSPF та IS-IS, до декількох хвилин, у разі протоколів маршрутизації, що працюють за вектором відстані, таких як RIP, BGP.

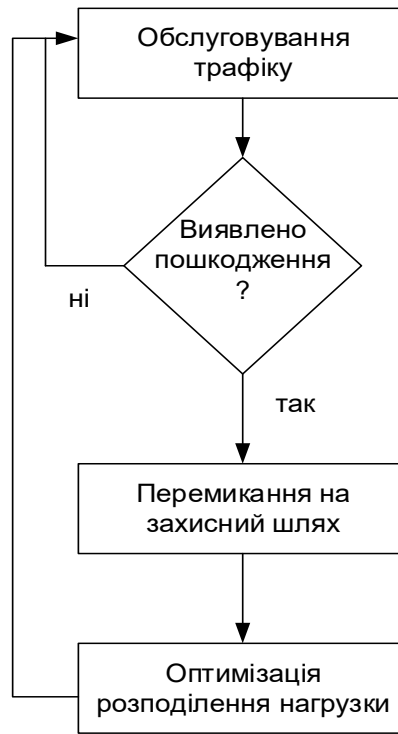


Рисунок 3.16 – Узагальнений алгоритм відновлення після збою у ТКМ

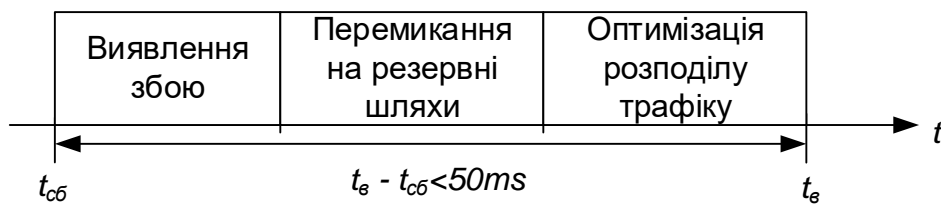


Рисунок 3.17 – Етапи відновлення мережі після збою

При використанні MPLS-TE у поєднанні з розширеннями, такими як швидка ремаршрутизація (Fast Reroute) [57, 91], в IP мережах з'явилася можливість домогтися відновлення мережі після пошкодження за десятки-сотні мілісекунд незалежно від використовуваної транспортної технології.

На другому етапі, після виявлення факту збою, трафік з каналу, що вийшов з ладу, переключасться на резервний. Зазвичай резервний (або захисний) канал попередньо створений та перебуває у стані очікування. У технології MPLS-TE є можливість динамічного створення тунелю (віртуального каналу) лише після основного. Однак такий підхід на практиці використовується рідко, оскільки під час створення обхідного віртуального каналу трафік втрачатиметься.

Останній етап – оптимізація розподілу навантаження характерний лише для мережного рівня та технології MPLS-TE. Оскільки в результаті виходу з ладу каналу або вузла відбувається структурна зміна мережі, можливий неоптимальний розподіл трафіку та неповне використання доступних мережевих ресурсів. У традиційних протоколах маршрутизації розподіл трафіку ґрунтується на маршрутних метриках і після збіжності мережі перерахунок розподілу трафіку займає незначний час. Однак сама збіжність мережі займає значний час, що призводить до розриву сесій між програмами на вищих рівнях. Ця проблема вирішена в MPLS-TE, де поєднуються інтелектуальні механізми мережного рівня та швидкість каналного. У табл. 3.2 наведено узагальнені дані щодо часу відновлення у різних технологіях.

Схема макета, використовуюваного дослідження мережевих параметрів, наведено на рис. 3.18. Як клієнти мережі були використані ПК, які працюють під керуванням операційної системи Windows 2019. Для обчислення односторонньої затримки обидва комп'ютери були синхронізовані з використанням методу синхронізації часу для IP-мереж, протоколу NTP (Network time Protocol). Як сервер NTP використовувався ПК, що працює під керуванням ОС FreeBSD. Джерело та одержувач трафіку, а також маршрутизатори підключені до комутатора з використанням технології Fast Ethernet на швидкості 100Мбіт/с у повнодуплексному режимі. Для моделювання ділянки транспортної мережі були використані маршрутизатори Cisco 1760. Fast Ethernet інтерфейси маршрутизаторів, так само як і комп'ютери, підключені в комутатори Cisco Catalyst 2950. Як зовнішні мережеві підключення були використані послідовні інтерфейси маршрутизаторів, налаштовані для роботи в асинхронному режимі з максимальною 115200біт/с, дисципліна обслуговування вихідної черги в міру надходження пакетів (FIFO). Для проведення експерименту каналний рівень на послідовному з'єднанні був реалізований за допомогою протоколу PPP (Point-to-Point Protocol). Для дослідження характеристик мережевого трафіку у розрив каналу зв'язку була включена лінія затримки із змінною затримкою від 0мкс до 4мкс.

Таблиця 3.2 – Механізми відновлення після збоїв у різних транспортних технологіях

	Рівень моделі OSI	Час збіжності, з	Механізми виявлення ушкодження
SDH/SONET	Фізичний, Канальний	$< 5 \cdot 10^{-6}$	Тригери фізичного рівня, APS
SRP (802.17)	Фізичний, Канальний	$< 5 \cdot 10^{-6}$	Повідомлення фізичного рівня
Ethernet (STP)	Фізичний, Канальний	1-2 (802.1w) 30-50 (802.1d)	BPDU про зміну топології мережі, тайм отримують BPDU
MPLS-TE	Канальний, Мережевий	$< 10^{-5}$	SDH/SONET повідомлення про тривогу, Таймаути RSVP-hello пакетів
IP (IGP)	Мережевий	2-5 (для LS) >10 (для DV)	Таймаут службових повідомлень

Дослідження параметрів трафіку проводилося з використанням пакету програм D-ITG. За допомогою генератора трафіку ITGSend у напрямку від джерела до приймача створювався потік трафіку. В експерименті джерелом генерувався потік UDP пакетів з нормальним розподілом інтенсивності відправлення пакетів.

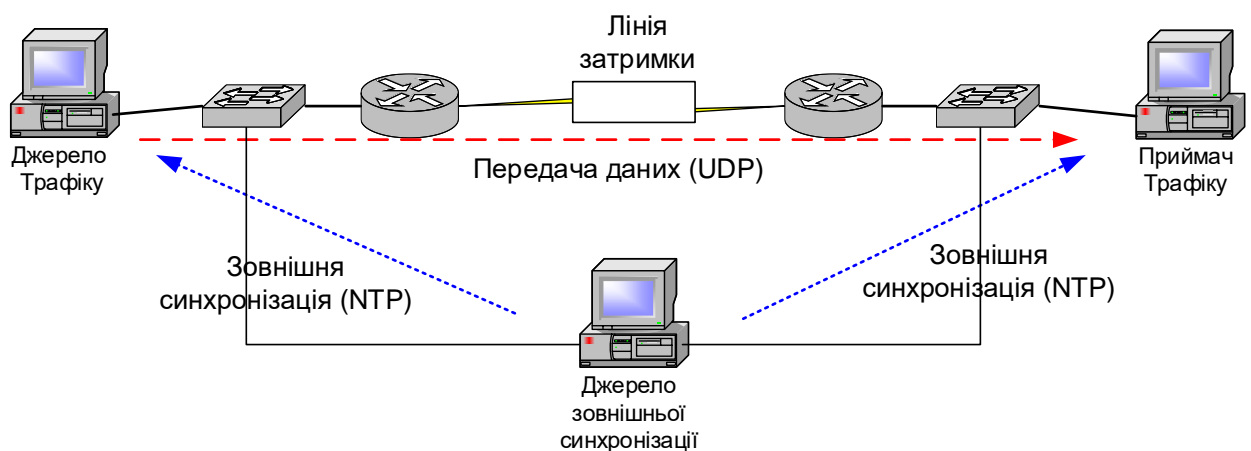
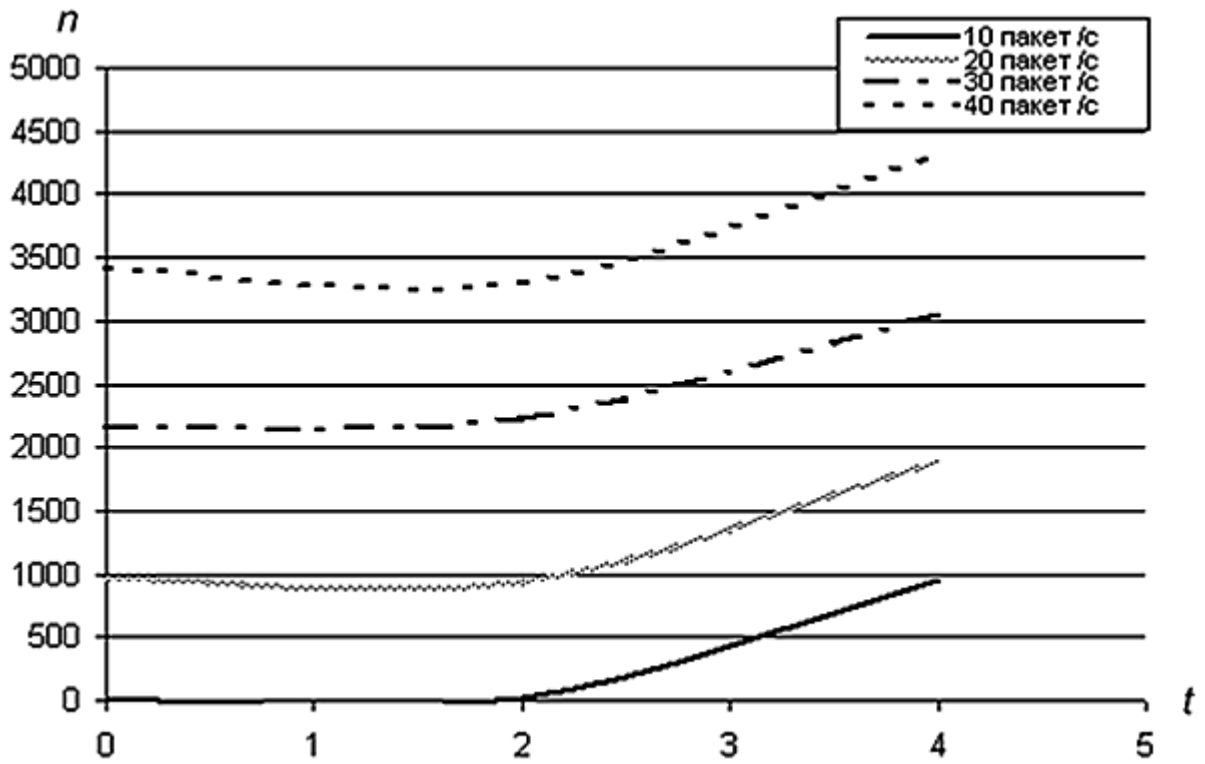


Рисунок 3.18 – Схема досліджуваної ділянки мережі

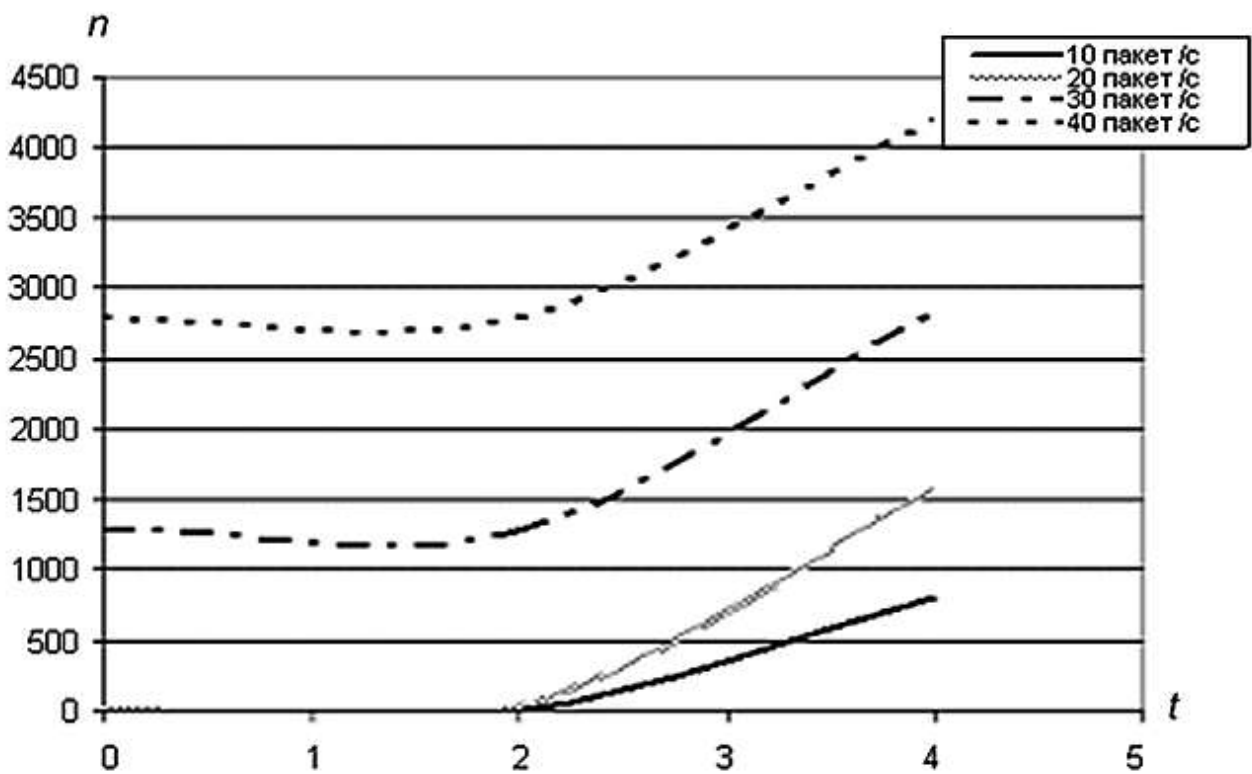
Протокол UDP був обраний у зв'язку з необхідністю дослідження характеристик агрегованого потоку без урахування показників окремих «мікропотоків». Використання TCP, особливо на лініях з високим значенням затримки, призвело б до множинних повторних передач втрачених пакетів та спотворень кінцевих результатів. Враховуючи, що експеримент проводився для дослідження параметрів магістральних ділянок мережі, питання, пов'язані з виправленням помилок, збирання фрагментованих пакетів, не розглядаються і мають вирішуватися кінцевою системою. Для кожного значення затримки проводилося дві серії експериментів для різних розмірів пакетів – 512 та 1024 байт. У результаті дослідження змінювалося МО інтенсивності генерації трафіку – 10пак/с, 20пак/с, 30пак/с і 40пак/с. На приймальній стороні за допомогою компонента ITGResv проводилася запис та подальша обробка результатів експерименту. Час передачі трафіку для кожного експерименту – 120 секунд.

У ході експерименту проводилися вимірювання основних мережевих характеристик – втрат та затримок пакетів. На рисунках 3.20а-б наведені абсолютні значення втрат пакетів для кожного значення затримки, що вноситься. Як видно, втрати пакетів збільшуються зі зростанням фізичної затримки в лінії передачі, значний рост втрат пакетів спостерігається при збільшенні затримки з 2мкс до 4мкс. Втрати при нульовому значенні затримки в лінії викликані переповненням черги в передавальному маршрутизаторі, і залежать лише від інтенсивності трафіку, що надходить, розміру, дисципліни обслуговування черги і пропускної спроможності вихідного каналу. Очевидно, що при збільшенні інтенсивності надходження пакетів, втрати, пов'язані з переповненням черги, також зростатимуть (рис. 3.19) та утворюватимуть «постійну» складову, на яку не впливають характеристики середовища передачі.

а)



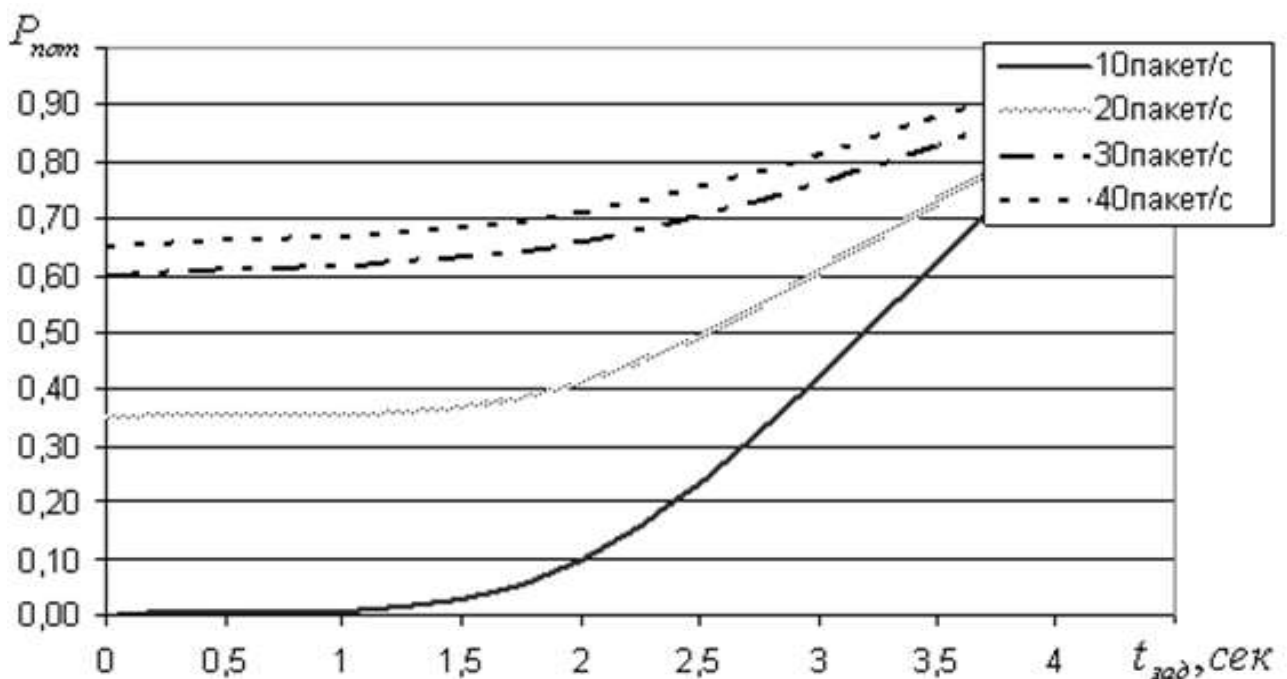
а)



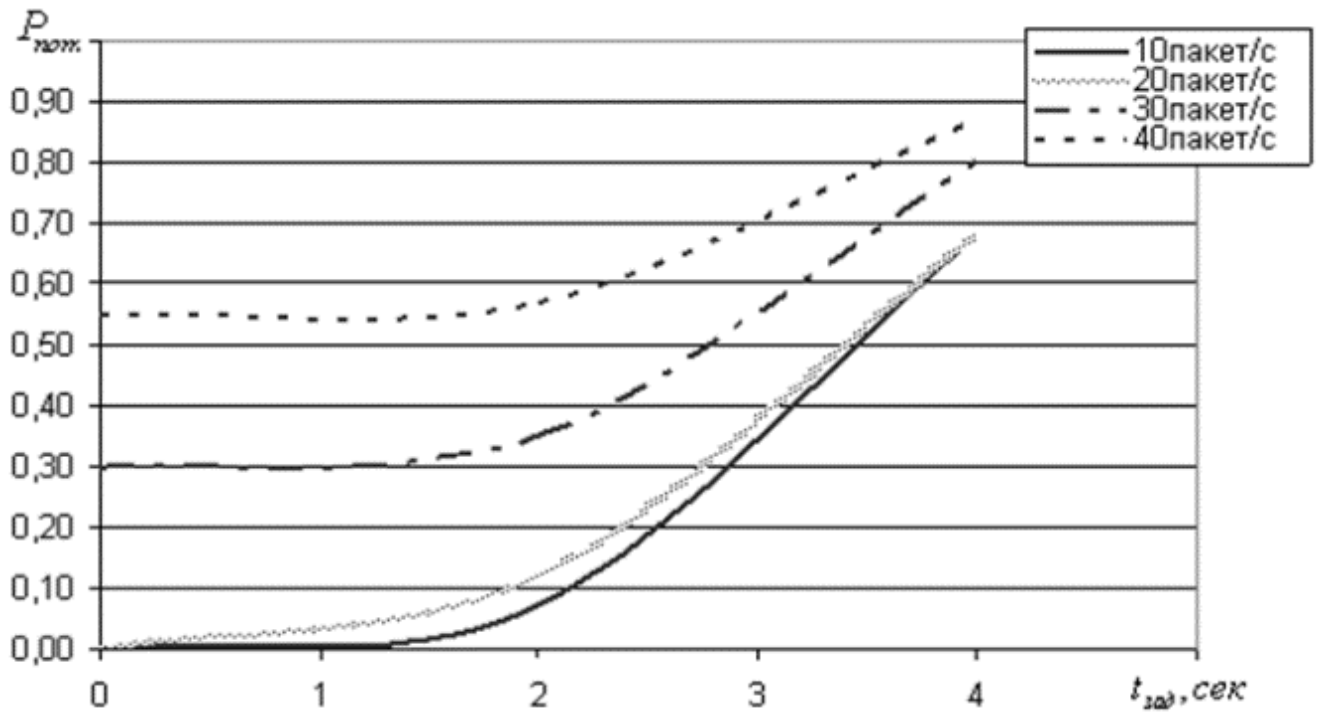
б)

Рисунок 3.19 – Абсолютні втрати пакетів: розмір пакета 1024 байт (а),
512 байт (б).

На рис. 3.20 представлені ймовірнісні характеристики втрат пакетів. Значне зростання ймовірності втрати ділянки 2мкс – 4мкс, пов'язані з погіршенням показників фізичного рівня. З погляду кінцевого обладнання, цей канал зв'язку буде працездатним, проте, враховуючи значні втрати в ньому (80%-90% при затримці 4мкс, з урахуванням втрат у черзі), виконувати передачу інформації по ньому неможливо. Згідно [45], при передачі промови поверх IP, допустимі значення втрат пакетів залежно від типу кодека та технології відновлення втрат пакетів, без значної деградації якості промови, вони можуть змінюватись в межах 2%-3%. Однак при передачі пакетів даних (тобто сегментів протоколу TCP) кожен втрачений пакет потрібно передати повторно. Тому максимальна допустима межа втрат не повинна перевищувати 3%, при збільшенні ймовірності втрати пакетів необхідно виконувати ремаршрутизацію потоків обхідними шляхами.



a)



б)

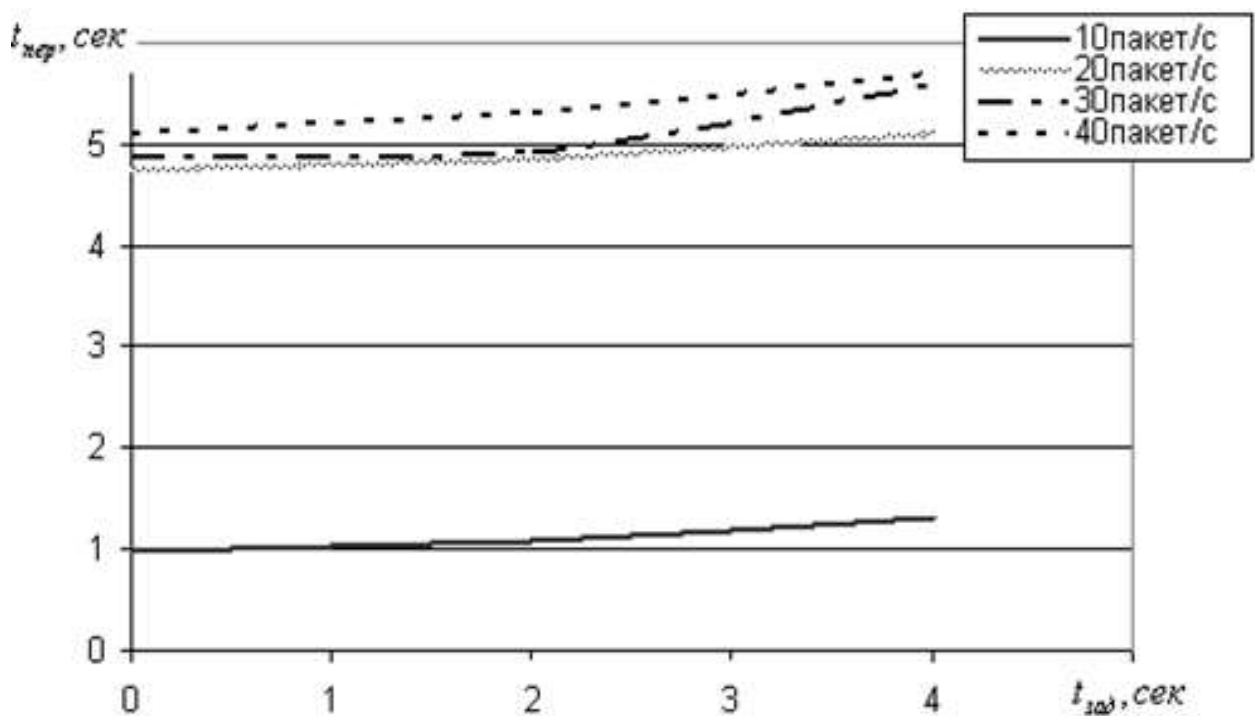
Рисунок 3.20 – Ймовірності втрати пакетів: розмір пакету 1024 байт (а),
512 байт (б)

Оскільки основну складову втрат, при передачі трафіку по якісному середовищі передачі, що характерно, наприклад, для ВОЛЗ, становлять втрати в чергах передавального пристрою, кількісне вимірювання втрат на практиці можливо проводити шляхом моніторингу черги на вихідних інтерфейсах і при перевищенні порогових значень, виконувати повну або часткову ремаршрутизацію обхідними шляхами. У разі великих втрат у каналі зв'язку, які значно перевищують допустимий поріг, моніторинг повинен виконуватися на стороні, що приймає, за номерами послідовності пакетів мережного або транспортного рівня і повідомляти відправника з використанням протоколу сигналізації.

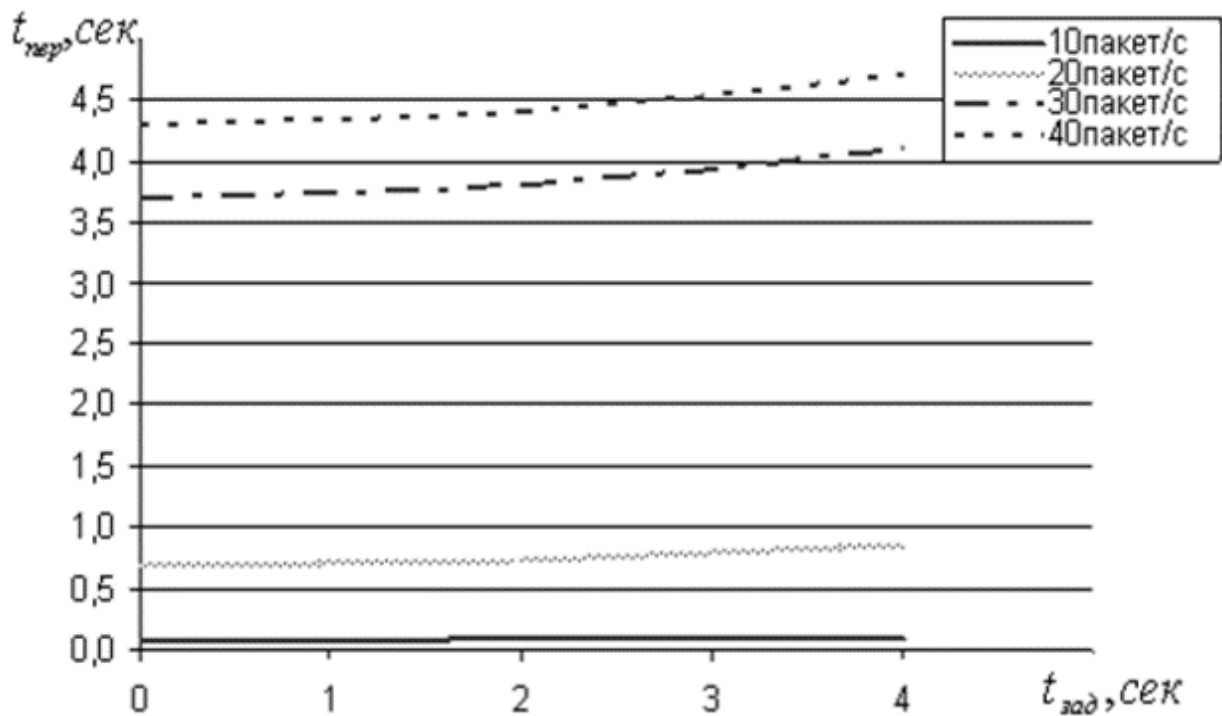
Відповідно до [5], передачі мовних пакетів по IP-мережам, одностороння затримка, тобто. час передачі мовного пакета від джерела до одержувача, має перевищувати 150 мс.

Подальше збільшення затримки мовних пакетів призводить до значної деградації мови. На рис. 3.21 представлені характеристики затримок пакетів в

мережі, що моделюється. За рис. 3.21 видно, що змінювання параметрів фізичного рівня мало впливає на значення затримок пакетів. Ключовим елементом затримки є час очікування на обслуговування в черзі передавального обладнання. На практиці вимірювання односторонньої затримки пакетів важко і потребує централізованої синхронізації джерела та одержувача з використанням протоколу NTP. Локальну затримку пакетів на магістральних ділянках з високою точністю можна прогнозувати шляхом моніторингу черги пакетів на пристрої, що передає. Крім того, слід враховувати різні вимоги щодо обслуговування трафіку мови та даних. Мінімізувати затримку мовних пакетів у локальному вузлі можна за допомогою дисципліни обслуговування черги. Крім того, при постійному завантаженні черги можливе виконання ремаршрутизації окремих потоків резервними шляхами.



a)



б)

Рисунок 3.21 – Можливості втрати пакетів: розмір пакету 1024 байт (а),
512 байт (б)

Заходи з відновлення пропонуються переважно сучасних транспортних технологій, наприклад, автоматична захисна комутація (Automatic Protection Switching) в SDH. Втім, тільки MPLS-TE є можливість оптимізувати розподіл ресурсів після відновлення мережі. У наші дні передбачено 3 види оптимізації:

- періодична оптимізація;
- оптимізація на вимогу;
- оптимізація за подією.

У багатьох апаратних пристроях передбачається часовий інтервал здійснення оптимізації тунелю. Зроблено це для пошуку найкращого шляху, який відповідає вимогам та обмеженням та обслуговування трафіку. У маршрутизаторах Cisco [5] такий інтервал становить за промовчанням одну годину і може бути змінений у діапазоні $\{0, 604800\}$ секунд.

Оптимізація на вимогу практично застосовується досить рідко і необхідна лише у поодиноких випадках. Наприклад, після створення в працюючій мережі

декількох тунелів, слід перевірити чи є найкращий шлях для обслуговування трафіку, який гарантує меншу затримку, ніж наявний.

Оптимізувати розподіл навантаження слід кожного разу, коли з'являється найкращий шлях для передачі трафіку з встановленими параметрами обслуговування. Внаслідок цього у разі оптимізації за подією, пошук найкращого шляху виконується щоразу, коли відбувається задану подію, наприклад, у мережі зароджується новий шлях.

На малюнках 3.22 а-б зображено ситуацію, коли збій у мережі тягне у себе неоптимальне використання мережевих ресурсів. Припустимо, що всі канали в аналізованій мережі мають однакову пропускну здатність. У мережі MPLS-TE є 2 тунелі А-В-Е та А-В-Д. Щоб захистити тунель А-В-Е, організовано обхідний шлях ВДЕ. Такий віртуальний шлях перебуває у стані очікування та застосовується лише у разі непрацездатності ділянки між ВЕ. При виході з ладу ділянки мережі ВЕ процедури ремаршрутизації перенесуть трафік на обхідний шлях ВДЕ. У загальному випадку, внаслідок відновлення мережі після збою, можливе не найкраще застосування мережевих ресурсів, внаслідок чого деяка частина ресурсів буде перевантажена, а решта не буде взагалі використовуватися (рис. 3.22б). Безперечно, що в такій ситуації слід зробити оптимізацію розподілу мережевих ресурсів. При цьому з огляду на тимчасові обмеження процедури оптимізації зобов'язані займати по можливості мінімальний час. Зважаючи на це пропонується застосовувати власне евристичну процедуру, яка має низьку обчислювальну складність.

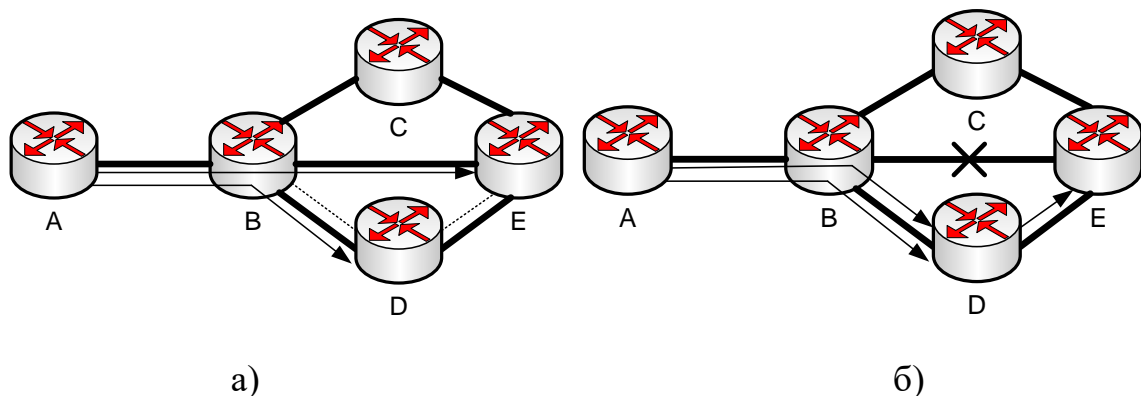


Рисунок 3.22 – Перемикання на обхідний тунель у разі виходу з ладу каналу зв'язку

Як було зазначено раніше, у разі критичного режиму роботи мережі необхідно виконати перерозподіл навантаження з окремих ділянок за обмежений і заздалегідь визначений час. Загалом задача оптимального розподілу інформаційних потоків – NP-повна і її застосування у разі критичного режиму роботи утруднено. Більш конструктивними, реалізованими практично, є раціональні методи. Головних із них два:

- Метод обмеження трафіку. Метод досить конструктивний, часто застосовується, однак у багатьох випадках неприйнятний через можливе збільшення втрат пакетів даних та погіршення якості мультимедійних послуг.
- Метод перерозподілу трафіку. Метод реалізується за наявності надлишкових шляхів. Сучасні мережі будуються таким чином, що завжди існують незадіяні обхідні шляхи, ресурси яких можна використовувати у разі навантаження основних шляхів.

Скористаємося другим методом, як більш конструктивним, за умов обмежень на якість обслуговування. Для того, щоб обійти NP-повноту завдання з перерозподілу трафіку, пропонується евристичний алгоритм, який мінімізує навантаження в мережі при виконанні заданих умов.

Ідея алгоритму полягає у наступному. Передбачається використовувати централізовану стратегію управління всією чи фрагментом мережі (рис. 3.23). Спочатку знаходяться наведені значення навантаження, на підставі яких будується матриця з нульовою діагоналлю (3.25).

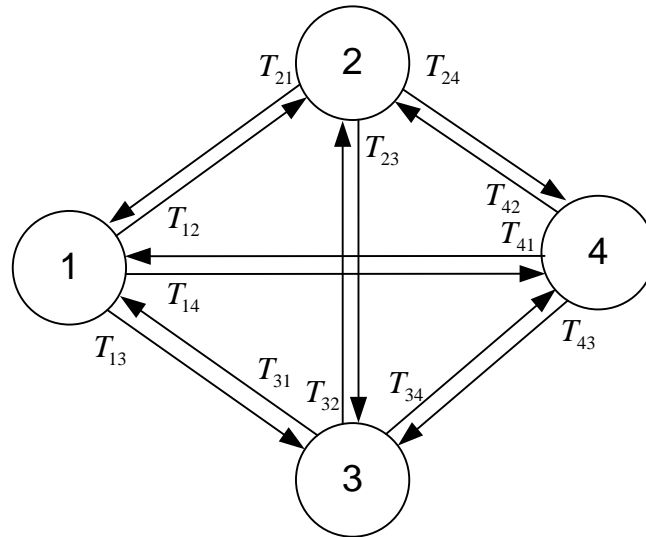


Рисунок 3.23 – Побудова матриці наведених навантажень у разі централізованої стратегії управління

$$\|\hat{T}_{ij}\| = \begin{bmatrix} 0 & \hat{T}_{12} & \hat{T}_{13} & \hat{T}_{14} \\ \hat{T}_{21} & 0 & \hat{T}_{23} & \hat{T}_{24} \\ \hat{T}_{31} & \hat{T}_{32} & 0 & \hat{T}_{34} \\ \hat{T}_{41} & \hat{T}_{42} & \hat{T}_{43} & 0 \end{bmatrix} \quad (3.25)$$

Недіагональні елементи при цьому є наведеним завантаженням відповідного напрямку зв'язку в мережі \hat{T}_{ij} , яка визначається як

$$\hat{T}_{ij} = \frac{T_{ij}(t)}{v_{ij}}, \quad (3.26)$$

де T_{ij} – відповідне навантаження в момент часу t , v_{ij} – Пропускна здатність каналу зв'язку ij . Далі на кожному наступному часовому інтервалі виконується перерозподіл навантаження із найбільш завантажених каналів ij на не завантажені обхідні шляхи, які складаються з 2-х ділянок ik та kj . Таких ділянок може бути і понад дві. Пропонований алгоритм може бути використаний як для повнозв'язкової мережі, так і для мережі довільної зв'язності. Обмеження на зв'язність є принциповими і впливають алгоритм в цілому. Важливо відзначити, що у масштабах технології MPLS-TE [20, 23, 76] повнозв'язність мережі може бути досягнуто з урахуванням логічних методів, тобто. можуть бути утворені тунелі (віртуальні канали) між усіма входами та виходами розподілених елементів, що призводить до повної зв'язності. Великою перевагою такого

методу перерозподілу є те, що він дозволяє не тільки запобігати перевантаженню мережі, але й забезпечує відновлення працездатності мережі після збоїв, виходу з ладу окремих елементів та напрямів зв'язку.

Для вирішення завдань розподілу навантаження здійснюється постійний моніторинг та контроль рівня цього навантаження, що відбувається так:

- проводиться підрахунок пакетів, що надійшли на інтерфейс n_n ;
- отримані значення n_n служать на формування усереднених даних \hat{n}_n про завантаження за певний інтервал часу спостереження $\tau_n \leq \tau_{en}$:

$$\hat{n}_n = \frac{1}{n} \sum_{n=1}^n n_n \quad (3.27)$$

Інтервал $\tau_n = \sum \Delta t_n$ слід вибирати виходячи з умови $\tau_n \leq \tau_{en}$ – періоду квазістаціонарності трафіку, який становить кілька секунд. Більш адекватною в умовах нестационарності може бути рекурсивна оцінка, яка є більш адаптивною та узгоджується із завданнями управління;

- вводяться пороги критичного режиму, при досягненні яких виконується ремаршрутизація та перерозподіл навантаження.

Оскільки параметри трафіку контролюються з певною похибкою, то одержувана при цьому вибірка $n_n(k)$ підлягає статистичній обробці:

$$\hat{n}_n(k) = n_n(k) \pm \Delta n_n(k) \quad (3.28)$$

Крім того, наявність різних випадкових факторів, що заважають, затримок, похибок відліків, нестационарність самого навантаження, призводять до того, що результати спостережень слід інтерпретувати як послідовність відлікових значень. $\bar{x}(k)$ спостерігаються на тлі випадкових перешкод $n_n(k) = \bar{v}(k)$:

$$\bar{y}(k) = \bar{x}(k) + \bar{v}(k) \quad (3.29)$$

де розмірність вектора спостережень $\dim(\bar{y}(k))$ відповідає числу контрольованих напрямів. Рівень сукупних похибок випадкових перешкод $\bar{v}(k)$ характеризується спектральною щільністю потужності V_γ . Величина V_γ носить формальний характер і визначає рівень всіх факторів, що заважають, що призводять до

похибок вимірювання. Однак на практиці важливим є відносна величина $\frac{V_x}{V_\gamma}$, де V_x – спектральна щільність потужності корисного сигналу, що оцінюється $\bar{x}(k)$.

Значення $\frac{V_x}{V_\gamma}$ інтерпретується у стандартних зв'язкових задачах як значення сигнал/шум – $\frac{P_c}{P_\phi}$. По суті $\bar{x}(k)$ відображає стан трафіку, а враховуючи те, що мережа цей трафік обробляє, це стан трафіку адекватно відображається в стані мережі.

Оцінка процесу $\bar{x}(k) = (x_1, x_2, \dots, x_k)$ може бути отримана за відомою формулою

$$\hat{x}(k) = \frac{1}{k} \sum_{k=1}^k x(k) \quad (3.30)$$

Разом з тим, дана оцінка (3.30) має ефективність та незміщеність лише для стаціонарних процесів ергодичного типу. Для оцінки нестаціонарних параметрів трафіку більше підходить рекурсивна оцінка, одержувана методом стохастичної апроксимації [56] або методом фільтрації Калмана-Бьюсі [56]. Інтервал часу $\Delta t = t(k+1) - t(k)$ між відліковими значеннями слід вибирати таким, щоб наш інтервал квазістаціонарності $\tau_{\hat{e}\hat{n}} \gg \Delta t$. Практика показує, що доречним виявляється співвідношення $\Delta t / \tau_{\hat{e}\hat{n}} = 0.01 \dots 0.1$, при цьому Δt повинен складати 0.05 ... 0.5 сек.

Розглянемо безліч вузлів у телекомунікаційній мережі, які обмінюються інформацією (рис. 3.24). Будь-яка сучасна мережа може успішно та стійко функціонувати, якщо система управління мережею, наприклад, система TMN, справлятиметься з поточними змінами трафіку. Таке управління структурою та станом може виконуватися як усією, так і частиною системи. Саме управління $u(t)$ в даному випадку є складовим компонентом стану $\bar{x}(k)$. Математична модель, що відображає динаміку стану, може бути описана диференціальним рівнянням [56]:

$$\frac{d\bar{x}(t)}{dt} = F(t)\bar{x}(t) + \sum_j B_j(t)\bar{u}_j(t) + G(t)\bar{w}(t) \quad (3.31)$$

де $F(t)$, $B(t)$, $G(t)$ – матриці відповідно стану, управління та збудження, $\bar{u}(t)$ – Вектор керованих параметрів, $\bar{w}(t)$ – Вектор віртуальних шумів з рівнем $E[w(k)w^T(k)] = V_w$. Фізично інтерпретація матричних коефіцієнтів, що входять (3.30) наступна. $F(t)$ – відображає швидкість зміни стану елементами матриці; елементами матриці $F(t)$ – є величини, обернені до інтервалів кореляції випадкових станів $F_{ij} = 1/\tau_{i\bar{i}j}$. $G(t)$ – відображає рівень випадкових змін цього трафіку. Для суто детермінованих станів, при постійних навантаженнях $G(t)=0$. $B(t)$ – визначає рівень керованих впливів.

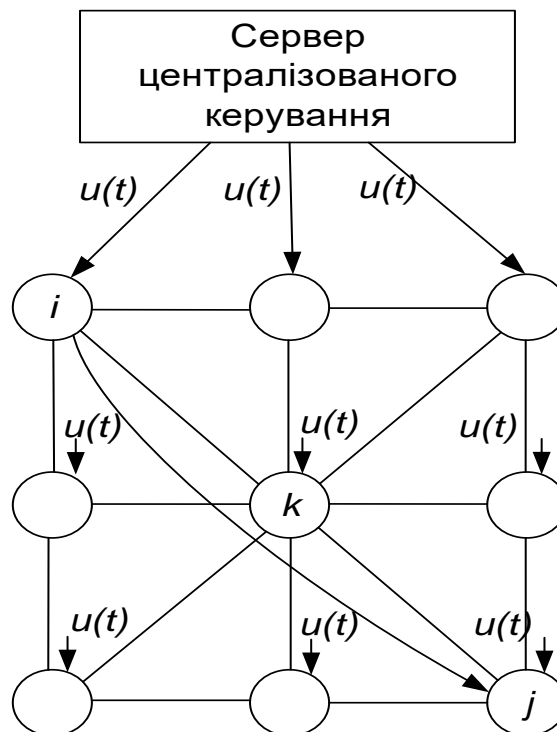


Рисунок 3.24 – Структура централізованого керування розподіленими елементами мережі

Для дискретної системи аналог рівняння (3.31) відповідно має вигляд:

$$\bar{x}(k+1) = F(k)\bar{x}(k) + \sum_j B_j(k)\bar{u}_j(k) + G(k)\bar{w}(k). \quad (3.32)$$

Оптимальним рішенням, що дозволяє отримати рекурсивну оцінку в реальному часі, що задовольняє мінімум середнього квадрата відхилення критерію

$$J = \min E(\vec{x}(k) - \hat{x}(k))^2 \quad (3.33)$$

є процедура Калмана-Бьюсі, яка представлена у вигляді:

$$\hat{x}(k) = \hat{x}(k | k-1) + K(k)[y(k) - H(k)\hat{x}(k | k-1)], \quad (3.34)$$

де $K(k) = V_{\hat{x}}(k | k-1)H^T(HV_{\hat{x}}(k | k-1)H^T + V_w(k))^{-1}$,

$V_{\hat{x}}(k | k-1) = \hat{O}(k)[I - K(k)H]V_{\hat{x}}(k | k-1)\hat{O}^T(k) + V_w(k)$ – апостеріорна дисперсія

помилки прогнозу, $V_{\hat{x}}(k)$ – апостеріорна дисперсія помилки оцінки,

$V_{\hat{x}}(k) = [I - K(k)H(k)]V_{\hat{x}}(k | k-1)$. Для телекомунікаційних мереж, які є

розподіленими, безпосереднє використання оцінки (3.34) не завжди можливе,

оскільки затримки у контурі управління $\tau_{\text{зад}}$ можуть досягати величин,

порівнянних з вибраними відліковими інтервалами Δt , або навіть їх

перевершувати. У умовах управління можна синтезувати лише з прогнозу.

Значення прогнозу має вигляд:

$$\hat{x}(k | k-1) = \hat{O}(k, k-1)\hat{x}(k) + \sum_j B_j u_j(k) \quad (3.35)$$

B_j – визначає значення управління в j напрямку зв'язку.

Помилка оцінки $V_{\hat{x}}(k)$ і помилка прогнозу однією крок відповідно визначаються співвідношеннями:

$$V_{\hat{x}}(k) = E[x(k) - \hat{x}(k)][x(k+1) - \hat{x}(k)]^T$$

$$V_{\hat{x}}(k | k-1) = E[x(k) - \hat{x}(k | k-1)][x(k+1) - \hat{x}(k | k-1)]^T$$

Характерно, що прогноз $\hat{x}(k | k-1)$ визначається на тих самих кроках дискредитації. Очевидно, що прогноз завжди менш точний, ніж оцінка. З визначення слідує, що похибки цього прогнозу визначаються значеннями

$$\hat{O}(k, k-1) = e^{\frac{-\Delta t}{\tau_{\text{зад}}}} \quad (3.36)$$

де Δt – крок дискредитації, $\tau_{\text{зад}}$ – інтервал кореляції процесу $x(k)$. Очевидно, що для менш інерційних змін стану $x(t)$, для яких $\tau_{\text{зад}i} > \tau_{\text{зад}j}$ при тому самому кроці Δt помилка прогнозу буде більшою, ніж для більш інерційних. Відповідно буде погіршено і оцінку (3.34). На рис. 3.25 подано залежність відносної помилки прогнозу (3.35) від величини затримки в контурі управління. Бо зі збільшенням

$\tau_{\text{за}}^{\text{за}}$ точність прогнозу падає, то тих випадках, коли затримки в мережі досягають значних величин, процедури управління можуть виявитися малоефективними. У цих випадках необхідно переходити на управління, що функціонує за середнім значенням змін трафіку, або оснащувати мережу великими ресурсами. Насправді ж, рідко коли величина затримки $\tau_{\text{за}}^{\text{за}}$ стає порівнянною або перевищує інтервал кореляції $\tau_{\text{кор}}$. Зазначимо, що для незмінних у часі станів $x(t) = \text{const}$ оцінка, а відповідно, і прогноз можуть бути отримані асимптотично, при $t \rightarrow \infty$ абсолютно точно. На жаль, така ситуація не є реальною у практиці зв'язку.

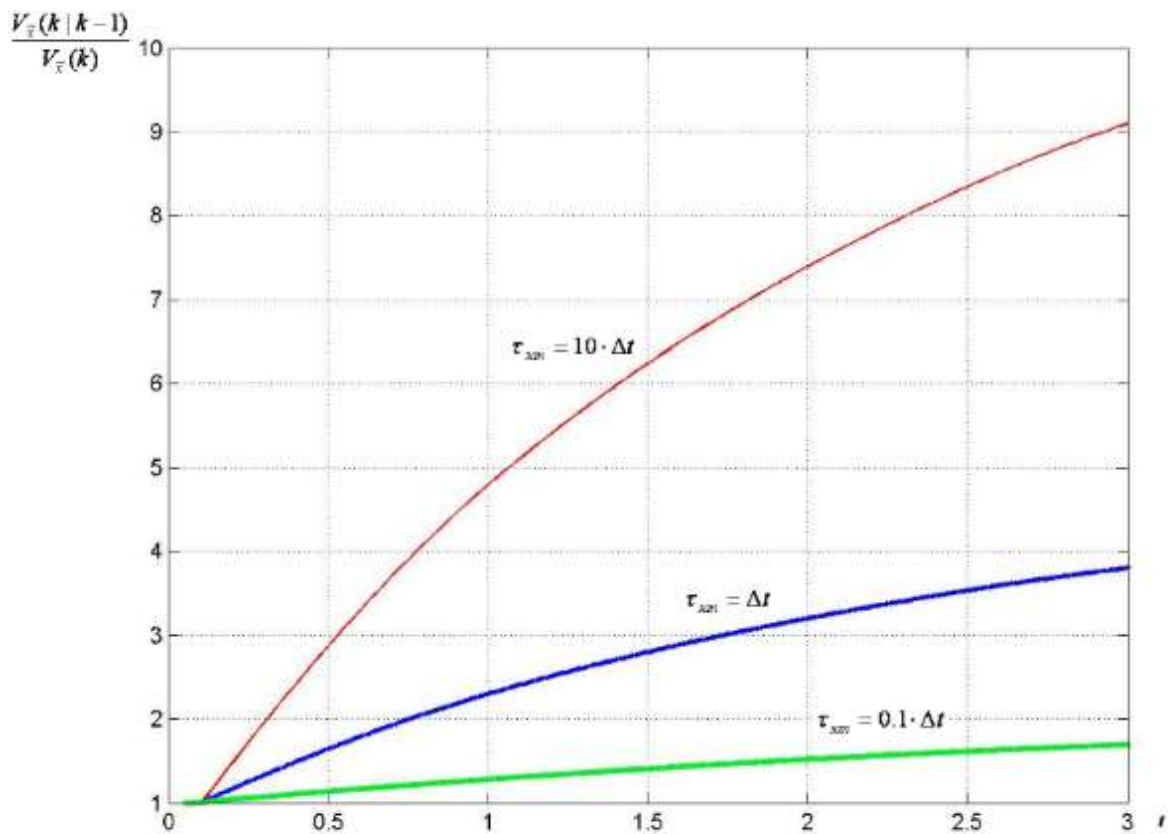


Рисунок 3.25 – Графік залежності відносної помилки прогнозу від величини затримки у контурі управління

Розглянемо інші залежності, пов'язані з точністю оцінки та прогнозу. Ця точність може бути визначена співвідношенням апіорної та апостеріорної

дисперсії оцінок $V_{\hat{x}}(k)/V_w(k)$ і визначається величиною дисперсії самого процесу $x(k)$ або значенням V_w .

При відомому відношенні рівнів сигнал/шум (P_c/P_ϕ) у каналі спостереження, відношення апостеріорної та апіорної дисперсій обчислюється за формулою [56]:

$$\frac{V_{\hat{x}}(k)}{V_w} = \frac{2}{1 + \sqrt{1 + \frac{P_c}{P_\phi}}} \quad (3.37)$$

Логічно співвідношення (3.37) розглянути для випадку стану, коли перехідні процеси завершуються, тобто, коли $V_{\hat{x}}(k) \rightarrow V_{\hat{x}}(\infty)$. Графік залежності (3.37) подано на рис 3.26.

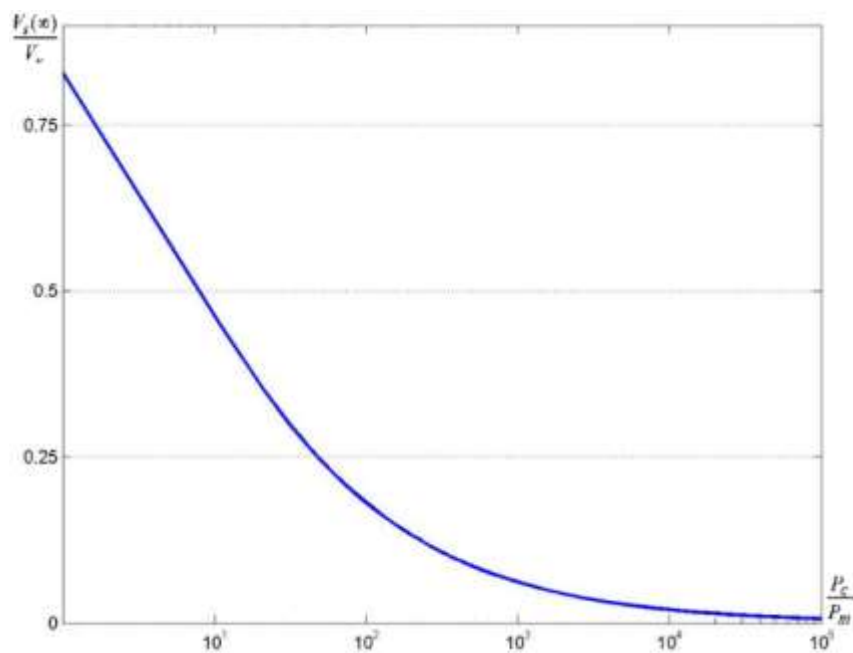


Рисунок 3.26 – Графік залежності відносної помилки оцінки випадкового процесу $\hat{x}(k)$ в залежності від відношення сигнал/шум

Знайдемо закон оптимального управління $u(k)$. З теорії оптимального управління відомо [58], що значення $u_{opt}(k)$ знаходиться шляхом мінімізації гамільтоніану вздовж оптимальної траєкторії. Оптимальність управління для i -го вузла задається критерієм:

$$J_i = E \left\{ \sum_{k=0}^{N-1} \left[\bar{x}^T(k) P_i \bar{x}(k) + \sum_{j=1}^M \bar{u}_j^T(k) Q_{ij} \bar{u}_j(k) \right] + \bar{x}^T(N) P_i x(N) \right\} \quad (3.38)$$

Доданки функціоналу (3.38) мають важливу фізичну інтерпретацію. Останній доданок забезпечує мінімум розкидів стану \bar{x} від оптимальної траєкторії в кінцевий момент часу $x(N)$. Перший доданок у квадратних дужках забезпечує мінімізацію середнього квадрата розкидів стану протягом траєкторії руху системи. Сума доданків, що містять Q_{ij} мінімізує витрати на управління. Останнє доданок має важливе значення в тому випадку, коли на реалізацію управління витрачається той чи інший вид енергії. Коли ж зазначені витрати енергії не важливі – середній доданок можна опустити.

Нехай для кожного з M вузлів отримано рішення, яке мінімізує показник (3.38), тобто отримано набір стратегій $\{g_1^*, g_2^*, \dots, g_M^*\}$:

$$J_i(g_1^*, g_2^*, \dots, g_M^*) \leq J_j, \forall g_j \quad (3.39)$$

З урахуванням критерію (3.38) траєкторію управління системи (3.32) можна проаналізувати у зворотному часі, починаючи з останнього кроку N_1 , де $L_i(N) = P_i$:

$$L_i(k) = P_i + \hat{O}^T \left[\left(I + \sum_j B_j B_j^T L_j(k+1) \right)^{-1} \right]^T \left[L_i(k+1) + \sum_j L_j(k+1) B_j Q_{ij} B_j^T L_j(k+1) \right]^* \left[I + \sum_j B_j B_j^T L_j(k+1) \right]^{-1} \hat{O} \quad (3.40)$$

Можна показати, що оптимальне управління реалізується у вигляді лінійної процедури [58]:

$$u_{opt}(k) = D(k) \hat{x}(k) \quad (3.41)$$

Рівняння, що задовольняє умові (3.15), існує і єдино [56], якщо для кожного кроку k існує зворотне значення у квадратних дужках виразу:

$$D(k) = -B_i^T L_i(k+1) \left[I + \sum_j B_j(k) B_j^T(k) L_j(k+1) \right]^{-1} F(k) \quad (3.42)$$

З розгляду (3.42) випливає, що коефіцієнт $D_i(k)$ не залежить від результатів спостереження (3.32). Це може бути лише у тому випадку, коли саме ці величини

$D_i(k)$ і повинні бути задіяні в цій процедурі управління за умови, що на всіх напрямках є повна інформація про стан навантаження сусідніх вузлів та використовують стратегії замкнутого контуру управління без затримок. Таким чином, витрати $J_i(k)$ повністю визначаються співвідношенням $v_w i v_x$, відповідно характеризують апіорну дисперсію корисного оцінюваного сигналу та інерційного i -го напрямку, яке характеризується значенням $\hat{O}_i(k, k-1)$, укладеної у значеннях матриці стану $\hat{O}(k)$.

У аналізованій нами лінійної моделі (3.32), що призводить до рішення (3.41), факторами, що обурюють, є зміни в часі реального трафіку. Очевидно, що випадковий процес $x(t)$, або в дискретному часі $x(k)$, може бути апроксимований нормальним законом розподілу ймовірностей $w(x) \rightarrow N[m_x, \sigma_x^2]$, оскільки він утворюється як сума безлічі незалежних чинників, – заявок на зв'язок. Це дозволяє застосувати до реалізації управління теорему про поділ [80]. Суть її в тому, що саме оптимальне управління (3.40) є детермінованою процедурою, в яку входить оптимальна середньоквадратична оцінка $\hat{x}(t)$.

Як було показано, будемо знаходити рішення з метою уникнення NP-повноти. У дослідженні було запропоновано алгоритм, який зосереджується на пошуку самих перевантажених маршрутів та розподілу трафіку з цих маршрутів на альтернативні. Розроблене рішення для алгоритму централізованого управління, яке дозволяє визначити рівні навантаження кожного маршруту. На основі отриманих даних формується матриця наведених навантажень (3.25), де недіагональні елементи відображають відповідні рівні навантаження в мережі. Завдання управління полягає в тому, щоб знайти потрібні значення цих недіагональних елементів.

Нехай v_{ij} вважається пропускнуою спроможністю каналу зв'язку між вузлами i та j , $T_{ij}(t)$ – відповідний рівень навантаження у певний момент часу t . Ставлення будемо називати наведеним навантаженням каналу ij . Безперечно, що якщо $\hat{T}_{ij} \rightarrow 1$, канал майже повністю завантажений, виникає необхідність ремаршрутизувати деяку частину навантаження на обхідні шляхи.

$$\hat{T}_{ij} = \frac{T_{ij}(t)}{v_{ij}} \quad (3.43)$$

Припустимо, що F_{ij} є заданим потоком інформації із вузла i у вузол j . Коли між вузлами i та j є безпосередній зв'язок, то наведений потік інформації з вузла i у вузол j можна визначити відношенням

$$\hat{F}_{ij}^i(t) = \frac{F_{ij}(t)}{v_{ij}} \quad (3.44)$$

Якщо шлях від вузла i у вузол j проходить за допомогою кількох проміжних каналів, то на будь-якій ділянці наведений потік буде визначатися виразами

$$\hat{F}_{ii+1}^{ij} = \frac{F_{ij}(t)}{v_{ii+1}}; \dots; \hat{F}_{kj-1}^{ij} = \frac{F_{ij}(t)}{v_{kj-1}}; \hat{F}_{j-1j}^{ij} = \frac{F_{ij}(t)}{v_{j-1j}} \quad (3.45)$$

Отже, завантаження кожного напрямку \hat{T}_{ij} складатиметься з навантаження, яке передається між вузлами i та j , тобто величиною $\hat{T}_{ij}^i(t)$ і сумою навантажень, що формується трафіком, що ретранслюється.

$$\hat{T}_{ij} = \hat{T}_{ij}^i(t) + \sum_{k=1}^{n-1} \hat{F}_{kj}^{ij} \quad (3.46)$$

де n – кількість вузлів у мережі, $k \neq i$.

Для управління розподілом інформаційних потоків пропонується наступна просторово-часова рекурсивна процедура, що здійснюється від i -го максимально завантаженого вузла до j -му кожному з k -кроків. Очевидно, у початковий k -й момент часу наведений потік з i -го вузла в j -й можна представити у вигляді:

$$\hat{F}_{ij}^i(k) = \hat{F}_{ij}^{i*}(k) - \Delta \hat{F}_{ij}^i(k) \quad (3.47)$$

Значання $\Delta \hat{F}_{ij}^i(k)$ на k -му етапі ітерації вказує, яку частку навантаження буде переміщено із самого навантаженого каналу на альтернативний. Це значення може бути встановлено на основі обраної політики управління мережею або визначено емпірично. Воно повинно гарантувати стабільність роботи мережі протягом визначеного часового інтервалу при зростанні навантаження. З практичної точки зору раціонально встановити це значення на

рівні 20%, це означатиме, що навантаження, яке залишиться на цьому маршруті, становитиме:

$$\frac{\hat{F}_{ij}^i(k) - \Delta\hat{F}_{ij}^i(k)}{\hat{F}_{ij}^i(k)} = 0.8 \quad (3.48)$$

Також можна запропонувати інший формалізований метод розрахунку величини $\Delta\hat{F}_{ij}^i(k)$, який базується на використанні даних про розподілене навантаження усіх сегментів мережі. У такому разі для зорхунку величини $\Delta\hat{F}_{ij}^i(k)$ можна застосувати наступні формули:

$$B = \mu \left(\max_{im} (\hat{T}_{im}(k)) - \min_n \max\{ \hat{T}_{ik}(k), \hat{T}_{km}(k) \} \right) \quad (3.49)$$

$$\Delta\hat{F}_{ij}^i(k) = \begin{cases} B, & \hat{F}_{ij}^i(k) - B \geq 0 \\ \hat{F}_{ij}^i(k), & \hat{F}_{ij}^i(k) - B < 0 \end{cases} \quad (3.50)$$

Результати лабораторного моделювання вказують на те, що цей формалізований метод теж включає елемент суб'єктивності через певні обмеження (3.50). Тому практично можна обійтися більш простим обмеженням (3.48).

На наступному етапі перерозподілу необхідно враховувати значення пропускних здібностей v_{ij} , а саме ті значення, які визначають їх співвідношення на першому та наступних етапах.

На наступному $(k+1)$ -му кроці процедура переходить на наступний етап, при цьому береться до уваги значення наведеного потоку, визначене на попередньому етапі. Отже, отримуємо рекурсивну процедуру щодо оцінки стану мережі, аналогічної до розглянутих вище (3.35), (3.38):

$$\Delta\hat{F}_{ij}^i(k+1) = \Delta\hat{F}_{ij}^i(k) + \mu \left[\hat{F}_{ij}^i(k+1) - \hat{F}_{ij}^{i*}(k) \right] \quad (3.51)$$

Величина μ вибирається із умов забезпечення стійкості заданої процедури. Відповідно до умов Дворецького вона має відповідати умовам

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{k=1}^{\infty} \mu_k \rightarrow \infty, \\ \sum_{k=1}^{\infty} \mu_k^2 < \infty \end{array} \right. \quad (3.52)$$

У той же час, як показує практика, такі рекурсивні процедури є стійкими за умови $\mu < 1$. Величину вибору μ пов'язують зі швидкістю збіжності рекурсивної процедури (3.52) або (3.51) з величиною різниці у квадратних дужках (3.51), що носить назву нев'язки, чим менше інтервал кореляції τ_{eid} між випадковими величинами $[\hat{F}_{ij}^i(k+1) - \hat{F}_{ij}^{i*}(k)]$, тим ближче до одиниці має бути величина μ . З іншого боку, із зменшенням корелюваності перерізів на кроці k та $k+1$. З результатів аналізу (рис. 3.26) випливає, що ці перерізи мають бути $\Delta t \leq 0.1\tau_{\text{eid}}$

У даній процедурі слід враховувати поточне навантаження всіх ділянок мережі, що неважко зробити в мережах з координованим управлінням. Однак у деяких технологіях, таких як IP, реалізувати централізоване керування вважається скрутним. Внаслідок цього запропоновану процедуру можна модифікувати для локального управління на будь-якому з мережевих пристроїв. У такому випадку в конкретному маршрутизаторі може бути інформація тільки про завантаження каналів, пов'язаних безпосередньо з таким маршрутизатором. Тоді вираз (3.49) набуває вигляду

$$B = \begin{cases} \mu \left(\max_m \hat{T}_{ik}(k) - \min_n \hat{T}_{ik}(k) \right), \max_m \hat{T}_{ik}(k) \geq b \\ 0, \max_m \hat{T}_{ik}(k) \leq b \end{cases} \quad (3.53)$$

Величина b є параметром у процедурі управління та перерозподілу інформаційних потоків та називається порогом управління. Ця величина задається евристично та впливає на точність отриманого рішення. Як видно з (3.53), ремаршрутизація навантаження з найбільш навантаженого шляху $\max_m \hat{T}_{ik}(k)$ проводиться на локальний канал зв'язку, що має мінімальну $\min_n \hat{T}_{ik}(k)$ завантаження. Оскільки в цьому методі враховується лише завантаження однієї з двох ділянок обхідного шляху, існує ймовірність не раціонального

перерозподілу навантаження. Однак цей метод має важливу позитивну властивість: при використанні цього методу відсутнє додаткове навантаження, пов'язане з передачею службового трафіку.

Проаналізуємо якість отриманих оцінок (3.51) залежно від кроку дискредитації $\Delta t = (k+1) - k$. Очевидно, що більше Δt . Тим не менш, корельованими виявляються сусідні значення, що пов'язано зі втратою якості. Вибір Δt не може бути зроблено довільно, оскільки чергові кроки обчислень повинні враховувати неминучі затримки часу за рахунок розподілу телекомунікаційної мережі та інерційності елементів мережі та ліній зв'язку.

В цьому випадку оцінку в момент $t_2 = (k+1)$ доводиться знаходити за значеннями у момент $t_1 = k$. Ця оцінка $\hat{x}(t_2 | t_1)$ знаходиться з використанням вихідної матриці $\hat{O}(t_2, t_1)$:

$$\hat{x}(t_2 | t_1) = \hat{O}(t_2, t_1) \hat{x}(t_1) \quad (3.54)$$

де $\hat{O}(t_2, t_1)$ – виходить з рішення інтегрального рівняння:

$$\bar{x}(t_2) = \hat{O}(t_2, t_1) \bar{x}(t_1) + \int_{t_1}^{t_2} \hat{O}(t_2, \tau) G(\tau) \bar{w}(\tau) d\tau \quad (3.55)$$

У даному випадку маємо функціональний зв'язок оцінки у момент часу t_2 з оцінкою, отриманою раніше у момент t_1 . Функція $\hat{O}(t_2, t_1)$ може бути інтерпретована як коефіцієнт прогнозу оцінки на час $\Delta t = t_2 - t_1$. Отримаємо значення матриці $\hat{O}(t_2, t_1)$. Очевидно, елементи матриці є функціями від властивостей процесу, що оцінюється $x(t)$. Матриця $\hat{O}(t_2, t_1)$, враховуючи рівняння стану формуючого фільтра:

$$\frac{d\bar{x}(t)}{dt} = F(t)\bar{x}(t) + G(t)\bar{w}(t) \quad (3.56)$$

Отримуємо диференціальне рівняння для матриці прогнозу:

$$\frac{\partial}{\partial t} \hat{O}(t, \tau) = F(t)\hat{O}(t, \tau), \quad \hat{O}(t, \tau) = I \quad (3.57)$$

Тут $F(t)$, $G(t)$ – відповідно матриці стану та генерації, $w(t)$ – генеруючий процес, що породжує процес, що характеризує стан $x(t)$. Відомо [93], що

елементами матриці стану $F(t)$ є значення $\alpha_{ij} = \frac{1}{\tau_{ij}}$, що є величинами обернено пропорційними інтервалам кореляції процесу $x(t)$:

$$F(t) = \begin{bmatrix} \alpha_{11} & \alpha_{12} & \dots & \alpha_{1n} \\ \alpha_{21} & \alpha_{22} & \dots & \alpha_{2n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ \alpha_{n1} & \alpha_{n2} & \dots & \alpha_{nn} \end{bmatrix}. \quad (3.58)$$

Рішенням рівняння (3.57) є очевидно математична експоненційна функція

$$\hat{O}(t, \tau) = \exp\{-F(t) \cdot \tau\} \quad (3.59)$$

Підставляючи (3.59) (3.54) отримуємо при стаціонарному процесі $x(t)$, коли $F(t) = F$:

$$\hat{\hat{x}}(t_2 | t_1) = \exp\{-F \cdot \tau\} \cdot \hat{\hat{x}}(t_1), \quad \tau = t_2 - t_1 \quad (3.60)$$

Найбільш важливими для вирішення поставленої задачі є діагональні значення матриці (3.54), що дозволяє уявити елементи вектора $\vec{x}(t)$ у вигляді

$$\hat{\hat{x}}(t_2 | t_1) = \hat{x}(t_1) \exp\left(-\frac{\tau}{\tau_{\text{від}}}\right) \quad (3.61)$$

При $\tau = 0$ маємо $\hat{\hat{x}}(t_2 | t_1) = \hat{x}(t_1)$ зі збільшенням τ прогноз $\hat{\hat{x}}(t_2 | t_1)$ все більше відрізняється від отриманої оцінки $\hat{x}(t_1)$. Як показує аналіз (рис. 3.25), інтервал прогнозу τ має сенс розглядати в межах

$$\tau \leq \tau_{\text{від}} \quad (3.62)$$

Практично корисними є прогнози на інтервалах $\tau \cong 0.1 \cdot \tau_{\text{від}}$.

Саме оптимальне управління виходячи з прогнозу перебуває за оцінками прогноза:

$$\vec{u}_{\text{opt}}(k) = -L(k) \hat{\hat{x}}(k | k-1) \quad (3.63)$$

Для лінійних систем значення апостеріорної дисперсії $\tilde{x}(k | k-1)$ не залежить від спостережень, тому їх значення можна отримати апіорі. Великий практичний інтерес становить використання оцінок, у яких коефіцієнт збіжності рекурсивної процедури $K(k)$ вибирають із умов (3.51). Такий вибір, з одного боку, значно спрощує процедуру оцінки і, як показує практика, процедура стає більш роботною, нечутливою до неточності завдання апіорних параметрів. З

іншого боку, значно зростає перехідний період, час встановлення режиму оцінки, що призводить до додаткової затримки реалізації управління.

Проблема ефективного використання процедури (3.51) не може бути вирішена шляхом прискорення темпу зчитування, коли $\Delta t \rightarrow \min$. Водночас величина кроку дискретизації Δt повинна забезпечувати збіжність рекурсивної процедури на інтервалі значно меншим $\tau_{\text{від}}$.

З графіків (рис. 3.25, 3.26) випливає, що зі зменшенням впливу похибок спостереження та рівня шумів, помилка оцінки прагне нуля, а точність оцінки $\hat{x}(k|k-1)$ і відповідно управління $\bar{u}(k)$ зростає. У деяких випадках, коли розкидання даних $x(k)$ пов'язують лише з наявністю шумів в елементах мережі, то можна вважати, що рівень шуму в сучасних транспортних системах дуже малий, то в багатьох випадках для управління в ТКМ можна брати безпосередньо дані $x(t) = y(t)$, що надаються протоколами сигналізації, такими як RSVP-TE, CR-LDP

Розглянемо докладніше вплив затримок у контурі управління. Оскільки управління $u(t)$ виявляється залежним від стану напрямків зв'язку з різними значеннями затримок $\tau_{\text{зад}}$, а саме управління реалізується з відповідною затримкою, необхідно врахувати і проаналізувати вплив даних затримок. Якщо стан керованої системи $\bar{x}(t)$ залежить не тільки від поточного часу t , а й від станів $\bar{x}(t-\theta)$ у моменти $t-\theta$, де θ – параметр, що запізнюється, в загальному випадку розподілений в нескінченних межах $-\infty < \theta < \infty$, то управління стану набуває інших властивостей. Такі рівняння стану керованих систем із затримками звуться функціонально-диференціальних чи функціонально-разностных. Прикладом такого функціонально-диференціального рівняння може бути

$$d\bar{x}(t)/dt = A_1\bar{x}(t) + A_2\bar{x}(t-\bar{\tau}) + B\bar{u}(t-\bar{\tau}) \quad (3.64)$$

де A_1 , A_2 – матриці стану, B – матриця керування, $\bar{\tau}^T = (\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_N)$ – вектор затримок відповідних координат стану $\bar{x}(\cdot)$ та управління $\bar{u}(\cdot)$. Структурну схему алгоритму (3.64) представлено на рис. 3.27.

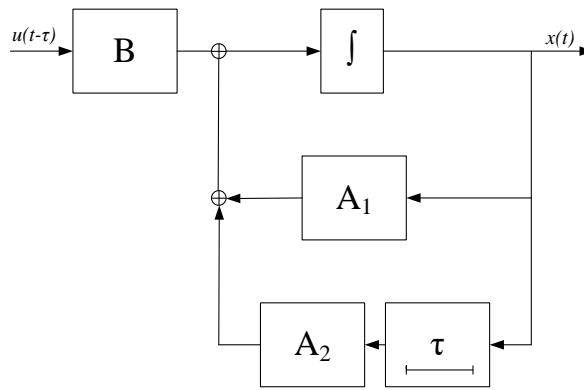


Рисунок 3.27 – Структурна схема керованої системи із затримкою τ

Запізнення $\tau_{\text{зап}} \text{ с}$ у завданнях управління виникає як з інерційності у різних мережевих елементах, і з розподіленості цих елементів у просторі самої мережі. Відомо [95], що динамічні системи із запізненням, залежно від величини затримки, втрачають свою ефективність, а за певних умов і стійкість.

Слід зазначити, що наявність затримки τ має й інші наслідки: система із затримками виду (3.64) не може вважатися точно Марківською. Дослідження керованих систем із затримкою в контурі управління сягає глибини теорії функціонально-диференціальних рівнянь, що виходить за рамки дослідження. Наведемо приклад математичної моделі, динаміка якої описується функціонально-диференціальним рівнянням [47]

$$T \frac{dx(t)}{dt} + x(t) = -KF(x(t - \tau + \theta)) + Ku(t - \tau), \quad (3.65)$$

де T, K – Постійні коефіцієнти, $u(t) = F(x(t + 0))$, $-t < \theta < 0$ має область стійкої поведінки лише за певної величини коефіцієнтів $K < 1$, які визначають питомий вплив на систему як самої затримки, так і управління $u(t)$.

Разом з тим, практично корисним є проведення імітаційного моделювання з дослідження впливу якості управління від величини затримки в контурі управління.

Очевидно, що для системи з постійними або повільно змінюваними параметрами ця затримка матиме менший вплив. Тому для досліджень необхідно використати не саму затримку τ , а відповідну відносну величину затримки

$$\Delta T = \frac{\tau_{\epsilon}}{\tau_{\epsilon\delta}} \quad (3.66)$$

де τ_{ϵ} – величина затримки, $\tau_{\epsilon\delta} = 1/\alpha$ – інтервал кореляції випадкових змін стану системи. Значення α_{ii} входять компонентами в матрицю стану $F(t)$, де на головній діагоналі α_{ii} – величини зворотні до інтервалів взаємної кореляції. Для дискретних систем елементами матриць $F(k)$ є значення $\alpha_{ij} = \exp\{\alpha_{ij}\Delta k\}$, де Δk – Крок дискретизації. Дослідження показують, що зі зростанням затримки відповідно збільшується апостеріорна дисперсія $V_{\tau}(k | k-1)$.

На рис. 3.28 представлені графіки залежності відносної апостеріорної дисперсії за наявності затримки $P_{\tau} / P(k, k-1)$ від величини відносної затримки ΔT при різних відносінах рівнів сигнал/шум.

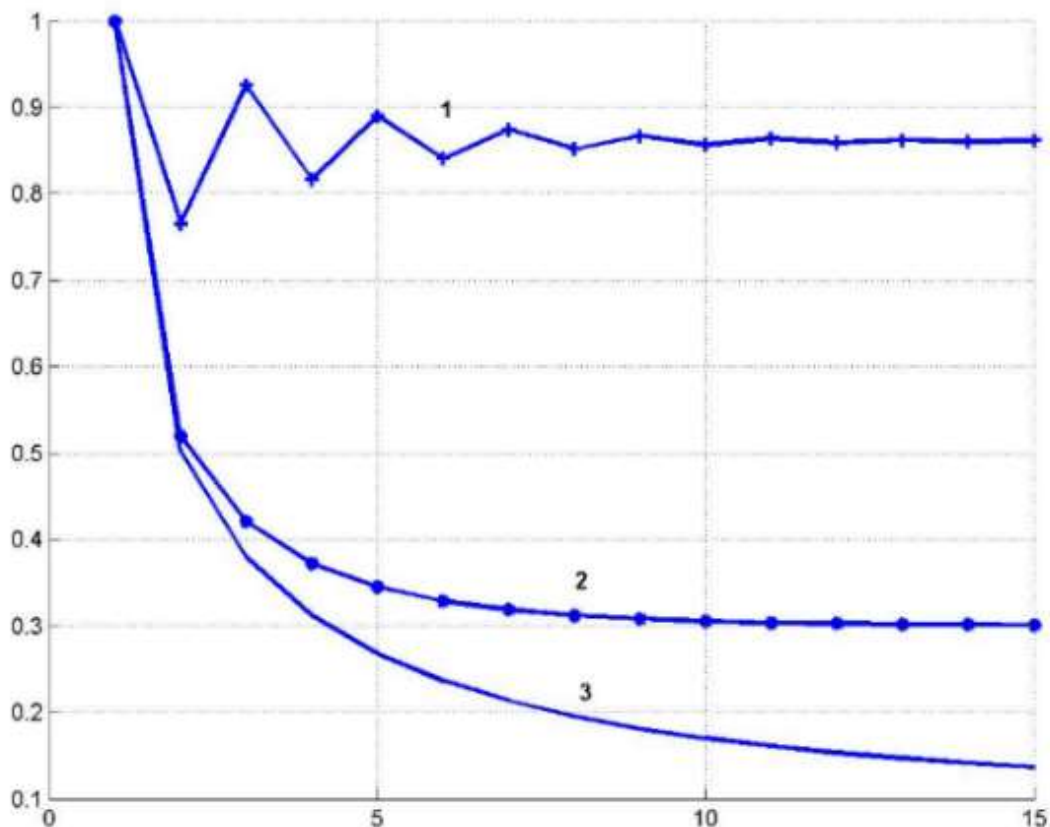


Рисунок 3.28 – Залежність апостеріорної дисперсії оцінки стану від відносної затримки ΔT за різних відношин сигнал/шум

Як впливає з результатів імітаційного моделювання, затримка в контурі керування призводить до втрат якості цього керування тим більшим, чим більша ця затримка. З рис. 3.28 слід, що у тих системах, де якість самого управління низька (при низьких P_c/P_w) величина затримки ΔT позначається менше. У системах з високою якістю управління (при $P_c/P_w = -50\text{дБ}$) ці втрати різко зростаю, очевидно тому, що якісну систему легше зіпсувати, ніж менш якісну.

Вплив величини затримки ΔT залежить від інерційності системи. Цей вплив практично непомітний, якщо він не перевищує $0.01 \cdot \tau_{\text{від}}$ при $\tau_c \approx 0.1\tau_{\text{від}}$ втрати становлять близько 5...10%, потім зі збільшенням $\tau_c > 0.1\tau_{\text{від}}$ ці втрати різко зростають.

Розглянемо випадок неповної мережі. Позначимо мережу, у якій передачі інформації з довільного вузла мережі будь-який інший вузол існує шлях, що з двох ділянок, як телекомунікаційна мережі класу 2.

Представимо розкладання навантажень мережі для випадку повнозв'язкового графа у спрощеному вигляді:

$$\begin{aligned} \|\hat{T}_u(t)\|_{ij} &= \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{01} + \|u(t)\|_{ij} \\ \|u(t)\|_{ij} &= \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{u2} \end{aligned} \quad (3.67)$$

Використовуючи спрощену форму розкладання повної мережі, наведемо уявлення мережі класу 2:

$$\begin{aligned} \|T_u(t)\|_{ij} &= \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{01} + \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{02} + \|u(t)\|_{ij}, \\ \|u(t)\|_{ij} &= \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{u2} + \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{u3}, \end{aligned} \quad (3.68)$$

де матриці $\|L_k(t)\|_{ij}^{u3}$ ($k=1, 2, \dots, n$) позначають потрібні переходи з інформаційного вузла k .

По індукції можна отримати розкладання матриць навантажень інформаційної мережі для обхідних шляхів довільної довжини. У цьому випадку розкладання матиме вигляд:

$$\|\hat{T}_u(t)\|_{ij} = \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{01} + \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{02} + \dots + \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{0m} + \|u(t)\|_{ij}, \quad (3.69)$$

$$\|u(t)\|_{ij} = \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{u2} + \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{u3} + \dots + \sum_k^n \|\hat{F}_k(t)\|_{ij}^{uM}, (M > m) \quad (3.70)$$

Для задач керування мережею класу 2 зручно ввести квадратну $n \times n$ матрицю-маску ψ , Що складається з нулів та одиниць. Нулі розташовуються на головній діагоналі та на компонентах, що визначають неіснуючі канали.

Нехай покоординатне множення ψ на кожен матрицю означає заборону будь-яких операцій (max, min тощо) над компонентами, індекси яких відповідають індексам нульових значень ψ . Надалі вираз $\psi(i, j)$ буде позначати індекси лише існуючого прямого каналу.

Процедура управління для довільного графа, в якому для того, щоб досягти з будь-якого вузла в будь-якій іншій, потрібен шлях, що складається не більше ніж з M ділянок:

$$\left\{ \begin{array}{l} \hat{F}_{pq}^{ij}(k+1) = \hat{F}_{pq}^{ij}(k) - \Delta \hat{F}_{pq}^{ij}(k) \\ \hat{F}_{pk_1}^{pq}(k+1) = \hat{F}_{pk_1}^{pq}(k) - \frac{v_{pq}}{v_{pk_1}} \Delta \hat{F}_{pq}^{ij}(k) \\ \dots \\ \hat{F}_{p_m k_{m+1}}^{pq}(k+1) = \hat{F}_{p_m k_{m+1}}^{pq}(k) - \frac{v_{pq}}{v_{p_m k_{m+1}}} \Delta \hat{F}_{pq}^{ij}(k) \\ \dots \\ \hat{F}_{k_v j}^{pq}(k+1) = \hat{F}_{k_v j}^{pq}(k) - \frac{v_{pq}}{v_{k_v j}} \Delta \hat{F}_{pq}^{ij}(k) \end{array} \right. \quad (3.71)$$

де p, q – індекси максимально завантаженого одноланкового каналу, $\hat{F}_{pq}^{ij}(t)$, Що відповідає цим індексам, – максимальне наведене навантаження, що проходить через даний одноланковий канал. Індекси вузлів k_1, k_2, \dots, k_v , Що визначають обхідний шлях для одноланкового каналу (p, q) , вибираються з умови найменшого завантаження обхідних шляхів для $(\hat{T}_{\psi(p,q)}(t))_n$ з виразу:

$$\rho = \begin{cases} \mu \left(\max_{\psi(p,q)} (\hat{T}_{pq}(k)) - \min_{\psi(k_1, \dots, k_v)} \max_{k_e} \left\{ \hat{T}_{pk_1}(k), \hat{T}_{k_1 k_2}(k), \dots, \hat{T}_{k_v q}(k) \right\} \right), \max_{\psi(p,q)} (\hat{T}_{pq}(k)) \geq \beta \\ 0, \max_{\psi(p,q)} (\hat{T}_{pq}(k)) \leq \beta \end{cases} \quad (3.72)$$

Величини $\Delta\hat{F}_{pq}(k)$ визначаються за формулою

$$\Delta\hat{F}_{pq}(k) = \begin{cases} \rho, & \hat{F}_{pq}^{ij}(k) - \rho \geq 0 \\ \hat{F}_{pq}^{ij}(k), & \hat{F}_{pq}^{ij}(k) - \rho < 0 \end{cases} \quad (3.73)$$

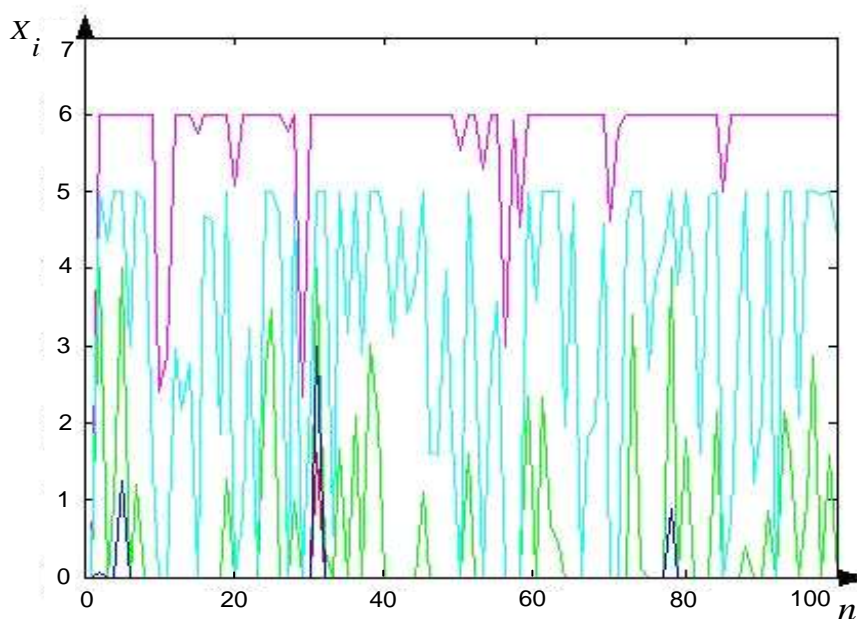
Таким чином, запропонована процедура може бути використана для розподілу навантаження у мережах довільного розміру та зв'язності. Для спрощення операцій матричне уявлення може бути замінено на лінійне, як у виразі (3.59). Це дозволить знизити обсяг службової інформації, що зберігається.

3.4. Аналіз результатів моделювання

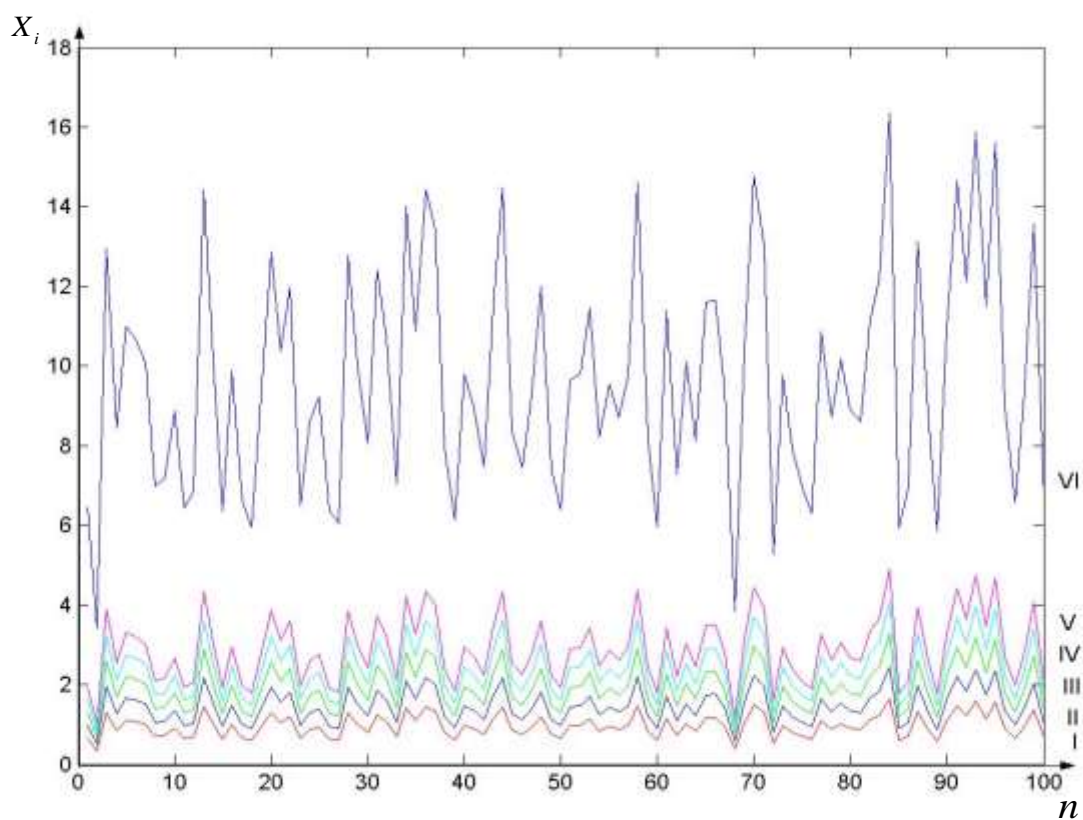
Тестування ефективності запропонованої процедури було здійснено за допомогою імітаційного моделювання сегмента мережі, який включає 5 незалежних найкоротших маршрутів від джерела до отримувача, за допомогою програмного продукту Matlab 6.5. При моделюванні навантаження на вузлі s було використано джерело трафіку із нормальним розподілом та математичним очікуванням, що дорівнює 10. Для оцінки ефективності запропонованого алгоритму на вузлі s було здійснено розподіл потоку як без процедур оптимізації, так і з їх застосуванням (рис. 3.29 а-б).

На рис. 3.29 а-б показано розподіл у часі вхідного потоку по безлічі шляхів. При розподілі без оптимізації (рис. 3.29 а) шлях із максимальною пропускною спроможністю має вищий пріоритет та «заповнюється» повністю. «Залишок» потоку прямує шляхом, що має максимальний пріоритет серед шляхів, що залишилися. Пріоритети шляхів визначаються виходячи з пропускних здібностей шляху. Як видно із рис. 3.29 а шлях, що має максимальну пропускну здатність 6, заповнюється повністю, далі заповнюється наступний шлях, з максимальним значенням 5 і т.д. Таким чином, при використанні такої схеми розподілу навантаження одні шляхи будуть перевантажені, в той час як інші простоюватимуть. На рис. 3.29 б видно, що при використанні оптимізації, всі

шляхи заповнюються більш компактно та значення x_i пропорційно до пропускної спроможності шляху.



а)



б)

Рисунок 3.29 – Розподіл потоку без процедур оптимізації (а)
та із оптимізацією (б)

На рисунку 3.30 зображено середні значення розміру потоку X_i на i -му шляху. З графіку видно, що у разі оптимального розподілу навантаження, середнє завантаження шляху досягає 52% (рис. 3.30-б), тоді як максимальне завантаження досягає 58%. (див. рис. 3.31). На відміну від цього, при використанні розподілу навантаження без оптимізації кілька шляхів завантажуються повністю, при цьому інші простоюють (3.30-а).

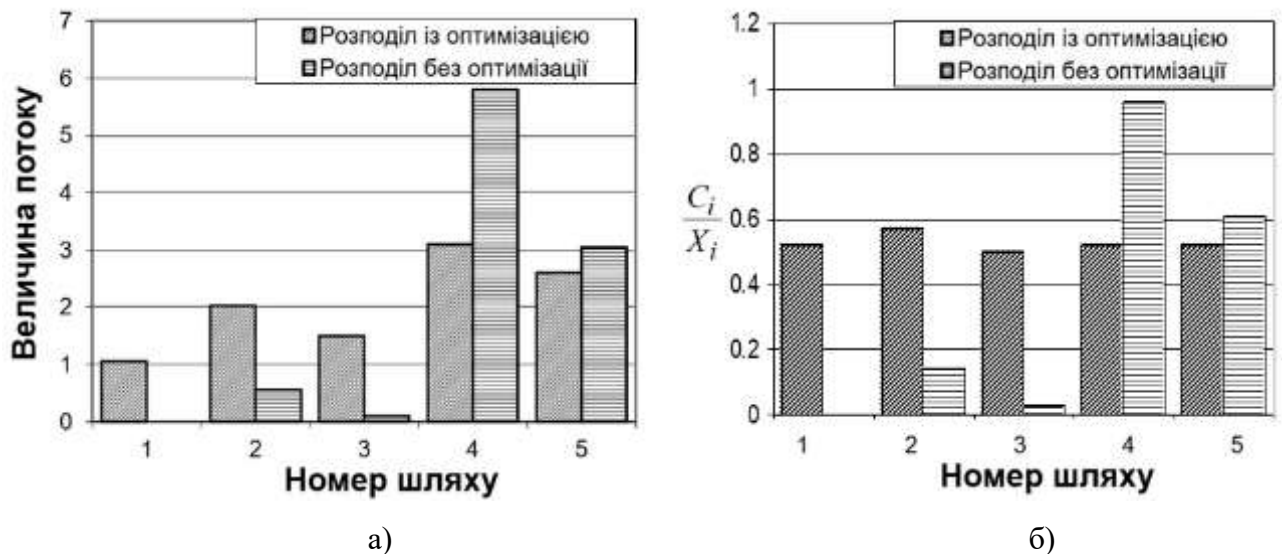


Рисунок 3.30 – Середні значення потоку за шляхом (а)

та значення параметра $\frac{C_i}{X_i}$

На рис. 3.31 наведено залежність $M\left[\max_i \left\{\frac{x_i}{c_i}\right\}\right]$ від значення n під час використання оптимізації. Математичне очікування у разі становить 0.58, тобто. 58% від значення $\max_i \left\{\frac{x_i}{c_i}\right\}$. Значення цього параметра під час використання розподілу навантаження без оптимізації дорівнює 1.

Пропоновані процедури розподілу навантаження моделювалися в Matlab 6.5. На рис. 3.332 наведено залежність часу вирішення задачі від розмірності мережі для алгоритму Галаггера та запропонованої евристичної процедури ремаршрутизації.

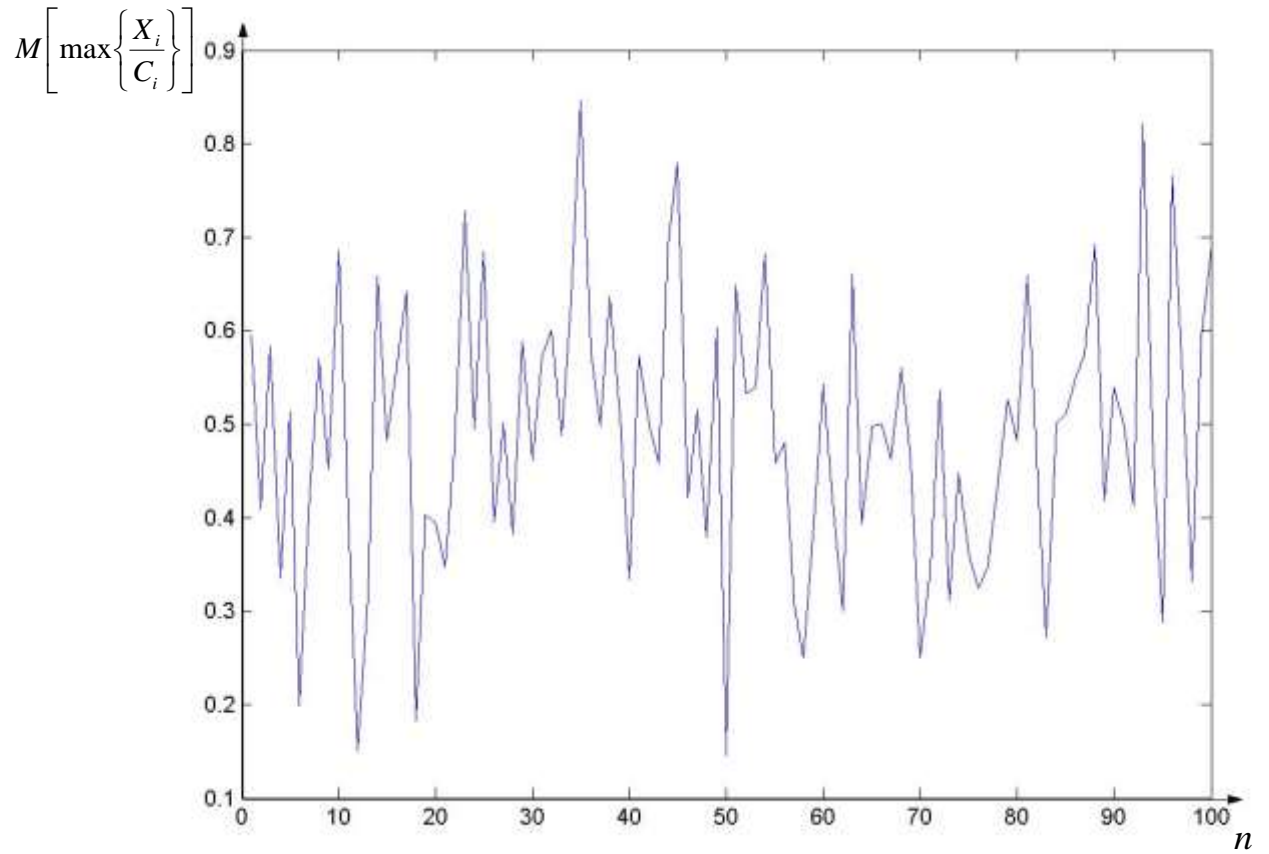


Рисунок 3.31 – Математичне очікування параметра $\max_i \left\{ \frac{x_i}{c_i} \right\}$

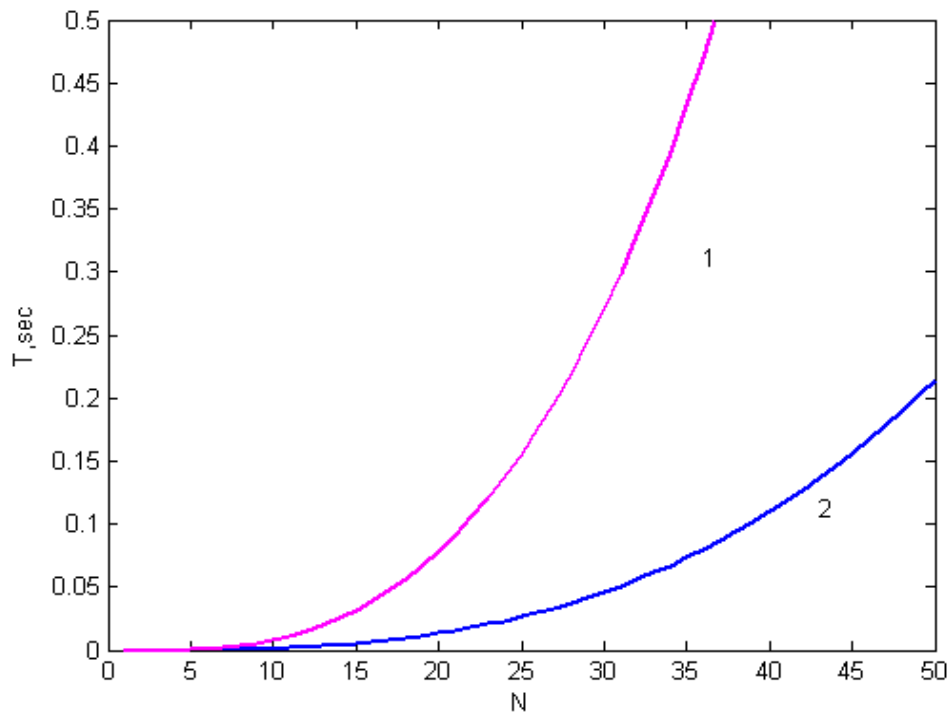


Рисунок 3.32 – Залежність часу розв'язання задачі від розмірності мережі 1- модель Галаггера, 2-евристичний алгоритм релаксації

Як бачимо на рис. 3.32 запропонована процедура має нижчу обчислювальну складність, порівняно з алгоритмом Галаггера. Враховуючи обмеження на збіжність 50 мс, що накладаються процедурами трафік інжинірингу [5], запропонований алгоритм перерозподілу навантаження можна використовувати в мережах розмірністю до 35 вузлів.

Особливу увагу при використанні евристичних процедур слід приділяти питанням збіжності. Математичний доказ збіжності запропонованого алгоритму виходить за межі даної роботи. Імітаційне моделювання показує збіжність запропонованої процедури (рис. 3.33)

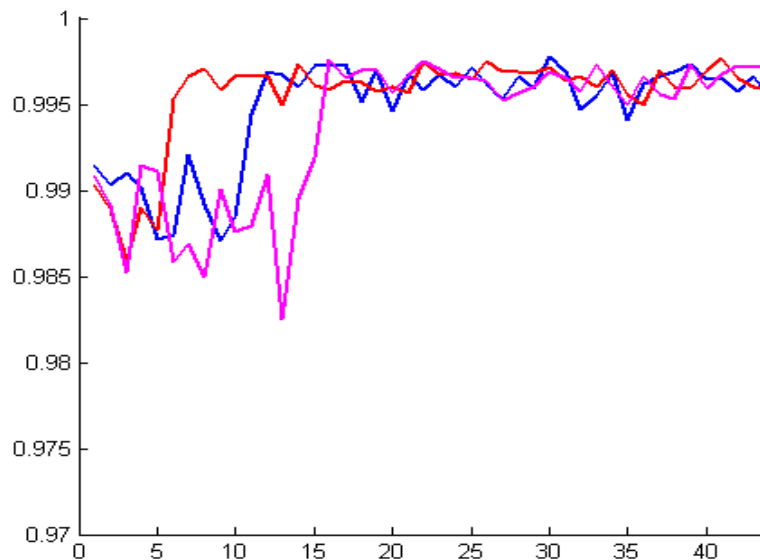


Рисунок 3.33 – Схожість алгоритму для мереж розміром 5, 10, 15 вузлів

Для графа 5 алгоритм централізованого управління сходиться на 5 кроці. У випадку мережі з 10 вершин збіжність спостерігається на 9 кроці. У разі графа з 15 вершин збіжність спостерігається на 11 етапі. Отже, можна дійти невтішного висновку у тому, що час збіжності евристичного алгоритму лінійно залежить кількості вершин.

3.5. Оцінка обчислювальної складності алгоритму

На основі аналізу результатів моделювання, представленого в попередньому пункті роботи, для вирішення завдання дослідження з позицій обраного підходу необхідно провести аналіз реалізованості запропонованого алгоритму маршрутизації в реальному часі.

Як відомо, реальний час визначається властивостями процесів, що протікають у певній окремо взятій системі, тому необхідно визначити інтервал часу, в якому має бути вирішена задача маршрутизації на етапі функціонування. Як такий інтервал часу доцільно вибрати час, протягом якого мають бути обрані альтернативні шляхи передачі трафіку.

Алгоритм багатоколіїної стратегії маршрутизації, запропонований у роботі, використовує для знаходження шляхів та розподілу навантаження методи пошуку найкоротших шляхів на графі, вирішення задачі багатокритеріальної оптимізації та математичного програмування. Обсяг обчислень для знаходження найкоротших шляхів за допомогою алгоритму Дейкстри, як відомо, дорівнює $O(N^2)$ де N – кількість вершин графа. Тоді, припустивши, що оптимальна кількість незалежних найкоротших шляхів дорівнює зв'язності графа мережі S (найгірший випадок), обсяг обчислень цієї частини завдання можна оцінити таким виразом:

$$E_1 \approx N^2 \cdot S \quad (3.74)$$

Обсяг обчислень під час вирішення завдання багатокритеріальної оптимізації визначається такими процедурами:

- 1) обчислення функцій корисності згідно з формулою (3.10);
- 2) побудова адитивного критерію, згідно з виразом (3.15);
- 3) знаходження оптимального рішення за заданих важливостей приватних критеріїв.

Припущення, що $cardM = S$ де M – безліч найкоротших шляхів, S – зв'язність графа мережі, обчислення функції корисності для 2-х критеріїв для S варіантів складе $2 \cdot 3 \cdot S$ операцій. Побудова адитивного критерію та знаходження

максимуму становитиме $4 \cdot S$ операцій. Тоді обсяг обчислень при вирішенні задачі багатокритеріальної оптимізації може бути оцінений за допомогою наступного виразу:

$$E_2 \approx 10 \cdot S \quad (3.75)$$

Для розподілу потоку в заданій мережі вирішувалося завдання лінійного програмування. Як вказується фахівцями в галузі математичного програмування, симплекс-метод є оптимальною процедурою для вирішення завдань лінійного програмування (ЗЛП) [56]. Існує безліч модифікацій цього методу, проте, як стверджують фахівці, жоден з варіантів симплекс-методу не може забезпечити суттєвого виграшу в часу обчислень. У [58] показано, що у випадку завдання лінійного програмування є NP- повної. Однак, [56] показано, що при вирішенні прикладних завдань, таких як знаходження максимального потоку та ін. симплекс-метод має поліноміальну складність. Обчислювальну ефективність симплекс-метода згідно [56], можна оцінювати за допомогою таких 2-х параметрів: числа ітерацій (можливих базисних рішень, які необхідні для досягнення оптимального рішення задачі) і сумарних витрат машинного часу, необхідного для вирішення задачі. Досвід вирішення безлічі практичних завдань демонструє, що як верхня межа ітерацій при вирішенні ЗЛП у стандартній формі з m обмеженнями і n змінними можна розглядати величину $2(m+n)$.

$$E_3 \approx 2(n+m)^2 \cdot (5m+3) \quad (3.76)$$

Для розглянутого завдання кількість обмежень втричі більша за кількість невідомих, тоді

$$E_3 \approx 180n^3 + 54n^2 \quad (3.77)$$

Час розв'язання задачі багатокілької стратегії маршрутизації можна оцінити за допомогою наступного виразу:

$$T = (E_1 + E_2 + E_3) \cdot t_{on} \approx [180 \cdot S^3 + 54S^2 + S(10 + n^2)] \cdot t_{on} \quad (3.78)$$

У табл. 3.3 наведено розрахунки часу вирішення задачі багатокілької стратегії маршрутизації для мереж різних розмірів та зв'язків для пристрою з $t_{on} = 10^{-9} c$.

Таблиця 3.3 – Розрахунок обчислювальної складності алгоритму
для різних мереж.

Число вершин мережі, N	Зв'язок мережі, S	Час вирішення задачі, с
30	5	$2,85 \cdot 10^{-5}$
30	20	$1,5 \cdot 10^{-3}$
50	10	$2,1 \cdot 10^{-4}$
50	30	$5,01 \cdot 10^{-3}$
100	20	$1,02 \cdot 10^{-3}$
100	50	$2,3 \cdot 10^{-2}$

З табл. 3.3 слідує, що час розв'язання задачі не перевищує допустимих 50мс, що дозволяє використовувати запропонований алгоритм у мережах MPLS-TE.

Обчислювальна складність процедури керування розподілом інформаційних потоків істотно залежить від розмірності матриці, її навантажень N зв'язності мережі S та числа ітерацій m. Як показано в [28], число ітерацій має порядок $O(N)$, тобто. процедура сходиться за N кроків. Для оцінки обчислювальної складності всієї процедури достатньо оцінити кількість елементарних обчислювальних операцій однієї ітерації. Розглянемо два варіанти: повнозв'язна мережа, як найгірший варіант, та мережу зв'язності S.

Згідно з наведеною моделлю, обчислювальна складність E_k , Число елементарних операцій, може бути визначено наступним виразом:

$$E_k = E_1 + E_2 + E_3 + E_4 \quad (3.79)$$

де E_1 – число елементарних обчислювальних операцій, необхідні обчислення всіх елементів основної матриці навантажень, E_2 – число операцій, необхідні обчислення поточних значень елементів матриць розкладання, E_3 – число операцій, необхідне обчислення поточних значень елементів матриці управління, E_4 – Число операцій, необхідне для обчислення критерію управління.

Матриця навантажень є трикутною матрицею з нульовою діагоналлю, кількість елементів матриці дорівнює величині $\frac{N(N-1)}{2}$. Кожен елемент повинен бути отриманий в результаті підсумовування елементів однієї з N матриць розкладання. Таким чином, кількість операцій дорівнюватиме:

$$E_1 = \frac{N(N-1)}{2} + (N-1) = \frac{(N-1)(N+2)}{2} \quad (3.80)$$

Обчислення елементів матриць розкладання складається з наступних етапів:

- визначення максимально завантаженого каналу;
- вибір обхідних шляхів для ремаршрутизації навантаження;
- визначення величини навантаження, яку необхідно перерозподілити;
- визначення нового значення навантаження каналу.

Як відомо, пошук максимального елемента з масиву розмірності $\frac{N(N-1)}{2}$

реалізується $\frac{N(N-1)}{2} - 1$ числом операцій порівняння, т.к. $N \gg 1$,

вважатимуться, що це число дорівнюватиме кількості елементів, тобто. $\frac{N(N-1)}{2}$

. Вибір номера вузла для побудови обхідних колій здійснюється з безлічі дволанкових обхідних колій, а повнозв'язної мережі кількість таких колій дорівнює $(N-2)$. Число операцій порівняння буде відповідати величині $(N-2) + (N-3)$.

Визначення величини, яку необхідно змінити поточне навантаження каналу, і визначення нового значення поточного навантаження каналу становитиме $\frac{N(N-1)}{2} \cdot 2$, тобто $N(N-1)$ операцій. Таким чином, обчислення елементів матриць розкладання складається з наступного числа операцій:

$$E_2 = \frac{N(N-1)}{2} + (N-2) + (N-3) + N(N-1) \quad (3.81)$$

Після перетворення маємо:

$$E_2 = \frac{3N^2 + N - 10}{2} \quad (3.82)$$

Матриця управління є сумою N матриць, що характеризують навантаження подвійних обхідних каналів, при цьому кожен член суми є навантаженням на обхідні шляхи для i -го вузла. Число елементів матриці управління, як впливає з її визначення, дорівнює $N(N-2)$. Кількість операцій, необхідне для обчислення всіх елементів матриці управління, згідно з формулами (3.80-3.81), дорівнює:

$$E_3 = 2 \cdot 3 \cdot N(N-2) \quad (3.83)$$

Для обчислення значення критерію керування необхідно $\frac{3 \cdot N(N-1)}{2} + 6$ операцій. Оскільки $N \gg 6$, то

$$E_4 \approx \frac{3 \cdot N(N-1)}{2} \quad (3.84)$$

Тоді загальну кількість операцій однієї ітерації процедури управління можна визначити наступною величиною:

$$E_k = \frac{(N-1)(N-2)}{2} + \frac{3N^2 + N - 10}{2} + 6N(N-2) + \frac{3N(N-1)}{2} \quad (3.85)$$

Після перетворення виразу (3.84) набуде наступного вигляду:

$$E_k = \frac{19N^2 - 29N - 8}{2} \quad (3.86)$$

Враховуючи що $\frac{29}{2}N \gg 8$, можна дати наближену оцінку кількості операцій однієї ітерації процедури управління.

$$E_k \approx 10N(2N-3) \quad (3.87)$$

Обчислювальна складність всіх N ітерацій можна оцінити наступним виразом.

$$E \approx 10N^2(2N-3) \quad (3.88)$$

Час обчислень відповідно дорівнюватиме наступній величині:

$$T \approx 10N^2(2N-3) \cdot t_{ii} \quad (3.89)$$

де t_{ii} – час виконання елементарної операції процесора. Для більшості сучасних процесорів t_{ii} має порядок 10^{-9} с. Тоді повний час обчислень складе таку величину:

$$T \approx N^2(2N - 3) \cdot 10^{-8} \quad (3.90)$$

3.6. Висновки за третім розділом

Розроблений алгоритм багатокількісної стратегії маршрутизації дає змогу розрахувати оптимальну кількість не пов'язаних між собою найкоротших шляхів, що сприяє ефективнішому використанню ресурсів в мережах, створених за допомогою технології MPLS-TE, для системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж.

Алгоритм включає у собі точні методи рішення, немає евристичних компонент, що дозволяє знайти рішення за кінцеве число кроків, тобто. гарантує збіжність алгоритму. Зроблений розрахунок обчислювальної складності показує, що алгоритм можливо використовувати навіть великого розміру з числом вузлів $N=100$ і вище, при цьому навіть у випадку зв'язності $S=50\%$ час рішення не перевищує допустиме (50мс).

Використання запропонованого алгоритму дозволяє суттєво знизити навантаження на окремі ділянки мережі та зробити оптимізацію навантаження, розподіливши трафік оптимальною кількістю шляхів. Як показало імітаційне моделювання, в окремому випадку використання запропонованої багатокількісної схеми маршрутизації досягне зниження до 40% загального навантаження на одиничні шляхи шляхом перерозподілу трафіку.

Враховуючи, що в даний час в мережах MPLS-TE використовується однокількісна схема маршрутизації, а багатокількісні рішення доступні лише у разі статичного налаштування, доцільним є використання розробленого алгоритму для вирішення задачі оптимальної багатошляхової маршрутизації для системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж.

З причини того, що трафік носить випадковий та нестаціонарний характер, у телекомунікаційних мережах можливі ситуації, за яких виникають перевантаження у тих чи інших елементах та ділянках цієї мережі. Це

призводить до критичних ситуацій, що вимагають вжиття заходів щодо перезапуску та рестарту мережі. Такі режими функціонування недостатньо досліджені, а існуючі технології не дають ефективних рішень щодо відновлення мережі.

Серед можливих методів вирішення критичних ситуацій у роботі мережі, коли трафік перевищує продуктивність цієї мережі, можна виділити два основні:

- метод обмеження навантаження;
- метод перерозподілу навантаження з урахуванням наявних можливостей мережевих ресурсів.

Другий метод має конструктивність в умовах обмежень на якість обслуговування та рекомендується для практичного використання.

Завдання відновлення мережі у критичних ситуаціях через її нестационарність може бути вирішене на основі управління відповідними ресурсами з використанням процедури рекурсивної оцінки стану трафіку. Алгоритм управління в даному випадку може бути побудований з використанням результатів теореми про поділ, тобто при можливості лінійного рішення, гауссовому характері процесу, що оцінюється, зміна трафіку, даний алгоритм реалізується у вигляді послідовності двох роздільних процедур – оптимальної стохастичної оцінки $\hat{x}(k)$ стану мережі та детермінованого лінійного управління ресурсами мережі, де керуючим параметром є отримана оцінка.

Розподілена структура телекомунікаційної мережі, інерційність виконавчих механізмів в елементах мережі призводить до того, що контур керування функціонує з певною затримкою. У умовах безпосереднє використання поточної оцінки реалізації управління важко. Запропоновано процедуру, яка дозволяє враховувати тимчасові затримки. Проаналізовано вплив інерційності контуру на якість керування. Показано, що поточний прогноз має сенс використовувати лише на інтервалі, що не перевищує $(0.3..0.5)\tau_{\text{від}}$, що задовольняється в основних технологіях мереж LAN та MAN. У глобальних мережах, де зазначене обмеження може порушуватися, реалізація управління можлива за поточними оцінками, а, по середнім, що також має позитивний сенс.

Запропонований евристичний алгоритм для перерозподілу інформаційних потоків може застосовуватися в різних конфігураціях мережі. В результаті моделювання показано, що у разі локального управління алгоритм сходиться довше, що пов'язано з відсутністю повної інформації про значення наведених завантажень T_{ij} . У ситуації, коли мережа не є повністю зв'язною, можливе застосування узагальненого алгоритму перерозподілу інформаційних потоків, що дає можливість застосовувати альтернативні маршрути з будь-яким числом сегментів.

Проведений аналіз обчислювальної складності показав, що одна ітерація запропонованої процедури має складність $O(N^2)$. Враховуючи, що процедура сходиться через N кроків, загальна обчислювальна складність у гіршому випадку (для повнозв'язкової мережі) матиме порядок $O(N^3)$. Для зменшення обчислювальної складності процедури можна перейти від матричного представлення значень наведених навантажень у вузлі до векторного. У цьому випадку процедура матиме порядок складності $O(N^2)$.

ВИСНОВКИ

Однією з основних проблем сьогоденних телекомунікацій вважаються питання багатокількісної стратегії маршрутизації та розподілу трафіку для системного адміністрування територіально розподілених комп'ютерних мереж. Практика показує, що класичні оптимізаційні процедури знаходження найкоротшого шляху хоча й вважаються оптимальними в плані вибору найкоротшого шляху, втім не вважаються такими з позиції оптимального використання мережевих ресурсів. При великій кількості вузлів у розподіленій мережі з'являється необхідність у переході до інших методів, які ґрунтуються на застосуванні кількох найкоротших незалежних шляхів.

Як показує проведений аналіз, найбільш раціональним можна вважати спосіб розподілу потокового трафіку, що зменшує навантаження на пристрої, а також не потребує перевпорядкування пакетів.

За допомогою імітаційного моделювання доведено доцільність обмеження кількості найбільш важливих маршрутів, обумовлених величинами трафіку та зв'язністю мережі, що дозволяє створити умови для максимізації складеного показника якості обслуговування. Спроектовані технологічні пропозиції дають змогу підвищити коефіцієнт застосування мережі на 20%.

Аналіз існуючих технологій також показав відсутність цільової процедури, яка призначена для відновлення мережі після переходу в критичні режими. Ця ситуація на практиці передбачає застосування особи, яка приймає рішення, та займає від 10 хв. до кількох годин. В зв'язку з цим в роботі пропонується процедура оптимізації, яка забезпечує розподіл трафіку на базі рекурсивних операцій, яка за кілька кроків дозволяє забезпечити стабільну роботу мережі. Запропонована двонаправлена рекурсивна операція з розподілу навантаження в обстановці критичного режиму надає можливість мінімізації втрати мережевого управління до кількох мілісекунд.

Спираючись на результати математичного моделювання, продемонстровано, що операції рестарту можуть забезпечити швидку збіжність мережі та подальшу стабільну роботу мережі при обранні співвідношення перерозподілу навантаження 1:5.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. General overview of NGN // ITU-T recommendation Y.2001, 2004.
2. General principles and general reference model for Next Generation Networks // ITU-T recommendation Y.2011, 2004.
3. Awduche D., MPLS and Traffic Engineering in IP Networks. //IEEE Communications Magazine., pp. 42-47, 1999.
4. Morrow M., Sayeed A., MPLS and Next-Generation Networks: Foundations for NGN and Enterprise Virtualization, CiscoPress., 2006, 422p.
5. Моделювання та оптимізація процесів безпечної та відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах : монографія / О. В. Лемешко, О. С. Єременко, М. О. Євдокименко, А. С. Шаповалова, Б. Слейман ; М-во освіти і науки України, Харків. нац. ун-т радіоелектроніки. – Харків : ХНУРЕ, 2022. – 198 с. – DOI : <https://doi.org/10.30837/978-966-659-378-1>.
6. Awduche D., Overview and principles of internet traffic engineering// RFC3272, 2002.
7. Awduche D., Requirements for traffic engineering over MPLS// RFC2702, 1999.
8. Moy J., "OSPF Version 2", RFC-2328, Internet Engineering Task Force, April 1998.
9. Cisco Systems. (2021). Огляд маршрутизаторів Cisco. https://www.cisco.com/c/uk_ua/products/routers/index.html
10. Лемешко О.В., Круглова А.О., Журавльова А.С., Лемешко В.О. Вдосконалена модель балансування навантаження в інфокомунікаційній мережі // Проблеми телекомунікацій. 2020. 2(27). С. 56-67. URL: https://pt.nure.ua/wpcontent/uploads/2021/11/202_lemeshko_balancing.pdf.
11. Лемешко О.В., Єременко О.С., Невзорова О.С. Поточкові моделі та методи маршрутизації в інфокомунікаційних мережах: відмовостійкість, безпека, масштабованість. – Харків: ХНУРЕ, 2020. – 307 с.

12. Алієв Д. Х. Дослідження ефективності засобів проактивного захисту приграничних маршрутизаторів IP-мережі : пояснювальна записка до кваліфікаційної роботи здобувача вищої освіти на другому (магістерському) рівні, спеціальність 125 Кібербезпека / Д. Х. Алієв ; М-во освіти і науки України, Харків. нац. ун-т радіоелектроніки. – Харків, 2023. – 61 с.
13. Lemeshko O. Analysis of Secure Routing Processes Using Traffic Engineering Model / O. Lemeshko, O. Yeremenko, M. Yevdokymenko, A. Shapovalova, V. Lemeshko, M. Persikov // 11th IEEE International Conference on Intelligent Data Acquisition and Advanced Computing Systems: Technology and Applications (IDAACS). Proceedings. Cracow, Poland, 2021. P. 951-955. DOI: 10.1109/IDAACS53288.2021.9660980.
14. Круглова А. О. Розробка та дослідження методу відмовостійкої маршрутизації у IP-мережі з проактивним захистом шлюзу за замовчуванням : пояснювальна записка до кваліфікаційної роботи здобувача вищої освіти на другому (магістерському) рівні, спеціальність 172 Телекомунікації та радіотехніка / А.О. Круглова ; М-во освіти і науки України, Харків. нац. ун-т радіоелектроніки. – Харків, 2022. – 80 с.
15. Швецов К. О. Аналіз протоколів маршрутизації для мереж з високою пропускною здатністю / К. О. Швецов, О. П. Макаренко, О. А. Янковський // Сучасні напрями розвитку інформаційно-комунікаційних технологій та засобів управління : тези доп. 13-ї міжнар. наук.-техн. конф., 26-27 квітня 2023 р., Баку–Харків–Жиліна : [у 2 т.]. Т. 2 : секція 2 / Нац. ун-т оборони Азербайджанської Республіки [та ін.]. – Харків : Impress, 2023. – С. 96.
16. Персіков М. А. Кіберстійка маршрутизація у критично важливих мережах / М. А. Персіков, В. О. Лемешко, Д. Кашаїджа // XIV Міжнародна науково-технічна конференція студентів та аспірантів «Перспективи розвитку інформаційно-телекомунікаційних технологій та систем» ПРІТС 2022 : Збірник тез конференції. К.: КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2022. – С. 226.

17. Lemeshko, O., Yeremenko, O. (2017), "Enhanced method of fast re-routing with load balancing in software-defined networks", *Journal of Electrical Engineering*, No. 68(6), P. 444–454. DOI: <https://doi.org/10.1515/jee-2017-0079>.
18. Chhaytli A. Providing cyber resilience in software-defined networks by secure routing means / A. Chhaytli, M. Persikov // *Infocommunication technologies and electronic engineering*, 1(1), 2021. P. 11-19. DOI: 10.23939/ictee2021.01.011.
19. Водзинський, Є. Ю. Дослідження та програмна реалізація системи адаптивної оптимізації маршрутизації мережі інформаційних та комп'ютерних систем : кваліфікаційна магістерська робота : спец. 122 "Комп'ютерні науки" / наук. кер. Т. В. Смірнова ; Центральноукраїн. нац. тех. ун-т. – Кропивницький : ЦНТУ, 2022. – 169 с.
20. Кухарець Д., Чижиченко Д. Віртуальні локальні мережі VLAN: призначення, методи, якість обслуговування та методи оцінки характеристик продуктивності. // Політ. Сучасні проблеми науки: тези доповідей XXIII Міжнародної науково-практичної конференції здобувачів вищої освіти і молодих учених . – Національний авіаційний університет. – Київ, 2023. С. 11-12
21. Романов О.І., Несторенко М.М., Правило В.В., Проблеми проектування і управління телекомунікаційними мережами та шляхи їх вирішення // *Радіотехніка. Всеукр. межвідомств. науч.-техн. сб.* 2006. Вип.144. С. 53-58.
22. Штіммерман А. М., Якимчук Н. М., Сорокін Д., Торошанко А. І. Управління мережним трафіком на основі диференційованих і інтегрованих послуг. *Телекомунікаційні та інформаційні технології: наук. журн.* Київ: ДУТ, 2020. № 4 (69). С. 60–68. doi: 10.31673/2412-4338.2020.046068.
23. Apostolopoulos G., Guerin R., Kamat S., and others, "Improving QoS Routing Performance Under Inaccurate Link State," in *Proceedings of the 16th International Teletraffic Congress (ITC'16)*, Edinburgh, 1999.
24. Casetti C., Cigno R.L., Mellia M., and others, "A New Class of QoS strategies

- Based on Network Graph Reduction,” in Proceedings of the Conference on Computer Communications (IEEE INFOCOM’02), 2002.
25. Chen S., Nahrstedt K., “An Overview of Quality of Service Routing for Next-Generation High-Speed Networks: Problems and Solutions,” IEEE Network Magazine, vol. 12, no. 6, 1998.
 26. Chen S., Nahrstedt K., "An Overview of Quality-of-Service Routing for the Next Generation High-Speed Networks: Problems and Solutions", IEEE Network Magazine, Special Issue on Transmission and Distribution of Digital Video, Vol. 12, No. 6, November – December 1998, pp. 64-79.
 27. .D. Orda, T.V. Jensen, O. Gehrke, & H.W. Bindner (2019). “Efficient Routing for Overlay Networks in a Smart Grid Context”. Proceedings of the 8th International Conference on Smart Cities and Green ICT Systems (SMARTGREENS 2019), Heraklion, Crete, Greece, 2019, pp. 251-258.
 28. Cidon I., Rom R., Shavitt Y., Analysis of Multi-Path Routing, IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 7, no. 6, pp. 885 – 896. 1999.
 29. Crawley E. and others, "A Framework for QoS-based Routing in the Internet", RFC-2386, 1998.
 30. Awduche D., Berger L., Gan D. and others, RSVP-TE: Extensions to RSVP for LSP Tunnels, RFC-3209, 2001
 31. Rosen E., Tappan D., Fedorkow G., and others, MPLS Label Stack Encoding // RFC 3032, 2001.
 32. Elwalid A., Jin C., Low S., Widjaja I., MATE: MPLS Adaptive Traffic Engineering 2001.
 33. Кучук Г.А. Метод перерозподілу пропускної здатності критичної ділянки мережі на основі удосконалення ON/OFF – моделі трафіку / Г.А. Кучук, А.С. Свиридов, А. А. Коваленко. // Сучасні інформаційні системи. Харків: НТУ «ХПІ», 2018. – Том 2, No 2. – С. 139-144.
 34. A. Kahfi and P. W. Purnawan, “Simulasi dan Analisis QoS pada Jaringan MPLS IPv4 dan IPv6 Berbasis Routing OSPF,” J. Maest., vol. 1, no. April, pp. 73–79, 2018.

35. B. Anupkumar, M, N. N, and L. S. Jyothi, "Traffic Prioritization in MPLS Enabled OSPF Network," IEEE, vol. 6, no. World Congress on Information and Communication Technologies, pp. 132–137, 2012.
36. Ergun F., Sinha R., Zhang L., "QoS Routing with Performance-Dependent Costs," in Proceedings of the Conference on Computer Communications (IEEE INFOCOM'00), 2000.
37. Faucheur F. Le, Wu L., Davie B., and others, Multi-Protocol Label Switching (MPLS) Support of Differentiated Services // RFC-3270, 2002
38. Faucheur F. Le, Lai W., Requirements for Support of Differentiated Services-aware MPLS Traffic Engineering // RFC-3564, 2003
39. Форд Л., Фалкерсон Д. Потоки в сетях: Пер. с англ. М.: Мир, 1966. 276 с.
40. Fortz B., Thorup M., Internet traffic engineering by optimizing OSPF weights. In INFOCOM (2), pages 519–528, 2000.
41. Guichard J. , Faucheur F. , Vasseur J.-P. , Definitive MPLS Network Designs, CiscoPress, 2005. – 552p.
42. Hao F., Zegura E., "On Scalable QoS Routing: Performance Evaluation of Topology Aggregation," in Proceedings of the Conference on Computer Communications (IEEE INFOCOM' 00), 2000.
43. Heusse M., Kermarrec Y., A new routing policy for load balancing in communication networks. In ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications, pages 267–272, Beirut, Lebanon, 2001.
44. Hussain I., Fault-Tolerant IP and MPLS Networks, CiscoPress, 2004, 336p.
45. Lang J., Rajagopalan B., Papadimitriou D., Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Recovery Functional Specification, RFC-4426, 2006
46. Kompella K., Swallow G., Detecting Multi-Protocol Label Switched (MPLS) Data Plane Failures, RFC-4379, 2006
47. Thompson K., Miller G.J., and Wilder R., "Wide-area internet traffic patterns and characteristics", IEEE Networks, 6(6), Dec. 1997.
48. Kodialam M., Lakshman T. Minimum Interference Routing with Applications to MPLS Traffic Engineering

49. Korkmaz T., Krunz M., Multi-Constrained Optimal Path Selection. IEEE INFOCOM'01, vol.2, pp. 834 -843, 2001.
50. Kwon M., Fahmy S., “Topology-Aware Overlay Networks for Group Communication,” in Proceedings of the ACM NOSSDAV, pp. 127–136. 2002.
51. Da Silva, A.S., Smith, P., Mauthe, A., Schaeffer-Filho, A. (2015), “Resilience support in softwaredefined networking”, Computer Networks, No. 92, P. 189–207. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.comnet.2015.09.012>
52. Кільчицький Є.В., Стеклов В.К. Особливості управління телекомунікаційними мережами та послугами в екстремальних умовах // Радіотехніка. Всеукр. міжведомств. науч.-техн. сб. 2002. Вып.128. С. 63-66.
53. Liu G., Ramakrishnan K.G., A Prune: an algorithm for finding k shortest paths subject to multiple constraints. In Proceedings of the INFOCOM 2001 Conference, pages 743.749, Anchorage, Alaska, April 2001. IEEE.
54. Mieghem P., Neve H., Kuipers F., Hop-by-hop quality of service routing, Computer Networks, vol. 37, pp. 407-423, 2001.
55. Murali Kodialam, T. V. Lakshman, Minimum Interference Routing with Applications to MPLS Traffic Engineering, 2001.
56. Rak, J. (2015), Resilient Routing in Communication Networks (Computer Communications and Networks), 1st edition. Springer, 181 p.
57. Pan P., Swallow G., Atlas A., Fast Reroute Extensions to RSVP-TE for LSP Tunnels, RFC-4090, 2005
58. Lemeshko, O., Yeremenko, O., Yevdokymenko, M. (2019), “MPLS Traffic Engineering Solution of Multipath Fast ReRoute with Local and Bandwidth Protection”, Advances in Computer Science for Engineering and Education II, ICCSEEA 2019, Advances in Intelligent Systems and Computing, Springer, Cham, No. 938, P. 113–125. DOI: https://doi.org/10.1007/978-3-030-16621-2_11
59. QoS routing via multiple paths using bandwidth reservation // Proc. IEEE Infocom. San Francisco, 1998. Vol. 1. P. 11-18.

60. Tipper, D. (2014), "Resilient network design: challenges and future directions", *Telecommunication Systems*, No. 56(1), P. 5–16. DOI: <https://doi.org/10.1007/s11235-013-9815-x>.
61. Raju J., Garcia-Luna-Aceves J.J. A New Approach to On-demand Loop-Free Multipath Routing // *Proc. IEEE IC3N*. Boston, 1999. P. 53-62
62. Raz D., Shavitt Y., Raz D., and oth., Optimal partition of QoS requirements with discrete cost functions, *IEEE INFOCOM'00*, vol.2, pp. 613 –622, 2000.
63. Savage S., Anderson T., Aggarwal A., and others, "Detour: A Case for Informed Internet Routing and Transport," *IEEE Micro*, vol. 1, no. 19, pp. 50–59. – 1999.
64. Seok Yo., Lee Yo., Choi Ya. Dynamic constrained multipath routing for MPLS networks // *Proc. of IEEE ICCCN*. Scottsdale, 2001. Vol.2., №1. P. 348-353.
65. Seok Yo., Lee Yo., Choi Ya., Kim C. A constrained multipath traffic engineering scheme for MPLS networks // *Proc. of IEEE ICC 2002*. 2002. New York. P. 2431-2436.
66. Subhash Suri, Marcel Waldvogel, Daniel Bauer, and Priyank Ramesh Warkhede, *Profile-Based Routing and Traffic Engineering*, 2001
67. Suwala G., Swallow G., SONET/SDH-Like resilience for IP networks: a survey of traffic Protection Mechanisms. *IEEE Network*. 2004. – p.20-25.
68. Suzuki H., Knysh B., Tolley B., "Carrier Class Optical Ethernet," *NFOEC 2002 Conf.*, Dallas, TX, Sept. 15–19 2002.
69. Swallow G., MPLS advantages for traffic engineering. *IEEE communications magazine*, 37(12):54 –57, 1999.
70. V. Sharma, F. Hellstrand Framework for Multi-Protocol Label Switching (MPLS)-based Recovery, *RFC-3469*, 2003
71. Villamizar C., "MPLS Optimized Multipath (MPLS-OMP)", *Internet Draft*, February 1999.
72. Villamizar C., "OSPF Optimized Multipath (OSPF-OMP)", *Internet Draft*, February 1999.
73. Vutukury S. Multipath routing mechanisms for traffic engineering and quality of service in the Internet // *PhD Dissertation*. University of Kalifornia, 2001. 152 p.

74. Vutukury S., Garcia-Luna-Aceves J. J. A Distributed Algorithm for Multipath Computation. // Proc. IEEE GLOBECOM. Rio de Janeiro, 1999. 1203-1207.
75. Vutukury S., Garcia-Luna-Aceves J. J. MDVA: A Distance-Vector Multipath Routing Protocol // Proc. IEEE INFOCOM. Anchorage, 2001. P. 557-564.
76. Vutukury S., Garcia-Luna-Aceves J.J. MPATH: a loop-free multipath routing algorithm // Elsevier Journal of Microprocessors and Microsystems. 2001. № 24 (6). P. 319-327.
77. Vutukury S., Garcia-Luna-Aceves J. J. An Algorithm for Multipath Computation Using Distance-Vectors with Predecessor Information // Proc. IEEE International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN). Boston, 1999. P. 534-539.
78. Vutukury S., Garcia-Luna-Aceves J.J. A Simple Approximation to Minimum Delay Routing // Proc. ACM SIGCOMM. Cambridge, 1999. P.39-50.
79. Wang Y., Wang Z. Explicit routing algorithms for Internet Traffic Engineering // Proc. of 8th International Conference on Computer Communications and Networks. Paris, 1999. P. 582-588.
80. First Hop Redundancy Protocols Configuration Guide. Cisco IOS Release 15.1 M&T (2018). Americas Headquarters Cisco Systems, Inc., 164 p.
81. Wang Z., Crowcroft J., "Quality-of-Service Routing for Supporting Multimedia Applications," IEEE JSAC, Vol. 14, No. 7, pp. 1228-1234, 1996.
82. Osborne, E. D., Simha, A. (2003), Traffic engineering with MPLS, Cisco Press, 608 p.
83. M. Iqbal, M. Rifqi, and Amarudin, "Anilisis Perbandingan QoS (Quality of Service) Pada Routing Protocol OSPF dan BGP Menggunakan Mikrotik," in Proceedings Seminar Nasional Riset Ilmu Komputer (SNRIK) Universitas Muslim Indonesia, 2016, p. 47.
84. Yongho Seok, Youngseok Lee, Yanghee Choi, Changhoon Kim,
85. Yuan X.. Heuristic algorithms for multiconstrained quality-of-service routing. IEEE/ACM Transactions on Networking, 10(2):244.256, 2002.

86. Zaumen W. T., Garcia-Luna-Aceves J.J. Loop-Free Multipath Routing Using Generalized Diffusing Computations // Proc. IEEE INFOCOM '98. San Francisco, 1998. P. 1408-1417.
87. Chiesa, M., Kamisiński, A., Rak, J., Rétvári, G., Schmid, S. (2021), “A Survey of Fast-Recovery Mechanisms in Packet-Switched Networks”, IEEE Communications Surveys & Tutorials, No. 23(2), P. 1253–1301. DOI: <https://doi.org/10.1109/COMST.2021.3063980>.
88. Gallager R., A minimum delay routing algorithm using distributed computation., IEEE Trans. On Communications, pp73-85, 1985.
89. Types and characteristics of SDH network protection architectures // ITU-T Recommendation G.841, 1998.
90. Ethernet protection switching // ITU-T Recommendation G.8031/Y.1342, 2006.
91. Rosen E., Viswanathan A., Callon R., Multiprotocol label switching architecture. // RFC-3031, 2001.
92. Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) access method and physical layer specifications // Standard IEEE-802.3, 2005
93. Resilient packet ring (RPR) access method and physical layer specifications // Standard IEEE-802.17, 2004.
94. Tsiang D., Suwala G., The Cisco SRP MAC Layer Protocol // RFC-2892, 2000.
95. M. Imran, M. A. Khan, and M. A. Qadeer, “Design and Simulation of Traffic Engineering using MPLS in GNS3 Environment,” no. ICCMC, pp. 1026–1030, 2018.
96. Malkin G., RIP Version 2 Carrying Additional Information // RFC-1723, 1994.
97. Hedrick C., Routing Information Protocol // RFC-1058, 1988.
98. Braden R., L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, Resource ReSerVation Protocol (RSVP) – Version 1 Functional Specification // RFC-2205, 1997.

ДОДАТКИ

Додаток А

Вимоги до алгоритмів багатоколіїної маршрутизації для вирішення задачі трафік-інжинірингу в мережах MPLS-TE

Специфіка мереж з мультипротокольною комутацією міток накладає додаткові обмеження на протоколи та математичні алгоритми багатоколіїної маршрутизації, що використовуються. Відповідно до [1-3], алгоритми багатоколіїної маршрутизації повинні задовольняти наступним вимогам.

- 1) Необхідність використання алгоритмів, що дозволяють розрахувати шлях у реальному часі, про «онлайн» алгоритмів. При вирішенні задачі трафік інжинірингу зазвичай передбачається, що всі вимоги до обслуговування трафіку відомі, при цьому можливі шляхи для розподілу трафіку визначені заздалегідь. На практиці використовується гібридний підхід, що поєднує офлайнову фазу, що дозволяє розрахувати найкоротші шляхи, а потім зробити оптимальне розподіл потоків і онлайнову фазу, в ході якої потоки розподіляються по коліях. При цьому висуваються суперечливі вимоги, з одного боку, оптимальне розподілення трафіку, з іншого – мінімальна затримка при виконанні маршрутизації.
- 2) Доступність відомостей про граничні маршрутизатори, тобто. про точки входу та виходу шляху з комутацією за мітками (LSP). Оскільки MPLS-мережа, з погляду кінцевих користувачів, являє собою двоточковий канал між вхідним і вихідним комутуючим маршрутизаторам (LSR), для маршрутизації трафіку, необхідно попередньо створити шлях для передачі трафіку до вузла призначення. Після вирішення цього завдання кінцеві маршрутизатори мають відомості про всі шляхи між входом та виходом, а також інформацію про ресурси у кожному шляху.
- 3) Можливість ремаршрутизації під час збою з подальшою оптимізацією розподілу трафіку в мережі. У сучасних мережах висувається вимога

пошуку обхідного шляху протягом 50мс після збою. У зв'язку з цим алгоритм маршрутизації повинен враховувати можливість перерозподілу трафіку у разі виходу з ладу каналу чи вузла. Ця вимога передбачає, що існують обхідні шляхи, якими можна здійснювати перерозподіл навантаження.

- 4) Враховувати можливість агрегування потоків. Для реалізації диференційованого обслуговування MPLS-мітка містить поле, що дозволяє реалізувати до 8 класів обслуговування. Відповідно до цієї вимоги алгоритм маршрутизації повинен здійснювати маршрутизацію, беручи до уваги пріоритет агрегованого потоку.
- 5) Облік обмежень, що накладаються правилами системної політики. Алгоритм маршрутизації повинен враховувати обмеження, що накладаються системною політикою. Як приклад таких обмежень можна привести обмеження QoS на обслуговування трафіку.

Додаток Б

Основні потокові моделі ТКМ

У процесі аналізу рішень задач БКМ найчастіше виникає необхідність обчислення найкращого значення функції потоку, що протікає від джерела до стоку, що, зазвичай, пов'язані з однопродуктовим потоком, оскільки потоки у дугах мережі відповідають потокам деякого однорідного продукту. Ключове значення в мережевому моделюванні має теорема про максимальний потік, яка запропонована Фалкерсоном і Фордом [39]: для будь-якої мережі з одним джерелом та одним стоком величина найбільшого потоку від джерела до стоку дорівнює величині найменшого розрізу. За допомогою алгоритмів визначають найбільший потік, крім цього визначають найменший розріз. Внаслідок цього, по-перше, для завдання максимізації потоку наочно видно «вузькі місця», і, по-друге, надається можливість вирішення деяких завдань про оптимальні розрізання (розбиття) мереж. Було встановлено, що мінімаксні теореми та алгоритми для різноманітних завдань схожі один з одним і фактично вважаються конкретизаціями алгоритму збільшують шляхів та теореми про найбільший потік та найменший розріз Фалкерсона та Форда. Завдяки цьому набувається можливість зосередити зусилля на організації ефективних поточкових алгоритмів.

Окремі комбінаторні завдання, які виникають як завдання на матрицях і графах, припускають поточкову інтерпретацію і можуть вирішуватися за допомогою однократного або багаторазового знаходження найбільшого потоку в мережі. Поточковий підхід до комбінаторних завдань також був заснований Фалкерсоном та Фордом, та використаний до завдань із балансування навантаження [56, 82]. Для великої кількості завдань було встановлено значну однаковість, як у доказах мінімаксних теорем, – аналогах теореми про найбільший потік і найменший розріз, так і в способах вирішення, – аналогах способу збільшуються шляхів Фалкерсона і Форда. Внаслідок цього розробка нових алгоритмів знаходження найбільшого потоку в мережі фактично позначає

виникнення нових алгоритмів у вирішенні комбінаторних потокових завдань.

Мережеві методи на противагу комбінаторним алгоритмам вважаються більш адаптованими під вирішення багатопродуктових та (або) багатополюсних завдань, що пов'язано з паралельним розрахунком безлічі шляхів у мережі. Втім, головним засобом розв'язання багатополюсних завдань вважається редукція до задачі про найбільший потік у мережі з одним джерелом і одним стоком або до таких завдань. Потокові багатополюсні завдання (завдання пошуку потоку максимальної загальної потужності, завдання пошуку допустимого потоку найбільшої потужності, завдання на допустимість) можуть безпосередньо інтерпретуватися під завдання БКМ.

Потік дугою в мережах з неорієнтованими дугами може протікати в різному напрямку. Якщо потік вважається одне продуктивним, то є можливість заміни неорієнтованої дуги двома протилежно спрямованими дугами. З метою перенесення аналізованих підсумків на неорієнтований випадок буде достатнім кожен галузь замінити двома дугами, інцидентними тим же вершинам, які йдуть у взаємно протилежних напрямках і мають однакові пропускні можливості. Зробити це можна завдяки тому, що потоки, які протікають протилежними напрямками, поглинаються один одним. Втім, у процесі моделювання багатопродуктових мереж з'являються деякі складнощі, оскільки для багатопродуктового потоку подібну заміну здійснити не можна через те, що потоки різних продуктів, які протікають за протилежними напрямками, не поглинаються один одним, а підсумовуються, а сумарна величина потоку не може перевищувати пропускну спроможність дуги.

У масштабах мережевих моделей задача про найбільший багатопродуктовий потік, подібно до завдання про багатопродуктовий потік найменшої вартості, вважається вкрай складною. Їхні рішення забезпечуються виключно для деяких специфічних випадків. Наприклад, внаслідок розв'язання задачі (алгоритм Гоморі-Ху) встановлюються найбільші потоки між усіма вузлами мережі (багатополюсний найбільший потік), проте не враховуючи впливу один на одного. Схожа ситуація і в задачі про багатополюсний ланцюг з

найбільшою пропускнуою здатністю.

В орієнтованих мережах розв'язувані багато продуктові завдання зведені до одно продуктових багатополіусних завдань [39]. Є підхід, при якому з метою вирішення багато продуктової задачі вважається достатнім вирішити модельну продуктову задачу, а потім побудований один продуктової потік розділити на компоненти. Втім, такий підхід у додатку до завдань БКМ адекватним не вважається. Виявляється це у тому випадку, якщо той самий вузол вважається джерелом і стоком потоків різних продуктів. Результативні рішення були отримані лише для випадку двох продуктових неорієнтованих завдань (завдання X_u). Для завдання X_u є і ефективно може бути побудований потік, який максимізує разом із сумарною потужністю та потужністю потоку якогось продукту.

В [52, 73] запропоновано підхід до забезпечення збалансованого завантаження мережі шляхом розрахунку K -Коротких шляхів за допомогою узагальненого алгоритму Дейкстри, де в якості метрики вибиралося або число переприйомів, або показники пропускнуої спроможності тракту передачі. Необхідні результати були отримані під час вирішення задачі пошуку K шляхів із вузла s у вузол t $\{P_k \mid 0 < k \leq K\}$ так щоб

$$\varphi(P_k) \geq \varphi_n^k, \forall 0 < k \leq K \text{ і } \varphi(P_k) = \min_{(i,j) \in P_k} \varphi_{ij} \quad (\Gamma.1)$$

де φ_n^k – потрібна пропускна спроможність (ПС) шляху P_k , φ_{ij} – ПС тракту передачі (i, j) .

Крім того, залежно від критеріїв та процедур вибору з розрахованої безлічі шуканих K шляхів у роботі [52, 73] запропоновані наступні п'ять алгоритмів: BKW (Best-K-Widest), RKW (Random-K-Widest), SKW (Shortest-K-Widest), BKS (Best-K-Shortest), WKS (Widest-K-Shortest).

У роботах [64, 65] запропоновано підхід до потокового моделювання задач БКМ та балансування навантаження як розв'язання задач лінійного, динамічного та цілісного програмування. У випадку вирішення завдання засобами БКМ розглядається мережа, подана як спрямованого графа, об'єднана спрямованими

зв'язками, тобто. канал (i,j) вважається відмінним від (j,i) . Вимоги обслуговування трафіку між двома кінцевими вузлами також спрямовані, тобто. вимога від вузла s до вузла t відрізняється від вимоги у напрямку – від t до s . У [79] при вирішенні задачі розподілу потоку передбачається, що маршрутизація виконується між кінцевими пристроями і трафік, що надійшов на обслуговування, не перевищує загальну пропускну здатність каналу, при цьому вирішуються задачі мінімізації максимального використання каналу.

Надалі пропонується дві моделі розподілу трафіку: розподіл з біфуркацією та без біфуркації. У першому випадку множинні маршрути можуть бути використані для обслуговування трафіку між двома кінцевими вузлами. Для вирішення цього завдання формулюється завдання лінійного програмування. У другому – лише один шлях використовується для обробки трафіку.

Припустимо, що граф $G = (M, E)$ представляє структуру ТКМ, де M вважається безліччю вузлів мережі, а E – Багато дуг (трактів передачі) ТКМ. Для будь-якої дуги $(i, j) \in E$ властива пропускна спроможність φ_{ij} . Допустимо також K вважається безліччю трафіків, що обслуговуються мережею. Тоді для $k \in K$ слід вказати λ_k, s_k і t_k , необхідну смугу пропускання, відповідно вузол-джерело та вузол-одержувач. Для будь-якого зв'язку $(i, j) \in E$ та переданого трафіку $k \in K$ величина X_{ij}^k характеризує частину необхідної смуги пропускання даного трафіку від пропускну спроможності тракту. Також нехай величина α є максимальним порогом використання трактів мережі. Тоді завдання маршрутизації із забезпеченням запитів ТЕ буде сформульовано таким чином:

$$\min_x \alpha, \quad (\Gamma.2)$$

$$\sum_{j:(i,j) \in E} X_{ij}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} X_{ji}^k = 0 \text{ при } k \in K, i \neq s_k, t_k; \quad (\Gamma.3)$$

$$\sum_{j:(i,j) \in E} X_{ij}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} X_{ji}^k = 1 \text{ при } k \in K, i = s_k; \quad (\Gamma.4)$$

$$\sum_{k \in K} \lambda_k X_{ij}^k \leq c_{ij} \alpha; \alpha \geq 0; (i, j) \in E. \quad (\Gamma.5)$$

При цьому в залежності від типу додатково обмежень на змінні, що накладаються. X_{ij}^k Завдання може класифікуватися подвійно. Якщо є обмеження

$$0 \leq X_{ij}^k \leq 1 \quad (\text{Г.6})$$

сформульована задача набуває вигляду звичайної задачі лінійного програмування, а якщо мають місце обмеження

$$X_{ij}^k \in \{0,1\} \quad (\text{Г.7})$$

то це завдання цілісного програмування.

Цільова функція (Г.2) характеризує мінімізовану величину максимального завантаження трактів передачі, а виконання обмежень гарантує збереження потоку у вузлах (Г.3, Г.4) та запобігання перевантаженню тракту (i, j) (Г.5), а обмеження (Г.6) і (Г.7) визначають відповідно багатоколійний або одноколійний спосіб доставки пакетів трафіків, що обслуговуються.

Додаток В

Моделі БКМ, що базуються на мережах масового обслуговування

У роботах [33] запропоновано потокову модель (модель Галлагера), в масштабах якої передбачається як критерій якості розв'язання задачі маршрутизації застосовувати такий вираз:

$$D_{\Sigma} = \min_{\lambda} \sum_{(i,j)} D_{ij}(\lambda_{ij}) \quad (\text{Д } 1)$$

де кожна функція D_{ij} є монотонно зростаючою, якою зазвичай вибирається співвідношення

$$D_{ij}(\lambda_{ij}) = \frac{\lambda_{ij}}{\varphi_{ij} - \lambda_{ij}} + \tau_{ij} \lambda_{ij} \quad (\text{Д } 2)$$

λ_{ij} – потік (1/с), що проходить трактом (i, j) ; φ_{ij} – ПС тракту (i, j) (1/с); τ_{ij} – затримка пакетизації та розповсюдження пакетів (с).

Формульний вираз (Д.2) було отримано у процесі розгляду ТКМ як мережу масового обслуговування. В цьому випадку D_{Σ} відповідає середній кількості пакетів, що у системі. Іншим вартісним критерієм по відношенню до (Д.1) з аналогічними якісними властивостями є $\max_{(i,j)} \left\{ \frac{\lambda_{ij}}{\varphi_{ij}} \right\}$, Чисельно характеризує максимум коефіцієнта використання лінії [98]. Якщо r_{ij} вважається інтенсивністю вхідного потоку (1/с), який надходить у мережу за допомогою вузла i призначений для вузла j ; γ_{ij} вважається сумою вхідного потоку та потоку, який надходить на вузол i від суміжних вузлів сусідів для вузла j ; маршрутна змінна ϕ_{jk}^i вважається частиною потоку γ_{ij} , який відправляє вузол i трактом (i, k) . При вирішенні необхідно виконувати умову збереження потоку

$$\gamma_{ij} = r_{ij} + \sum_{k \in M^i} \gamma_{kj} \phi_{ji}^k \quad \text{при} \quad \sum_{j \in M} \gamma_{ij} \phi_{jk}^i = \lambda_{ik}. \quad (\text{Д.3})$$

Тоді на маршрутні змінні накладаються такі умови:

$$\phi_{jk}^i = \begin{cases} 0, & \text{если } i = j; \\ \geq 0, & \text{если } i \neq j, \end{cases} \quad \text{і} \quad \sum_{k \in M^i} \phi_{jk}^i = 1. \quad (\text{Д.4})$$

Раніше запропоновано [33] метод Галлагера та метод Франка-Волфа для вирішення сформульованої оптимізаційної задачі. Для вирішення задачі маршрутизації (алгоритм Галлагера) були сформульовані достатні та необхідні умови для отримання найменшої затримки в середньому по мережі. доданки $D_{i,j}(\lambda_{i,j})$ (Д.2) вважаються функціями величини потоку, що протікає трактом передачі (i, j) , та характеристик даного тракту (затримки на поширення та обробку, пропускну здатність,). При цьому основне значення при формулюванні та розв'язанні задачі мають приватні похідні цільової функції. $\frac{\partial D_{\Sigma}}{\partial r_{i,j}}$ і $\frac{\partial D_{\Sigma}}{\partial \phi_{i,j}^k}$.

Алгоритм Галлагера дозволяє отримати оптимальне за критерієм мінімуму затримки розподіл потоків у мережі. Однак, як показано в [73-77], алгоритм повільно сходиться і може застосовуватися для маршрутизації стаціонарного та квазістаціонарного трафіку.

Через націленість моделі Галлагера на формалізацію процесів маршрутизації квазістатичного та статичного трафіку в роботах [74, 75] пропонується розвиток даної моделі та адаптація її відповідно до вимог концепції TE, втім, не враховуючи умови QoS. У цих роботах дано опис підходів поліпшення алгоритму з обчисленню їм найменшої затримки, і навіть застосовуються другі похідні з прискорення збіжності алгоритму Галлагера. Щоб усунути залежність від глобальних констант стану мережі та запитів щодо статичності трафіку, що передається в роботах [74, 75, 76] пропонується комплексний підхід до придбання близьких до найкращих рішень завдання забезпечення найменшої затримки за допомогою послідовного застосування наступних 3-х процедур:

- 1) Розподілена процедура обчислення найкоротшого безлічі безпетельних шляхів (найкоротших мультишляхів), яка заснована на комбінаторних способах багатоколіїної маршрутизації, наприклад, MPATH або MPDA [75, 76].

- 2) Процедура обчислення найкращих потоків у масштабах моделі Галлагера, яка заснована на розрахованій раніше множині мультишляхів [75].
- 3) Процедура обчислення затримок у трактах передачі мережі (Д.2) для подальшої роботи першої процедури, де вони виступають як метричні змінні.

Подальший розвиток моделі Галлагера полягає у формулюванні завдання k – шляхової маршрутизації, яка представляється як оптимізаційне завдання з мінімізації середньої тимчасової затримки пакетів у ТКМ [83]:

$$T(\alpha_{i,j}^{(k,l)}) = \frac{1}{r} \sum_{(i,j)} \frac{\lambda_{i,j}}{\varphi_{i,j} - \lambda_{i,j}} \quad (\text{Д.5})$$

при обмеженнях

$$\lambda_{i,j} = \frac{1}{\mu} \sum_{k=1}^M \sum_{l=1}^M r_{k,l} \alpha_{i,j}^{(k,l)}; \quad (\text{Д.6})$$

$$0 \leq \lambda_{ij} \leq \varphi_{ij}; \quad (\text{Д.7})$$

$$\sum_{i=1}^M \alpha_{i,j}^{(k,l)} - \sum_{i=1}^M \alpha_{j,i}^{(k,l)} = \begin{cases} -1, & j = k \\ 0, & j \neq k, l; \\ 1, & j = l \end{cases} \quad (\text{Д.8})$$

$$0 \leq \alpha_{i,j}^{(k,l)} \leq 1, \quad (\text{Д.9})$$

де $r = \sum_{k=1}^M \sum_{\substack{l=1, \\ l \neq k}}^M r_{k,l}$ – величина повного зовнішнього потоку (1/с), $1/\mu$ – середня

довжина пакета, $\alpha_{i,j}^{(k,l)}$ – частка потоку $\lambda_{k,l}$, яка передається трактом $E_{i,j}$.

Обмеження (Д.9) передбачає, що з обслуговування потоку з k -го вузла в l -й вузол може використовуватися більш ніж один маршрут, тобто завдання у постановці (Д.5)-(Д.8) описує процес багатокільної маршрутизації, оптимальної за критерієм середнього часу затримки. При заміні (Д.9) вираз $\alpha_{i,j}^{(k,l)} \in \{0,1\} (i, j, k, l = \overline{1, M})$ буде отримано формулювання завдання однокільного оптимальної маршрутизації. Для опису сформульованої оптимізаційної задачі, як задачі K -шляхової маршрутизації, необхідно використовувати такі додаткові

обмеження на кількість вихідних трактів передачі даних з кожного вузла k вузлу-адресату j :

$$\sum_{l=1}^M g_{kl}^{(j)} \leq K \quad (k, j = \overline{1, M}), \quad (\text{Д.10})$$

$$g_{kl}^{(j)} = \begin{cases} 1, & \text{если } \sum_{i=1}^M \alpha_{kl}^{(i,j)} > 0; \\ 0, & \text{если } \sum_{i=1}^M \alpha_{kl}^{(i,j)} = 0, \end{cases} \quad (j, k, l = \overline{1, M}) \quad (\text{Д.11})$$

У суворішій постановці сформульованої задачі [83] може здійснюватися пошук безлічі оптимальних шляхів $P_{ij} = \{p_{ij}^{(e)}\}$, $e = \overline{1, E_{ij}}$ (E_{ij} – кількість оптимальних шляхів з i -го вузла в j -й вузол), а також частки потоку $\alpha_{ij}^{(e)}$ від r_{ij} , відповідно до яких використовуються шляхи $p_{ij}^{(e)} \left(\sum_{e=1}^{E_{ij}} \alpha_{ij}^{(e)} = 1 \right)$.

У роботах [56, 62] отримані вирази для оцінки середнього часу доставки пакетів, джиттера та ймовірності своєчасної доставки з урахуванням можливих відмов та відновлення мережевих елементів. Проте сфера їх застосування обмежена однофазними мережами, тобто. мережами, в яких доставка відбувається без переприймання пакетів, що передаються.

Рішення маршрутної задачі в рамках мережевих моделей теорії масового обслуговування зводиться до оптимального в рамках критеріїв (Д.1) або (Д.5) розподілу потоків. Однак використання як критерій оптимальності середньої мережі тимчасової затримки пакетів, сприяючи вирішенню завдання балансування навантаження, не дає можливості забезпечити розподіл ресурсів мережі, що задовольняє індивідуальним QoS-вимогам будь-якого певного потоку, що вважається основним моментом в процесі QoS-маршрутизації. Можливість використовувати висловлювання оцінювання межконечных значень затримки, джиттера, показників надійності зв'язку виникає у процесі здійснення статичних стратегій маршрутизації виходячи з попереднього передрахування шляхів (Precomputation Routing, PR) [87, 89], що звужує область застосування подібного роду моделей.