



Харківський національний університет радіоелектроніки

Факультет навчально-науковий центр заочної форми навчання

Кафедра електронних обчислювальних машин

Рівень вищої освіти другий (магістерський)

Спеціальність 123 – Комп'ютерна інженерія  
(код і повна назва)

Тип програми освітньо-професійна  
(освітньо-професійна або освітньо-наукова)

Освітня програма Системне програмування  
(повна назва)

ЗАТВЕРДЖУЮ:

Зав. кафедри \_\_\_\_\_  
(підпис)

“ \_\_\_\_\_ ” \_\_\_\_\_ 20\_\_ р.

**ЗАВДАННЯ**

**НА АТЕСТАЦІЙНУ РОБОТУ**

студентові Топоркову Євгену Олександровичу  
(прізвище, ім'я, по батькові)

1. Тема роботи Методи маршрутизації в корпоративній комп'ютерній мережі

затверджена наказом по університету від “ 26 ” жовтня 2020 р. № 169 Стз

2. Термін подання студентом роботи до екзаменаційної комісії 14 грудня 2020 р.

3. Вхідні дані до роботи Динамічна маршрутизація

Технологія MPLS

Технологія GMPLS

4. Перелік питань, що потрібно опрацювати в роботі \_\_\_\_\_

Методи та алгоритми розподілу інформаційних потоків

Дослідження алгоритмів оптимального розподілення інформації в мережах

Модель модифікованого алгоритму динамічної маршрутизації в мережах

з багатопротоковою комутацією по мітках

Моделювання алгоритму динамічної маршрутизації

5. Перелік графічного матеріалу із зазначенням креслеників, схем, плакатів, комп'ютерних ілюстрацій (слайдів) 17 арк. ф. А4

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

6. Консультанти розділів роботи (заповнюється за наявності консультантів згідно з наказом, зазначеним у п.1 )

Найменування розділу	Консультант (посада, прізвище, ім'я, по батькові)	Позначка консультанта про виконання розділу	
		підпис	дата

### КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№	Назва етапів роботи	Термін виконання етапів роботи	Примітка
1	Отримання завдання	26.10.2020	
2	Аналіз літератури за темою	27.10.2020-5.11.2020	
3	Аналіз існуючих методів маршрутизації	06.11.2020-15.11.2020	
4	Програмна реалізація деяких методів	16.11.2020-20.11.2020	
5	Порівняльний аналіз існуючих методів з модифікованим алгоритмом динамічної маршрутизації	21.11.2020-25.11.2020	
6	Оформлення пояснювальної записки	26.11.2020-13.12.2020	

Дата видачі завдання 26 жовтня 2020 р.

Студент \_\_\_\_\_  
(підпис)

Керівник роботи \_\_\_\_\_  
(підпис)

доц. Носик А.М.  
(посада, прізвище, ініціали)

## РЕФЕРАТ

Пояснювальна записка атестаційної роботи: 84 с., 18 рис., 4 табл., 4 дод., 33 джерел.

MPLS, GMPLS, ПК, ДИНАМІЧНА МАРШРУТИЗАЦІЯ, DWDM, LSP, OBS,STM, WVP.

Метою атестаційної роботи є аналіз існуючих моделей та методів маршрутизації в корпоративних комп'ютерних мережах.

У даній роботі досліджені моделі та методи динамічної маршрутизації у мережах із багатопротоковою комутацією по мітках, були модифіковані алгоритми пошуку найкоротших шляхів. Розроблений програмний засіб, який реалізує розроблені методи та моделі.

## ABSTRACT

Master's thesis: 84 pages, 18 figures, 4 tables, 4 appendices, 33 sources.

MPLS, GMPLS, PC, DYNAMIC ROUTING, DWDM, LSP, OBS,STM,  
WVP.

The purpose of the certification work is to analyze the existing models and methods of routing in corporate computer networks.

In this paper, models and methods of dynamic routing in networks with multi-protocol label switching are investigated, algorithms for finding the shortest paths have been modified. Developed software that implements the developed methods and models.

## ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ, СИМВОЛІВ, ОДИНИЦЬ, СКОРОЧЕНЬ І ТЕРМІНІВ .....	8
ВСТУП .....	9
1 МЕТОДИ І АЛГОРИТМИ РОЗПОДІЛУ ІНФОРМАЦІЙНИХ ПОТОКІВ .....	13
1.1 Промислові протоколи маршрутизації .....	13
1.1.1 Дистанційно - векторний протокол RIP.....	14
1.1.2 Протокол стану зв'язків OSPF .....	15
1.1.3 Протокол EIGRP.....	17
1.2 Графові алгоритми пошуку оптимальних маршрутів .....	21
1.3 Розрахунок маршрутів методами математичного програмування .....	21
1.3.1 Формулювання мережевих завдань в термінах зв'язків і шляхів.....	22
1.3.2 Формулювання мережевих завдань в термінах вузлів та зв'язків .....	23
1.4 Методи реалізації багатокільній маршрутизації. Технологія MPLS.....	24
1.4.1 Протокол розповсюдження міток LDP .....	25
1.4.3 Завдання вибору оптимальних маршрутів .....	27
1.4.3 Технологія Traffic Engineering .....	29
1.4.4 Механізми MPLS, що реалізують Traffic Engineering.....	33
1.5 Технологія GMPLS .....	35
1.6 Мережа оптичної комутації блоків .....	37
2 МЕТОДИ ОПТИМАЛЬНОГО РОЗПОДІЛУ ІНФОРМАЦІЇ В КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖАХ.....	39
2.1 Формування оптимізаційного завдання.....	39
2.2 Рішення оптимізаційного завдання .....	43

3 МОДИФІКОВАНИЙ МЕТОД МАРШРУТИЗАЦІЇ У МЕРЕЖАХ MPLS.....	47
3.1 Об'єкти мережі оптичної комутації блоків.....	47
3.2 Протокол встановлення маршрутних тунелів CR–LDP.....	48
3.3 Алгоритм розрахунку поточного навантаження уздовж MP–BGP–сесії .....	50
3.4 Алгоритм розрахунку запасних маршрутів.....	53
3.5 Функціональна схема розробленої моделі алгоритму динамічної багатокільної маршрутизації .....	55
4 МОДЕЛЮВАННЯ МЕРЕЖІ.....	58
4.1 Вибір топології мережі .....	58
ВИСНОВКИ.....	62
ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ .....	63
ДОДАТОК А.....	66
Графічний матеріал атестаційної роботи.....	66
ДОДАТОК Б .....	76
Рішення завдання мінімізації втрат блоків градієнтним методом.....	76
ДОДАТОК В.....	78
Рішення завдання пошуку оптимальних маршрутів .....	78
ДОДАТОК Г .....	81
Методика оптимального розподілу навантаження в мережі GMPLS.....	81

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ, СИМВОЛІВ, ОДИНИЦЬ, СКОРОЧЕНЬ  
І ТЕРМІНІВ

- BHP – Burst Head Packet (пакет початку блоку)
- DVU – Demand Volume Unit (одиниця виміру інтенсивності навантаження)
- DWDM – Dense Wavelength Division Multiplexing (щільне спектральне мультиплексування)
- ECMP – Equal-cost multi-path (шляхи або маршрути однакової вартості)
- FDL – Fiber Delay Line (лінія оптичної затримки)
- GMPLS – Generalized MPLS (узагальнений MPLS)
- LCU – Link Capacity Unit (одиниця виміру пропускної здатності лінії)
- LSP – Label Switch Path (шлях комутації міток)
- MPLS – Multi Protocol Label Switching (багатопротокольна комутація з використанням міток)
- O/E/O – Optical/Electrical/Optical (оптико-електронно-оптичне перетворення)
- OBS – Optical Burst Switching (оптична комутація блоків)
- OPS – Optical Packet Switching (оптична комутація пакетів)
- STM – Synchronous Transport Module (синхронний транспортний модуль)
- WVP – Wavelength Virtual Path (віртуальний оптичний шлях)

## ВСТУП

Коли необхідно доставити мережевий трафік з точки А в точку Б, жоден спосіб не підійде всім додаткам відразу. Голосовим і відеододаткам потрібна мінімальна варіація затримки, в той час як для критично важливих додатків - жорсткі гарантії надання сервісу і резервних маршрутів. До сих пір необхідні багатьом додаткам диференційовані послуги та гарантії надавали тільки мережі з комутацією каналів. Однак, з появою технології багатопротокольної комутації із заміною міток (Multiprotocol Label Switching, MPLS) ситуація змінилася. MPLS дозволяє підтримувати всі згадані додатки в мережі IP без необхідності вводити в значних областях мережі інші транспортні механізми, протоколи маршрутизації і плани адресації. Відомо, що всі протоколи маршрутизації - як дистанційно векторні (наприклад, RIP), так і стану зв'язків (OSPF і IS-IS), визначають для трафіку, спрямованого в конкретну мережу, найкоротший маршрут відповідно до деякої метрики. Обраний шлях може бути більш раціональним, якщо в розрахунок приймається номінальна пропускна здатність каналів зв'язку або внесені ними затримки, або менш раціональним, якщо враховується тільки кількість проміжних маршрутизаторів між вихідною і кінцевою мережами, але в будь-якому випадку вибирається єдиний маршрут навіть при наявності декількох альтернативних. На противагу цьому технологія MPLS з розширеннями Traffic Engineering (MPLS TE) дозволяє застосувати багатокільні методи маршрутизації, що дає можливість вирішувати практично будь-які мережеві завдання (максимальне використання каналів, забезпечення якості обслуговування, резервування, дизайн і т.п.). Методи розрахунку багатокільних маршрутів були відомі задовго до появи технології MPLS (Клейнрокк Л., Jackson J.R., Little J.D.C., В.М.Вішневській, Е.В.Левнер, Е.В.Федотов і ін.). Однак в промислових мережах передачі даних багатокільний розподіл трафіку майже не застосовувався через складнощі

його практичної реалізації. Для мереж пакетної комутації найбільш відомим методом розрахунку оптимальних багатокільцевих маршрутів є алгоритм, вперше запропонований в роботі Л.Фратта, М.Герла і Л. Клейнрока. Ними була вивчена модель мережі пакетної комутації вигляді мережі масового обслуговування, в яких вузли описуються системою М/М/1А «. Для даної моделі був знайдений взаємозв'язок між навантаженням на мережу і величиною середньої затримки пакетів в мережі. Зазначений взаємозв'язок надав можливість сформулювати і вирішити мережну оптимізаційну задачу, що дозволяє знайти між усіма парами джерело/ одержувач такий набір багатокільцевих маршрутів, при якому сумарні затримки пакетів в мережі були б мінімальні. Однак в мережах з великою кількістю альтернативних маршрутів при використанні даного методу спостерігається неконтрольована девіація (розщеплення) потоку між кожною парою джерело/одержувач уздовж безлічі знайдених маршрутів, що пояснюється відсутністю обмеження на кількість використовуваних маршрутів. Цей ефект ускладнює реалізацію методу в мережах MPLS/GMPLS, так як для кожної пари джерело/одержувач (якою є MP-BGP-сесія) в цьому випадку необхідно буде створити велику кількість окремих LSP-тунелів (Label Switch Path - шлях комутації міток), що значно ускладнює керування мережею. Щоб вирішити цю проблему, необхідна розробка алгоритму пошуку оптимальних маршрутів, що дозволяє ввести обмеження на число використовуваних паралельних маршрутів. Згадана методика призначена для роботи виключно в пакетних мережах. Що ж стосується мереж з каналною комутацією, то величина затримки переданого в них трафіку - фіксована і визначається лише кінцевою швидкістю поширення інформаційного сигналу, а процеси передачі трафіку описуються багатоканальними системами масового обслуговування, тому наведена методика до них не застосовується. Для мереж з каналною комутацією необхідні інші методи оптимальної маршрутизації. Оптимізаційні задачі, що формулюються для мереж з каналною комутацією, в основному пов'язані з перебуванням:

- а) мінімально необхідної кількості виходів комутаційної системи при заданому навантаженні, що надходить;
- б) ємності комутаційних пристроїв;
- в) оптимального розподілу навантаження між станціями (метод еквівалентних заміни, метод укрупнення, станів пучків і т.п.), і носять досить статичний характер. Тобто після розрахунку оптимальних параметрів комутаційної системи, розраховані параметри залишаються незмінними до тих пір, доки мережа не зазнає істотних змін (наприклад, зміниться ємність міжстанційних зв'язків або ємність самого комутаційного пристрою).

У сучасних мережах з каналною комутацією в цілях адекватного реагування на зміни навантаження в мережі необхідна розробка нових алгоритмів адаптивної маршрутизації, що дозволяють адекватно і швидко реагувати на зміни навантаження в мережі і забезпечувати як надійність передачі інформації, так і необхідну пропускну здатність.

Успіх MPLS дав поштовх для створення універсальної технології комутації з використанням міток. Нова технологія отримала назву Generalized MPLS (GMPLS – узагальнений MPLS). Вона розширює і уніфікує функції (маршрутизації і сигналізації) MPLS для будь-яких транспортних технологій каналного і фізичного рівнів. Зокрема, поява технології щільного хвильового мультиплексування (Dense Wavelength Division Multiplexing – DWDM) і технологій комутації оптичних сигналів зумовило появу концепцій повнооптичних мереж, в яких дані комутуються безпосередньо в оптичному вигляді, без перетворення повнооптичної мережі багатьма дослідниками визнається мережа оптичної комутації блоків (OBS), яка може служити прикладом мережі з комутацією каналів наступного покоління (NGN - Next Generation Network). У мережі OBS керуючі сигнали обробляються електронно на кожному вузлі мережі, в той час як блоки даних передаються в оптичному вигляді без О/Е/О перетворень на проміжних вузлах. Технологія GMPLS призначена для вирішення питань маршрутизації в даній мережі. Вона успадковує у технології MPLS можливість багатокільової

маршрутизації. Мітка GMPLS передбачає використання довжини оптичної хвилі (інакше лямбду) каналу DWDM. Таким чином, мережа OBS є мережею з комутацією каналів, для якої, як згадувалося раніше, відсутні ефективні методи динамічної маршрутизації. У зв'язку з цим необхідна розробка моделі алгоритму динамічної маршрутизації для мереж з каналною комутацією, що включає в себе алгоритм розрахунку оптимальних маршрутів, яку, зокрема, можна було б застосувати для мережі OBS. У той же час алгоритм пошуку оптимальних маршрутів повинен забезпечити контрольованість максимального числа дозволених до використання паралельних маршрутів.

# 1 МЕТОДИ І АЛГОРИТМИ РОЗПОДІЛУ ІНФОРМАЦІЙНИХ ПОТОКІВ

## 1.1 Промислові протоколи маршрутизації

Всі протоколи обміну маршрутною інформацією стека TCP/IP відносяться до класу адаптивних протоколів, які в свою чергу діляться на дві групи, кожна з яких пов'язана з одним з наступних типів алгоритмів:

- дистанційно-векторний алгоритм (Distance Vector Algorithms, DVA);
- алгоритм стану зв'язків (Link State Algorithms, LSA).

В алгоритмах дистанційно-векторного типу кожен маршрутизатор періодично і широкомовно розсилає по мережі вектор відстаней від себе і до всіх відомих йому мереж. Під відстанню зазвичай розуміється число проміжних маршрутизаторів, через які пакет повинен пройти перш, ніж потрапить у відповідну мережу. Може використовуватися і інша метрика, що враховує не тільки число перевалочних пунктів, але і час проходження пакетів по зв'язку між сусідніми маршрутизаторами. Отримавши вектор від сусіднього маршрутизатора, кожен маршрутизатор додає до нього інформацію про відомі йому інші мережі, про які він дізнався безпосередньо (якщо вони підключені до його портів) або з аналогічних оголошень інших маршрутизаторів, а потім знову розсилає нове значення вектора по мережі. В кінці-кінців, кожен маршрутизатор дізнається інформацію про наявні в інтермережі мережі і про відстань до них через сусідні маршрутизатори. Дистанційно-векторні алгоритми добре працюють тільки в невеликих мережах. У великих мережах вони засмічують лінії зв'язку інтенсивним широкомовним трафіком, до того ж зміни конфігурації можуть відпрацьовуватися за цим алгоритмом не завжди коректно, так як маршрутизатори не мають точного уявлення про топологію зв'язків в мережі, а мають у своєму розпорядженні тільки узагальнену інформацію - вектор дистанцій, до того ж отриманої через посередників. Робота маршрутизатора

відповідно до дистанційно - векторного протоколу нагадує роботу моста, так як точної топологічної картини мережі такий маршрутизатор не має. Найбільш поширеним протоколом, заснованим на дистанційно векторному алгоритмі, є протокол RIP. Алгоритми стану зв'язків забезпечують кожен маршрутизатор інформацією, достатньою для побудови точного графа зв'язків, мережі. Всі маршрутизатори працюють на підставі однакових графів, що робить процес маршрутизації стійкішим до змін конфігурації. Широкомовна розсилка використовується тут тільки при змінах стану зв'язків, що відбувається в надійних мережах не так часто. Для того, щоб зрозуміти, в якому стані знаходяться лінії зв'язку, підключені до його портів, маршрутизатор періодично обмінюється короткими пакетами зі своїми найближчими сусідами. Цей трафік також широкомовний, але він циркулює тільки між сусідами і тому не так засмічує мережу. Протоколом, заснованим на алгоритмі стану зв'язків, в стеку TCP/IP є протокол OSPF.

### 1.1.1 Дистанційно - векторний протокол RIP

Протокол RIP (Routing Information Protocol) являє собою один з найстаріших протоколів обміну маршрутною інформацією, проте він до цих пір надзвичайно поширений в обчислювальних мережах. Крім версії RIP для мереж TCP/IP, існує також версія RIP для мереж IPX/SPX компанії Novell. У цьому протоколі всі мережі мають номери (спосіб утворення номера залежить від використовуваного в мережі протоколу мережевого рівня), а всі маршрутизатори – ідентифікатори. Протокол RIP широко використовує поняття «вектор відстаней». Вектор відстаней являє собою набір пар чисел, що є номерами мереж і відстанями до них в хопах. Вектора відстаней ітераційно поширюються маршрутизаторами по мережі, і через кілька кроків кожен маршрутизатор має дані про досяжних для нього мережах і про відстані до них. Якщо зв'язок з якою-небудь мережею обривається, то маршрутизатор відзначає цей факт тим, що привласнює елементу вектора,

відповідну відстань до цієї мережі, максимально можливе значення, яке має спеціальний сенс – «зв'язку немає». Таким значенням в протоколі RIP є число 16. При необхідності відправити пакет в деяку мережу маршрутизатор переглядає свою базу даних маршрутів і вибирає порт, що має найменшу відстань до мережі призначення. Для адаптації до зміни стану зв'язків і обладнання з кожним записом таблиці маршрутизації пов'язаний таймер. Якщо за час тайм-ауту не прийде нове повідомлення, яке підтверджує цей маршрут, то він видаляється з маршрутної таблиці. При використанні протоколу RIP працює евристичний алгоритм динамічного програмування Беллмана-Форда, і рішення, знайдене з його допомогою є не оптимальним, а близьким до оптимального. Перевагою протоколу RIP є його обчислювальна простота, а недоліками – збільшення трафіку при періодичній розсилці ширококомовних пакетів і неоптимальність знайденого маршруту.

### 1.1.2 Протокол стану зв'язків OSPF

Протокол OSPF (Open Shortest Path First) є досить сучасною реалізацією алгоритму стану зв'язків (він прийнятий в 1991 році) і володіє багатьма особливостями, орієнтованими на застосування у великих гетерогенних мережах. Протокол OSPF обчислює маршрути в IP-мережах, зберігаючи при цьому інші протоколи обміну маршрутною інформацією. Безпосередньо пов'язані (тобто досяжні без використання проміжних маршрутизаторів) маршрутизатори називаються «сусідами». Кожний маршрутизатор зберігає інформацію про те, в якому стані на його думку знаходиться сусід. Маршрутизатор покладається на сусідні маршрутизатори і передає їм пакети даних тільки в тому випадку, якщо він впевнений, що вони повністю працездатні. Для з'ясування стану зв'язків маршрутизатори сусіди досить часто обмінюються короткими повідомленнями HELLO. Для поширення по мережі даних про стан зв'язків маршрутизатори обмінюються повідомленнями іншого типу. Ці повідомлення називаються link state

advertisement (LSA) – оголошення про зв'язки маршрутизатора (точніше, про стан зв'язків). OSPF-маршрутизатори обмінюються не тільки своїми, але й чужими оголошеннями про зв'язки, отримуючи, в кінці–кінців, інформацію про стан всіх зв'язків мережі. Ця інформація і утворює граф зв'язків мережі, який один і той же для всіх маршрутизаторів мережі. Крім інформації про сусідів, маршрутизатор в своєму оголошенні перераховує IP-підмережі, з якими він пов'язаний: безпосередньо, тому після отримання інформації про графа зв'язків мережі, обчислення маршруту до кожної мережі проводиться безпосередньо з цього графу за алгоритмом Дейкстри. Більш точно маршрутизатор обчислює шлях не до конкретної мережі, а до маршрутизатора, до якого ця мережа підключена. Кожен маршрутизатор має унікальний ідентифікатор, який передається в оголошенні про станах зв'язків. Такий підхід дає можливість не витратити IP-адреси на зв'язок типу «точка – точка» між маршрутизаторами, до яких не підключені робочі станції.

Маршрутизатор обчислює оптимальний маршрут до кожної адресної мережі, але запам'ятовує тільки перший проміжний маршрутизатор з кожного маршруту. Таким чином, результатом обчислень оптимальних маршрутів є список рядків, в яких вказується номер мережі і ідентифікатор маршрутизатора, якому потрібно переслати пакет для цієї мережі. Зазначений список маршрутів і є маршрутною таблицею, але обчислений він на підставі повної інформації про граф зв'язків мережі, а не часткової інформації, як в протоколі RIP. Описаний підхід призводить до результату, який не може бути досягнутий при використанні протоколу RIP або інших дистанційно–векторних алгоритмів. RIP припускає, що всі підмережі певної IP-мережі мають один і той же розмір, тобто, що всі вони можуть потенційно мати однакове число IP-вузлів, адреси яких не перекриваються. Більш того, класична реалізація RIP вимагає, щоб виділені лінії «точка–точка» мали IP – адреса, що призводить до додаткових витрат IP-адрес. У OSPF такі вимоги відсутні: мережі можуть мати різне число хостів і можуть перекриватися. Під

перекриттям розуміється наявність декількох маршрутів до однієї і тієї ж мережі. У цьому випадку адреса мережі в пакеті, що прийшов, може збігтися з адресою мережі та привласненим—декількох портів.

### 1.1.3 Протокол EIGRP

Протокол EIGRP називають збалансованим гібридним протоколом, так як він включає в себе властивості як дистанційно—векторних протоколів, так і протоколів стану каналу. Протокол маршрутизації Enhanced IGRP був розроблений фахівцями компанії Cisco, і являє собою подальший розвиток принципів, які були закладені в протокол IGRP. Протокол IGRP призначений для визначення маршрутів, які розташовані всередині автономних систем. За способом збору інформації про маршрути всередині автономної системи цей протокол відноситься до дистанційно — векторному типу. На відміну від найбільш популярного протоколу маршрутизації RIP, який також є алгоритмом дистанційно — векторного типу, протокол IGRP володів деякими відмінностями. Найбільш істотною відмінністю протоколу IGRP від першої версії протоколу RIP була наявність комплексного критерію оцінки якості маршруту — метрики. Використання протоколу маршрутизації IGRP дозволяє визначати і обслуговувати кілька паралельних маршрутів, які пов'язують одну пару джерело — приймач. Суттєвою особливістю даного протоколу маршрутизації є те, що ці маршрути не обов'язково повинні мати однакову метрику для того, щоб бути використаними в якості, компонентів єдиного інтегрального каналу. Для забезпечення мінімального часу реагування протоколу на зміни, які відбуваються в системі, і запобігання утворенню циклів маршрутизації, в протоколі IGRP використані наступні рішення:

- Flash updates — керовані поновлення передаються в момент виникнення змін в мережі
- Hold down timers — спеціальні таймери використовуються для того, щоб через різницю в часі проходження керованих оновлень підмережі в ній не виникли петлі—маршрутизації.

«Свіжі» маршрути не використовуються для передачі пакетів до закінчення інтервалу часу, величина якого визначається даним таймером.

- Split horizon – для запобігання виникнення циклів оновлення для маршрутів, які були отримані з певного напрямку, не повинні передаватися в цьому напрямку.

- Poison reverse – зростання метрики маршруту зазвичай є наслідком існування петлі маршрутизації. Для блокування маршрутів, метрика яких починає неухильно зростати, їм зазвичай присвоюється значення метрики, яке відповідає нескінченності.

Протокол маршрутизації Enhanced IGRP був розроблений фахівцями компанії Cisco, і являє собою подальший розвиток принципів, які були закладені в IGRP. Зокрема, по відношенню до протоколу IGRP забезпечуються наступні додаткові можливості:

- підтримка позакласо IP мереж;
- передача часткових оновлень таблиці маршрутів;
- підтримка різних протоколів мережевого рівня.

Формально протокол EIGRP відноситься до алгоритмів маршрутизації дистанційно-векторного типу, проте цей протокол поєднує в собі кращі якості протоколу стану зв'язку і тому може бути віднесений до особливого типу протоколів маршрутизації – до гібридних протоколів. Для скорочення тимчасового інтервалу, що відокремлює зміна яке відбулося в структурі мережі, від відповідної зміни інформації про маршрути в системі в протоколі маршрутизації EIGRP використовується кілька спеціальних механізмів передачі часткових оновлень і алгоритм DUAL – Diffuse Update Algorithm. Використання даного алгоритму припускає визначення для подання маршруту для кожної мережі двох спеціальних маршрутизаторів – successor і feasible successor.

Для визначення цих маршрутизаторів кожному маршруту ставиться у відповідність розмір його дистанції, який являє собою суму аналогічних характеристик компонентів даного маршруту. Так, на представленому

прикладі (рисунок 1.1), для доставки дейтаграм в мережу N маршрутизатор А може використовувати кілька маршрутів.

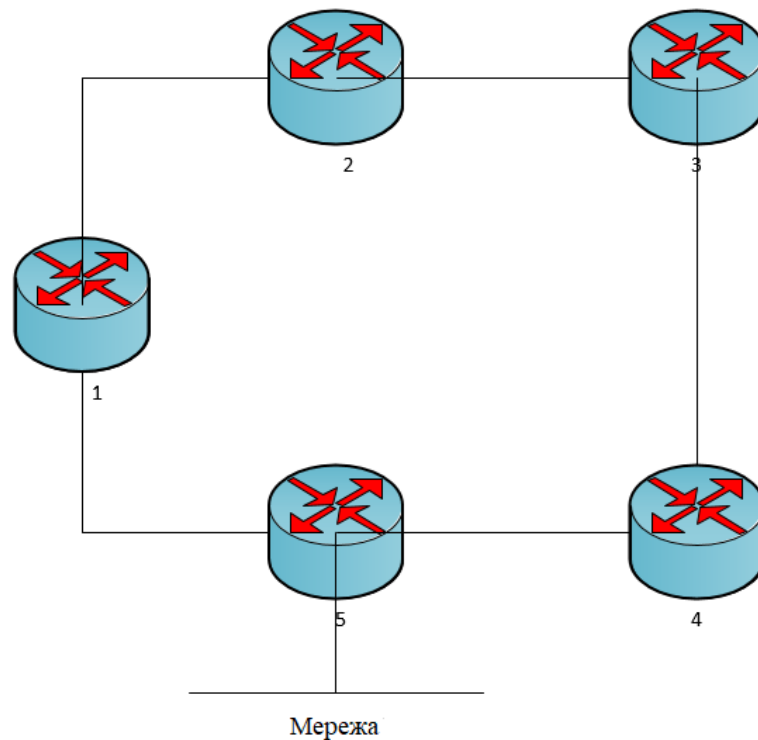


Рисунок 1.1 – Ілюстрація роботи алгоритму DUAL

Відповідно до вимог протоколу EIGRP кожному з цих маршрутів може бути поставлено у відповідність два значення дистанції:

- Advertised Distance – яка надається дистанція;
- Feasible Distance – очікувана дистанція.

Запропонована дистанція є метрикою маршруту, який проходить через одного з безпосередніх сусідів даного маршрутизатора по мережі до шуканої мережі (в даному випадку – N). При обчисленні Advertised Distance не враховується вартість останньої ділянки маршруту – від маршрутизатора до кінцевого в даному випадку A. Очікувана дистанція є метрикою, яка відповідає значенню Advertised Distance для даного маршруту, збільшену на вартість останньої ділянки маршруту від маршрутизатора до кінцевого, в даному випадку – A. Значення Advertised Distance і Feasible Distance для

наведеного варіанту мережі представлені в таблиці:

Таблиця 1.1 – Значення Advertised Distance и Feasible Distance

Мережа	Advertised Distance	Feasible Distance	Сусід
N	40	50	B
N	35	45	C
N	45	55	D

Для даного прикладу також можуть бути визначені маршрутизатори successor і feasible successor. Наступним маршрутизатором (successor) для мережі N вважається той маршрутизатор, який обирається з числа безпосередніх сусідів A, через який проходить маршрут до даної мережі, якому відповідає мінімальне значення Advertised Distance. Цей маршрутизатор використовується в якості next hop для доставки пакетів в дану мережу. Потенційним наступним маршрутизатором (feasible successor) для мережі N вважається той маршрутизатор з числа безпосередніх сусідів A, через який проходить маршрут до даної мережі, якому відповідає значення Advertised Distance менше, ніж значення Feasible Distance маршруту, що проходить через Successor. В якості подальшого маршрутизатора (successor) для мережі N і маршрутизатора A в даному випадку буде обраний маршрутизатор C, через який проходить маршрут, який має мінімальне значення Advertised Distance – 35. Потенційним наступним маршрутизатором в даному випадку буде обраний маршрутизатор B, у якого значення Advertised Distance – 40 менше, ніж значення Feasible Distance для маршруту через C – 45. Маршрут, який проходить через Feasible Successor використовується в системі якості резервного маршруту. У тому випадку, якщо маршрут через successor з яких – небудь причин не може бути використаний для передачі даних, маршрутизатор A повинен зробити перемикання на резервний маршрут.

## 1.2 Графові алгоритми пошуку оптимальних маршрутів

У роботах [32–33] наводиться досить детальна класифікація алгоритмів маршрутизації. Згідно [34], під фіксованою маршрутизацією будемо розуміти таку процедуру вибору маршрутів, при якій для передачі даних від вузла–джерелами вузлу – адресату використовується єдиний маршрут. Якщо в процедурі вибору маршрутів дозволяється використовувати більше одного шляху, то вона називається багатокільною (розгалуженою, альтернативною). Основну масу алгоритмів, пов'язаних з оптимізацією мережеских потоків можна умовно поділити на графові і з використанням математичного програмування. Слід зазначити, що багато відомих завдань мережеских потоків (про максимальний потік в мережі, про найліпші маршрути і т.п.) можуть бути вирішені як графовими методами, так і з використанням математичного програмування. Різниця полягає в швидкості і ресурсоемності обчислень. У зв'язку з цим в промислових протоколах маршрутизації в більшості своїй використовуються тільки швидкі графові алгоритми (Дейкстри, Беллмана–Форда, Флойда–Уоршелла і т.п.). Проте, хоч графові алгоритми і є швидкими, але методи математичного програмування мають більшу гнучкість у частині обліку зовнішніх по відношенню до топології мережі параметрів (наприклад – поточного мережевого навантаження).

## 1.3 Розрахунок маршрутів методами математичного програмування

Питання дизайну мереж і оптимального розподілу трафіку з використанням методів математичного програмування добре освітлені в науковій літературі і досить повно представлені в роботі польського математика Міхала Піоро [31]. Введемо спочатку поняття мережі. Мережа складається з безлічі вузлів  $v$ ,  $|v| = V$  (званих також вершинами або точками з'єднання) і безлічі дуг  $e$ ,  $|e| = E$  (званих також ланками, або ребрами), які

пов'язують ці вузли. Нехай  $d$ ,  $|d| = D$  – порядковий номер навантаження, що формується джерелом  $S_d$ , призначеному одержувачу  $t_d$ , а  $h_d$  – величина цього навантаження. Кожній дузі  $e$  поставлено у відповідність позитивне число  $u_e$  – ємність або пропускна здатність дуги  $e$ .

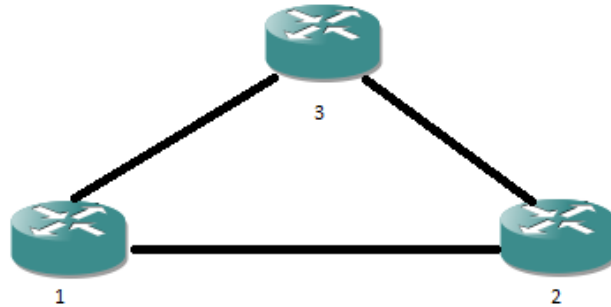


Рисунок 1.2 – Ілюстрація до способів формулювання оптимізаційної задачі

Розглянемо трехвузлову схему, представлену на рисунку 1.2. Припустимо, що величина навантаження між вузлами 1 і 2 дорівнює 5, між вузлами 1 і 3 дорівнює 7, а між вузлами 2 і 3 дорівнює 8 (одиниць). Прийmemo, для простоти викладу, що навантаження між вузлами у двох напрямках.

### 1.3.1 Формулювання мережевих завдань в термінах зв'язків і шляхів

Позначимо величини навантажень наступним чином:  $h_{12} = 5$ ,  $h_{13} = 7$ ,  $h_{23} = 8$ . Навантаження між двома вузлами в даному прикладі може бути передана двома шляхами. Кількість навантаження, яке передається по цих маршрутах, взагалі кажучи, залежить від мети оптимізаційної задачі. Якщо ми позначимо неотрицательную величину переданої невідомої навантаження через  $x$  і назвемо її потоковою змінною, то справедливі такі рівності:

$$h_{12} + h_{132} = 5 \quad (h_{12}); \quad h_{13} + h_{123} = 7 \quad (h_{13}); \quad h_{23} + h_{213} = 8 \quad (=h_{23})$$

Таким чином сума потоків, що передаються по різних маршрутах повинна дорівнювати (при відсутності втрат) величині потоку, що виходить з джерела.

### 1.3.2 Формулювання мережевих завдань в термінах вузлів та зв'язків

Вже згадана мережева оптимізаційна проблема може бути сформульована в термінах вузлів та зв'язків. Попередня формулювання незручне з тієї точки зору, що маршрути руху трафіку заздалегідь можуть бути невідомі. Тому оптимізаційну задачу необхідно сформулювати інакше. Повертаючись до прикладу трьохвузлової мережі покладемо, що всі лінії зв'язку складаються з двох зустрічно спрямованих дуг (приймальний і передавальний канал). В цьому випадку потоком з джерела  $S_d$  в стік  $t_d$  будемо назвати безліч невід'ємних чисел  $x_{ed}$  (кожне з яких поставлено у відповідність деякій дузі  $e$  мережі), якщо ці числа задовольняють наступним лінійним обмеженням:

$$\sum_e a_{ev} x_{ed} - \sum_e b_{ev} x_{ed} = \begin{cases} h_d, & v = s_d \\ 0, & v \neq s_d, t_d, v = 1, 2, \dots, V, d = 1, 2, \dots, D \\ -h_d, & v = t_d \end{cases}$$

$$\sum_e a_{ev} x_{ed} \leq y_d, \text{ де } e = 1, 2, \dots, E, d = 1, 2, \dots, D, v = 1, 2, \dots, V \quad a_{ev} = 1,$$

$$\sum_e b_{ev} x_{ed} \leq y_d, \text{ де } e = 1, 2, \dots, E, d = 1, 2, \dots, D, v = 1, 2, \dots, V \quad b_{ev} = 1$$

Рисунок 1.3 – Лінійні обмеження трьохвузлової мережі

Зауважимо, що перше обмеження висловлює той факт, що в кожен вузол (крім джерела і стоку) приходять стільки потоку, скільки з нього виходить (умова збереження). Друге і третє обмеження означає, що сума потоків  $x_{ed}$  по дузі обмежена пропускною здатністю дуги  $y_d$ . Загальна вартість потоку може бути виражена так:

$$F = \sum_{d \in D} \sum_{e \in E} x_{ed} \quad (1.1)$$

$$\sum_e a_{ev} x_{ed} - \sum_e b_{ev} x_{ed} = \begin{cases} h_d, & v = s_d \\ 0, & v \neq s_d, t_d, \text{ де } v = 1, 2, \dots, V, d = 1, 2, \dots, D \\ -h_d, & v = t_d \end{cases}$$

$$\sum_e a_{ev} x_{ed} \leq y_d, \text{ де } e = 1, 2, \dots, E, d = 1, 2, \dots, D, v = 1, 2, \dots, V$$

$$\sum_e b_{ev} x_{ed} \leq y_d, \text{ де } e = 1, 2, \dots, E, d = 1, 2, \dots, D, v = 1, 2, \dots, V$$

Рисунок 1.4 – Обмеження для мінімізації

Оскільки всі обмеження і цільова функція є лінійними, то рішення задачі так само може бути знайдено симплекс-методом. Вектор  $e$  вектором пошуку мережевого потоку.

#### 1.4 Методи реалізації багатокільні маршрутизації. Технологія MPLS

MPLS був створений на базі розробленої в компанії Cisco Systems технології Tag Switching. Спочатку MPLS являли собою специфіковані з'єднання на базі міток, що забезпечують швидку і надійну доставку IP-пакетів, а також інтероперабельність продуктів різних виробників. Відповідно до протоколу MPLS маршрутизатори і комутатори надають кожній точці входу в таблицю маршрутизації особливу мітку і повідомляють цю мітку сусіднім пристроям. Наявність таких міток дозволяє маршрутизаторам і комутаторам, що підтримують специфікацію MPLS, ідентифікувати наступний «крок» в маршруті пакету без виконання процедури пошуку адреси. Прискорення передачі трафіку досягається не тільки за рахунок того, що визначити маршрут по мітках можна швидше, ніж по IP-адресам і заголовкам, а й завдяки тому, що мітки зчитуються тільки

крайовими пристроями MPLS-мереж. Крім того, мітки генеруються на рівні 3, але можуть розпізнаватися пристроями і на рівні 2, що дозволяє зберігати рівні якості обслуговування не тільки в IP-мережах, але і в мережах інших типів, зокрема ATM. За рахунок цього оператори глобальних мереж (наприклад, провайдери Internet), можуть гарантувати своїм замовникам певний рівень якості обслуговування. Крім того, користуючись інформацією з міток, оператори мають можливість ефективно виділяти різні сегменти своїх мереж для різних видів послуг, наприклад для віртуальних приватних мереж (virtual private network – VPN) або передачі голосу поверх IP-мереж. Специфікація MPLS дає можливість визначити всі параметри, необхідні для подальшої оптимізації трафіку (даний процес відомий як управління пропускнуою спроможністю). Відомо, що основна складність при побудові великих IP-мереж полягає саме в оптимізації трафіку. Визначивши базовий набір специфікацій, IETF поступово доповнило MPLS новими функціями, в тому числі засобами підтримки QoS і мультисервісності.

#### 1.4.1 Протокол розповсюдження міток LDP

Пристрої з підтримкою MPLS, звані MPLS-вузлами або маршрутизаторами з комутацією міток (Label Switch Router – LSR), обробляють мітки на рівні 2 моделі протоколів ISO. Повільні мережеві пристрої завдяки підтримці MPLS можуть працювати швидше. MPLS-мітки можуть бути інтегровані з іншими заголовками протоколів рівня 2. В цьому випадку продуктивність мережі також підвищується, так як MPLS-вузли здатні виявляти інтегровані мітки швидше, ніж IP-заголовки або звичайні MPLS-мітки. Коли пакет надходить на MPLS-вузол, його мітка, якщо вона є, зіставляється з розташованою на вузлі базою інформації про мітки (Label Information Base – LIB). База LIB містить таблицю, дані якої використовуються при додаванні мітки до пакету, зміні або видаленні її в процесі ідентифікації того інтерфейсу, на який буде відправлений пакет.

«Після проведення консультацій» з LIB, MPLS-вузол просуває пакет далі до пункту призначення. LIB дозволяє спростити процес просування пакетів і підвищити масштабованість мережевої інфраструктури завдяки порівнянню декількох вхідних міток до одного і того ж блоку інформації про вихідної мітці, за рахунок чого реалізується новий тип маршрутизації. Коли в LIB декількох MPLS-вузлів накопичується інформація, що відноситься до одного і того ж пункту призначення, створюється так званий «комутований за допомогою міток маршрут» (Label Switched Path – LSP). LSP можуть створюватися автоматично за допомогою протоколу розподілу міток (Label Distribution Protocol – LDP) або інших протоколів. У найпростішій схемі з LDP кожен MPLS-вузол інформує вищі (що знаходяться далі від пункту призначення) вузли про те, яку мітку їм слід прикріпити до пакетів, що прямують до пункту призначення. Поширення міток зазвичай засноване на протоколах маршрутизації типу Intermediate System to Intermediate System, Border Gateway Protocol або Open Shortest Path.

Оскільки все MPLS-вузли використовують протокол маршрутизації, його переваги, такі як забезпечення стійкості до збоїв, зберігаються і навіть розширюються. Завдяки підтримці протоколів маршрутизації в комутаторах глобальних мереж спрощується маршрутизація і підвищується масштабованість мереж. Масштабованість можна також підвищити за рахунок створення «MPLS-тунелів», тобто маршрутів LSP, за якими передається інформація про маршрутизації (зокрема, про інших LSP). Тунелювання позбавляє мережеві пристрої від необхідності передачі зайвої інформації, підвищуючи тим самим ефективність їх роботи. QoS і управління трафіком завершують список основних можливостей MPLS. Протокол LDP реалізує класи еквівалентної переадресації (forwarding equivalence classes), групуються пакети за визначеними маршрутами LSP. Для цих маршрутів і переданих по ним даними MPLS-вузли можуть забезпечувати базовий рівень якості обслуговування. Управління трафіком реалізується за рахунок механізму так званих «явно заданих маршрутів» (тобто за рахунок LSP,

визнаних пріоритетними), минаючи описаний вище процес автоматичного створення. LSP з явно заданим маршрутом дозволяють уникати перевантажених областей при проходженні трафіку через мережу, відповідно до вимог QoS, з міркувань безпеки або в залежності від інших критеріїв.

#### 1.4.3 Завдання вибору оптимальних маршрутів

Максимальний комерційний ефект від мережі IP не може бути отриманий без раціонального використання всіх мережевих ресурсів – в першу чергу маршрутизаторів і каналів зв'язку. Функціонування пакетної мережі можна вважати ефективним, коли кожен ресурс завантажений, але водночас не перевантажений. Це означає, що коефіцієнт використання ресурсу повинен наближатися до одиниці, але не настільки, щоб черги пакетів до нього – неминуче явище в пакетних мережах – були б постійно великими, приводячи до затримок і втрат через переповнення внутрішніх буферів в маршрутизаторах. Мистецтво управління мережею IP складається в досягненні двох цілей. По-перше, необхідно прагнути до поліпшення якості обслуговування трафіка, тобто до зниження затримок, зменшення втрат і збільшення інтенсивності потоків трафіку, що дозволить залучити якомога більше користувачів і домогтися успіхів у конкурентній боротьбі. По-друге, завантаження всіх ресурсів мережі повинне бути максимально можливим для підвищення обсягів переданого трафіку. І те й інше можна досягти за допомогою одних і тих же засобів – засобів боротьби з заторами в мережі. До недавнього часу завдання оптимального використання ресурсів в мережах найчастіше вирішувалася шляхом перерозподілу ресурсів окремого маршрутизатора та між різними протікають через нього. Саме це завдання вирішують методи, об'єднані під загальною назвою Quality of Service (QoS – якість обслуговування). У той же час такий потужний засіб, як вибір шляхів проходження трафіку через мережу, традиційно застосовувався в багатьох мережах в дуже обмежених масштабах. Але ж від шляхів прямування трафіку

в першу чергу залежить завантаження маршрутизаторів і каналів, а значить і ефективність використання мережі.

Під алгоритмом маршрутизації розуміється правило, відповідно до якого в кожному вузлі мережі передачі даних здійснюється вибір лінії зв'язку для передачі блоку даних (повідомлення або пакета). Відомо, що всі протоколи маршрутизації – як дистанційно векторні (наприклад, RIP), так і стану зв'язків (OSPF і IS-IS), визначають для трафіку, спрямованого в конкретну мережу, найкоротший маршрут у відповідності з деякою метрикою. Обраний шлях може бути більш раціональним, якщо в розрахунок приймається номінальна пропускна здатність каналів зв'язку або внесені ними затримки, або менш раціональним, якщо враховується тільки кількість проміжних маршрутизаторів між вихідною і кінцевою мережами, але в будь-якому випадку вибирається єдиний маршрут навіть при наявності декількох альтернативних. Класичним прикладом неефективності такого підходу служить так звана «риба» – мережа з топологією, наведеною на рисунку 1.5. Незважаючи на те що між маршрутизаторами А і Е є два шляхи: верхній, через маршрутизатор В, і нижній, через маршрутизатори З і О, – весь трафік від А до Е відповідно до принципів маршрутизації, прийнятих в мережах ІР, направляється по верхньому шляху. Тільки тому, що нижній шлях трохи довше, ніж верхній (в ньому на один транзитний вузол більше), він ігнорується, хоча міг би бути задіяний паралельно з верхнім шляхом.

Зауважимо, однак, що при наявності в мережі декількох альтернативних маршрутів рівної вартості (метрики), трафік ділиться між ними, і навантаження на маршрутизатори і канали зв'язку розподіляється більш збалансовано. Але коли вартість альтернативних маршрутів навіть незначно гірше, ніж у найкоротшого маршруту, цей інструмент не працює.

Ще один корінний недолік традиційних методів маршрутизації трафіку полягає в тому, що шляхи вибираються без урахування поточного завантаження ресурсів мережі. Якщо найкоротший шлях вже перевантажений, то пакети все одно будуть надсилатися цим шляхом. Так, в

мережі, зображеної на рисунку 1.5, верхній шлях задіюється і в тому випадку, якщо його ресурсів постійно не вистачає для обслуговування трафіку від А до Е, а нижній простоює, незважаючи на те ресурсів маршрутизаторів В і С вистачило б для якісної передачі трафіку.

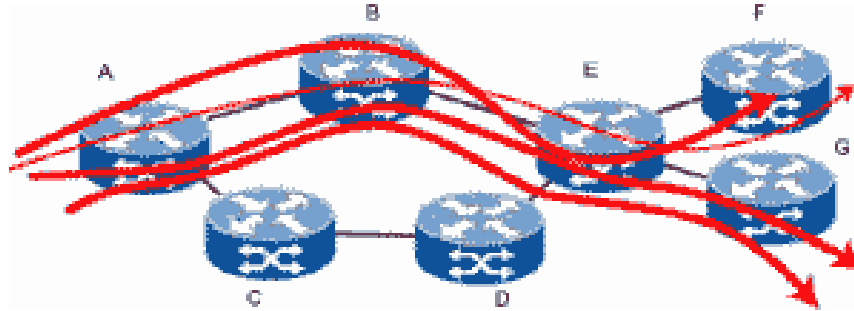


Рисунок 1.5 – Неefективність завантаження ресурсів мережі шляхами, обумовленими протоколами маршрутизації

Це явна ущербність методів розподілу ресурсів мережі – одні з них працюють з перевантаженням, а інші не використовуються зовсім. Ніякі методи QoS дану проблему вирішити не можуть – потрібні якісно інші механізми.

### 1.4.3 Технологія Traffic Engineering

Однією з потужних, але не такою, що застосовується широко в досліджуваній мережі методів впливу на ефективне використання ресурсів мережі, є технологія Traffic Engineering (TE), або в дослівному перекладі «інжиніринг трафіку». Вираз можна перевести також як «мистецтво управління трафіком» або «конструювання трафіка» – переклад назви цієї технології поки ще не сформувався. Немає поки і однозначного трактування області дії цього терміна. У вузькому сенсі, найбільш відповідному назві, під TE розуміються методи і механізми досягнення збалансованості завантаження всіх ресурсів мережі за рахунок раціонального вибору шляхів

проходження трафіку через мережу. Постановку задачі згідно з таким розумінням технології TE ілюструє рисунок 1.6.

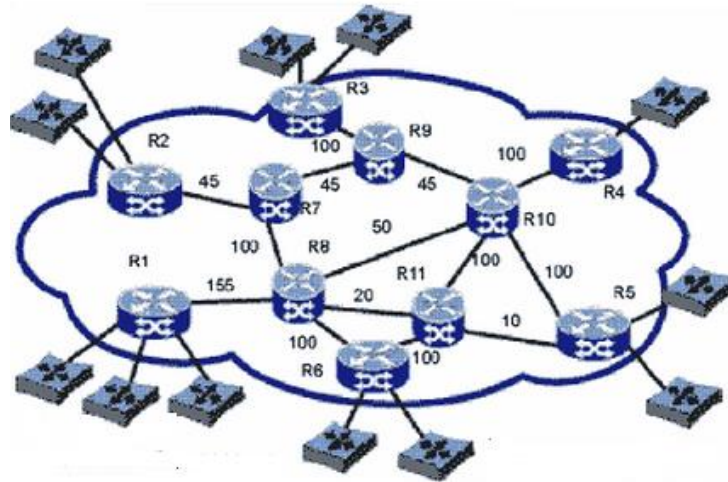


Рисунок 1.6 – Топологія мережі і продуктивність її ресурсів

Вихідними даними для вибору шляхів є, по-перше, характеристики передавальної мережі – топологія, а також продуктивність складових її маршрутизаторів і каналів зв'язку, а по-друге, відомості про навантаження мережі, тобто по потоках трафіку, які вона повинна передати між своїми прикордонними маршрутизаторами (рисунок 1.6 і рисунок 1.7). Кожен потік характеризується точкою входу в мережу, точкою виходу з неї і деякими параметрами трафіку. Так як при виборі шляхів ми прагнемо забезпечити рівномірне завантаження маршрутизаторів і каналів зв'язку, то для кожного потоку, як мінімум, потрібно враховувати його середню інтенсивність (що і показано на рисунку 1.6). Для більш тонкої оптимізації трафіку в мережі можна залучати і більш детальний опис кожного потоку: наприклад, величину можливої пульсації трафіку або вимоги до якості обслуговування – чутливість до затримок, варіації затримок і допустимий відсоток втрат пакетів. Однак, оскільки оцінити такого роду параметри трафіку більш складно, ніж середню інтенсивність, а їх вплив на функціонування мережі менш значний, щоб знайти оптимальний розподіл шляхів проходження

потоків через мережу, враховуються тільки параметри їх середньої інтенсивності.

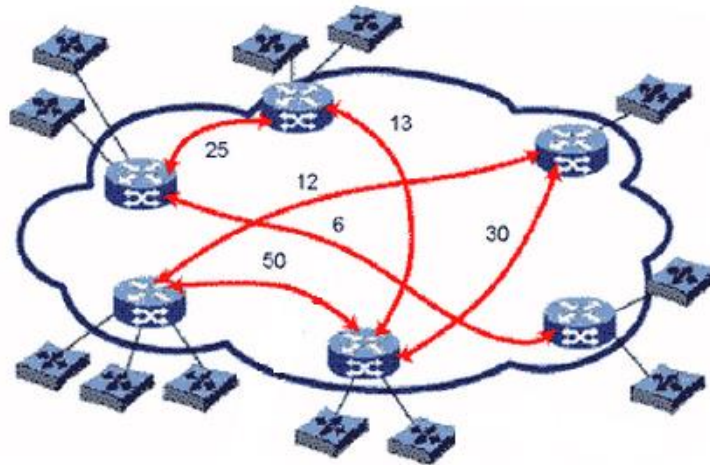


Рисунок 1.7 – Запропоноване навантаження

Завдання ТЕ полягає у визначенні маршрутів потоків трафіку через мережу, тобто для кожного потоку потрібно вказати точну послідовність проміжних маршрутизаторів і їх інтерфейсів на шляху між вхідною і вихідною точками потоку. При цьому всі ресурси мережі повинні бути завантажені якомога більше збалансовано. Цю умову можна формалізувати різними способами. Наприклад, максимальний коефіцієнт використання ресурсу по всіх ресурсах мережі повинен бути мінімальний, щоб трафіку було завдано якомога менший збиток. Саме так формулюється завдання ТЕІ в RFC 2702 «Requirements for Traffic Engineering Over MPLS». В даному документі, що містить загальні рекомендації IETF щодо вирішення завдань ТЕ за допомогою MPLS, в якості цільової функції оптимізації шляхів запропоновано вираз:

$$\min (\max K_i)$$

де  $K_i$  – коефіцієнт використання  $i$  – го ресурсу.

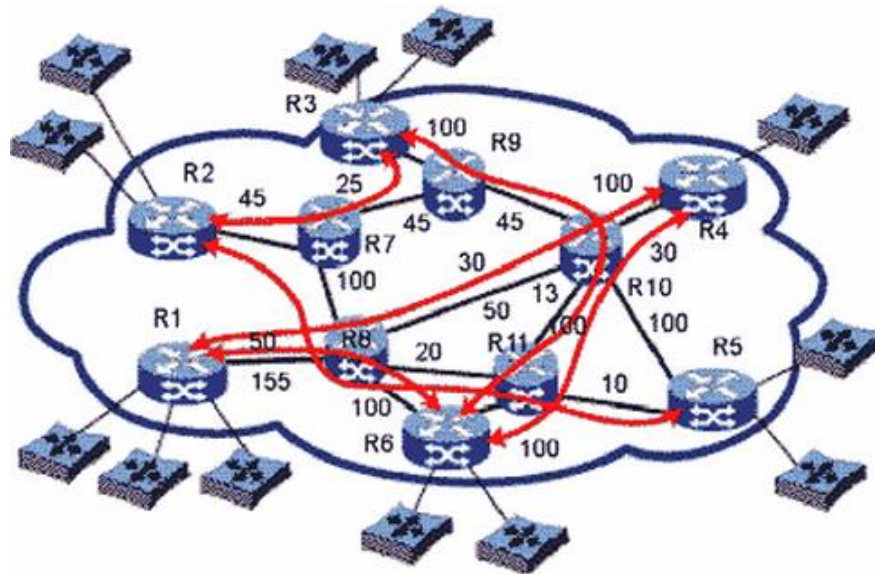


Рисунок 1.8 – Розподіл навантаження по мережі – вибір шляху дотримання трафіку

Іншим способом постановки завдання TE став пошук такого набору шляхів, при якому всі значення коефіцієнтів використання ресурсів не перевищуватимуть деякий заданий поріг  $K_{max}$ . Подібний підхід більш простий в реалізації, так як пов'язаний з перебором меншої кількості варіантів, тому він частіше застосовується на практиці. На рисунку 1.7 показано одне з можливих рішень поставленого завдання, яке гарантуватиме, що максимальний коефіцієнт використання ресурсів не перевищує 0,6. Однак мало знайти рішення – треба його реалізувати. Після того як шляхи задані, необхідний механізм, за допомогою якого блоки даних, що відносяться до певного потоку трафіку, спрямовувалися б саме через обрані проміжні маршрутизатори. Це завдання для, наприклад, мереж IP не тривіальне, так як основний режим маршрутизації пропонує єдиний «найкоротший» маршрут, а режим маршрутизації від джерела, коли відправник пакета сам задає точну послідовність проміжних вузлів уздовж шляху, володіє декількома дуже серйозними обмеженнями. По-перше, він підтримується для поточної четвертої версії протоколу IP далеко не всіма виробниками обладнання. По-друге, при виборі маршрутизації від джерела ступінь надмірності службової

інформації значно підвищується, так як кожен пакет містить всі адреси проміжних маршрутизаторів, а їх може бути і не так уже й мало. По-третє, цей режим надзвичайно вразливим з точки зору безпеки; саме тому адміністратори при конфігуруванні маршрутизаторів, як правило, його відключають. Отже, для встановлення в мережі знайдених шляхів TE потрібен спеціальний протокол сигналізації.

Якщо звернутися до практики, то можна побачити, що ідеї TE застосовуються поки тільки для підтримки способів управління шляхами проходження потоків трафіку через мережу. Проте, вважаємо за доцільне застосування технології TE при розробці методики оптимального розподілу інформації для досліджуваної мережі. Основним інструментом вибору і встановлення шляхів в мережах IP сьогодні є технологія комутації міток (Multi Protocol Label Switching, MPLS). Вона використовує і розвиває концепцію віртуальних каналів в мережах X.25, Frame-Relay і ATM, об'єднуючи її з технікою вибору шляхів на основі інформації про топології і поточне завантаження мережі, одержуваної за допомогою протоколів маршрутизації мереж IP. Технологія MPLS TE вже досить добре стандартизована в ряді документів IETF і підтримується більшістю провідних виробників обладнання для мереж IP.

#### 1.4.4 Механізми MPLS, що реалізують Traffic Engineering

Загальні рекомендації щодо застосування технології MPLS для вирішення завдань TE сформульовані в інформаційному RFC 2702 «Requirements for Traffic Engineering over MPLS». Потрібно відзначити, що, хоча цей документ і не претендує на роль стандарту Internet, проте більшість виробників досить точно слідує описаним в ньому принципам і механізмам. Для вирішення завдання TE технологія MPLS використовує розширення протоколів маршрутизації, що працюють на основі алгоритму стану зв'язків. Сьогодні такі розширення стандартизовані для протоколів

OSPF і IS-IS. Причина застосування протоколів маршрутизації даного класу досить очевидна – ці протоколи, на відміну від дистанційно–векторних протоколів, до яких відноситься, наприклад, RIP, дають маршрутизатору повну топологічну інформацію про мережі. Їх оголошення містять інформацію про маршрутизаторах і мережах, а також про фізичних зв'язках між ними. Кожен зв'язок характеризується поточним станом працездатності і метрикою, в якості якої використовується величина, зворотна пропускну здатності каналу. У традиційному варіанті для вибору найкоротшого (з мінімальною сумарною метрикою) шляху до кожної з мереж маршрутизатора необхідний граф мережі, ребра якого навантажені значеннями метрик. При цьому з знайденого шляху в таблиці маршрутизації запам'ятовується тільки наступний транзитний вузол (IP-адресу найближчого маршрутизатора), а інші проміжні вузли відкидаються – так вимагає розподілений принцип просування пакетів, прийнятий в мережах IP, відповідно до якого кожен маршрутизатор приймає рішення тільки про один крок маршруту.

В технології MPLS TE інформація про знайдений раціональний шлях використовується повністю – тобто запам'ятовується не тільки перший транзитний вузол, як в основному режимі маршрутизації IP, а всі проміжні вузли шляху разом з початковим і кінцевим, тобто маршрутизація проводиться від джерела. Тому достатньо, щоб пошуком шляхів займалися тільки прикордонні LSR мережі, а внутрішні – лише постачали їм інформацію про поточний стан мережі, яка необхідна для прийняття рішень. Такий підхід, який вживають не тільки в MPLS, але і в інших технологіях (наприклад, в протоколі PNNI ATM), володіє декількома перевагами в порівнянні з розподіленою моделлю пошуку шляху, що лежить в основі стандартних протоколів маршрутизації IP. По-перше, він дозволяє використовувати «зовнішні» рішення, коли шлях знаходяться будь-якою системою оптимізації мережі в автономному режимі, а потім прокладається в мережі. По-друге, кожен з прикордонних LSR може працювати за власною версією алгоритму, в той час як при розподільному пошуку на всіх LSR

необхідний ідентичний алгоритм, що ускладнює побудову мережі з обладнанням різних виробників. Ну і, по-третє, такий підхід розвантажує внутрішні LSR від роботи з пошуку шляхів. Після знаходження шляху, незалежно від того, знайдений він був прикордонним LSR або зовнішньою системою, його необхідно встановити. Для цього в MPLS TE використовується спеціальний протокол сигналізації, який вміє поширювати по мережі інформацію про явні (explicit) маршрути. Сьогодні в MPLS TE визначено два таких протоколи: RSVP з розширеннями і CR-LDP. Повідомлення цих протоколів передаються від одного вузла мережі до іншого відповідно до даних про IP-адреси маршруту. MPLS підтримує два типи явних шляхів: строгий (strict), який визначає всі проміжні вузли, і вільний (loose), коли в повідомленні протоколу сигналізації задається тільки частина проміжних вузлів, а решта вибираються самими проміжними вузлами самостійно, наприклад по таблиці маршрутизації.

### 1.5 Технологія GMPLS

Пропонований IETF стандарт GMPLS дозволяє здійснити перехід від технології IP, що функціонує на рівні 3, безпосередньо до оптичних транспортних механізмів рівня 1. Стандарт GMPLS знаходиться сьогодні в стадії розробки. Ця технологія не нова – вона базується на механізмах, що виникли в результаті розгортання і стандартизації засобів MPLS, які спрощують мережеву архітектуру за рахунок заміни обладнання ATM і Frame-Relay, призначеного для контролю за проходженням трафіку. Технологія MPLS підвищує масштабованість мереж IP і покращує якість обслуговування, створюючи комутовані по мітках тракти (LSP, Label-Switched Paths) за допомогою спеціальних маршрутизаторів (LSR, Label Switching Routers). Найважливішою перевагою GMPLS перед MPLS є можливість встановлення оптичних з'єднань на основі міток на рівні 1. Механізми GMPLS можуть бути реалізовані двома способами: на основі

моделі перекриттів (overlay) або тимчасової (peer) моделі. У моделі перекриттів, званої також UNI, маршрутизатор є клієнтом оптичного домену і взаємодіє тільки з безпосередньо пов'язаним з ним оптичним вузлом. В рамках такої моделі фізичний маршрут світлового променя визначається оптичну мережу, а не маршрутизатором.

У тимчасовій моделі рівень IP/MPLS має ті ж повноваження, що і рівень оптичної передачі. Іншими словами, маршрутизатори IP здатні повністю визначати весь маршрут з'єднання, включаючи і ті його відрізки, які проходять через оптичні пристрої. Основне завдання GMPLS в обох випадках полягає в розширенні сфери дії технології комутації по мітках і її перенесення від маршрутизаторів на оптичний рівень, де рішення про подальшу пересилку пакетів приймаються на підставі тимчасових інтервалів, довжин хвиль і фізичних портів (в термінології GMPLS – «неявних міток»), а не вмісту пакета. Технологія GMPLS встановлює рівноправні відносини між оптичними доменами, за рахунок підтримки нових класів LSR. Найбільш істотними аспектами технології GMPLS є способи видачі запитів і організації пересилання міток, виділення пропускну здатності і виявлення помилок в мережі. Для підтримки різних типів зв'язку (нормального, безпакетного і суміжних з'єднань) стандарт GMPLS використовує розширення Interior Gateway Protocol (IGP). Якщо вузли на обох кінцях каналу здатні приймати і передавати пакети, GMPLS визначає такий зв'язок як нормальне з'єднання. Якщо немає – як безпакетне з'єднання. Якщо LSR створює і підтримує маршрут з комутацією міток, LSP можна визначити в IGP як шлях, який примикає.

Важлива властивість такого підходу полягає в тому, що GMPLS визначає ієрархію LSP. Це дозволяє підтримувати вкладену структуру трактів при формуванні шляху проходження трафіку. Ця функція аналогічна механізму об'єднання міток в MPLS, завдяки якому невеликі LSP об'єднуються в більш великі. Операції, передбачені технологією GMPLS, багато в чому схожі на операції над трактами LSP в пакетних мережах, які,

по суті, є віртуальним поданням фізичних маршрутів руху пакетів. При формуванні ієрархії GMPLS маршрути LSP, які починаються і закінчуються в вузлах з комутацією пакетів, розміщуються в нижній частині структури, потім у висхідному порядку слідують комутуючі вузли TDM, вузли лямбда-комутації та вузли волоконно-оптичної комутації.

### 1.6 Мережа оптичної комутації блоків

У мережі оптичної комутації блоків в якості ліній зв'язку використовуються DWDM канали, що дозволяють передати по одному оптичному волокну до 240 різних довжин хвиль, по кожному з яких можна передати дані зі швидкістю 10 Гбіт/с. Разом сумарна ємність однієї лінії зв'язку може досягати 2.4 Тбіт/с. Оскільки такий обсяг інформації неможливо обробити в електронному вигляді, то в вузлах мережі OBS використовуються фотонні комутатори, які здійснюють комутацію сигналу без його перетворення в електронну форму. Так само в вузлах присутні конвертори несучих частот оптичних сигналів. При цьому вузли мережі OBS не оснащені оптичними буферами (або оптичною пам'яттю). Фактично, двом абонентам мережі OBS надається виділений оптичний канал через всю мережу (Wavelength Virtual Path – віртуальний оптичний шлях), але лише на кілька мілісекунд – час, достатній для передачі декількох мегабайт інформації. Таким чином, мережа OBS є мережею з комутацією каналів. У мережі OBS блоки даних формуються на вході в мережу і розбираються на виході з мережі. За загальним визначенням блок (burst) – це оцифрований «сплеск» розмови або група даних. У мережах IP-over-OBS блок, який формується на кордоні мережі, може складатися з безлічі IP-пакетів і містити кілька мегабайт даних (високоякісне зображення, короткий відеокліп і т. і.).

Кожен блок передує власним сигнальним повідомленням, званим «пакетом початку блоку» (Burst Head Packet – BHP). BHP просувається по мережі прямо перед передачею блоку для резервування шляху або оптичних

частот, піддаючись оптико-електронного перетворення на кожному вузлі мережі, в той час як сам блок даних передається по мережі в оптичному вигляді без перетворень. Аналіз джерел з тематики досліджуваної проблеми показав, що продуктивність мережі оптичної комутації блоків багато в чому залежить від таких факторів, як:

- швидкодія фотонного комутатора в вузлах мережі і його архітектура;
- канальна ємність оптичних DWDM-ліній;
- наявність оптичної пам'яті (FDL) в вузлах мережі;
- алгоритми заняття оптичних шляхів, а також алгоритми сполучення мережі OBS з існуючими пакетними мережами;
- алгоритми розподілу інформаційних потоків.

## 2 МЕТОДИ ОПТИМАЛЬНОГО РОЗПОДІЛУ ІНФОРМАЦІЇ В КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖАХ

### 2.1 Формування оптимізаційного завдання

Для завдань оптимізації мережевих потоків в якості початкових умов як правило задається інформація про топологію мережі, пропускну спроможність каналів зв'язку та деякий критерій оптимальності розподілу мережевого потоку. Крім перерахованих умов, додатково можуть бути задані обмеження на пропускну здатність вузлів мережі, мінімальну інтенсивність потоку, що формується джерелами і т.і. Найбільш простою, з точки зору методів математичного програмування, є мережева оптимізаційна задача за критерієм мінімізації сумарних дугових потоків і обмеженням на ємність каналів зв'язку. Незважаючи на свою простоту, в даній задачі відображений базовий підхід вирішення мережевих оптимізаційних задач методами математичного програмування, необхідний для формулювання пошуку мережної оптимізаційної задачі.

- Індекси:
- $d = 1, 2, \dots, D$  навантаження між джерелами і одержувачами;
- $e = 1, 2, \dots, E$  односпрямовані канали зв'язку (дуги орграфу);
- $v = 1, 2, \dots, V$  вузли мережі.
- Константи:
- $a_{ev} = 1$ , якщо канал  $e$  виходить з вузла  $V$ ; 0 в іншому випадку;
- $b_{ev} = 1$ , якщо канал  $e$  входить в вузол  $V$ ; 0 в іншому випадку;
- $S_d$  – вузол–джерело навантаження  $d$ ;
- $t_d$  – вузол–одержувач навантаження  $d$ ;
- $u_d$  – величина навантаження  $d$ ;
- $h_e$  – пропускну здатність каналу;
- Змінні:

- $x_{ed}$  – частка навантаження  $d$  в каналі  $e$ ;
- $y_e$  – навантаження в каналі  $e$ .

Цільова функція:

$$\min F = \sum_{e \in E} y_e \quad (2.1)$$

$$y_e = \sum_{d \in D} y_d x_{ed} \quad (2.2)$$

Обмеження представлені далі:

$$\sum_e a_{ev} x_{ed} - \sum_e b_{ev} x_{ed} = \begin{cases} 1, & v = s_d \\ 0, & v \neq s_d, t_d \\ -1, & v = t_d \end{cases} \quad (2.3)$$

$$\sum_e a_{ev} x_{ed} \leq 1, \quad \text{де } v = 1, 2, \dots, V \quad (2.4)$$

$$\sum_e b_{ev} x_{ed} \leq 1, \quad \text{де } v = 1, 2, \dots, V \quad (2.5)$$

$$y_e \leq h_e, \quad \text{де } e = 1, 2, \dots, E \quad (2.6)$$

Мінімізується цільова функція (2.1) завдання є сума дугових потоків  $y_e$ , які виражаються через величини навантажень  $y_d$  між джерелами і одержувачами (2.2). Мінлива  $x_{ed}$  є шуканим вектором мережевого потоку. Формула (2.3) виражає закон збереження потоку: сума часткою одного і того ж трафіку, що входить в даний вузол, дорівнює сумі часток цього ж трафіку, що виходить з цього вузла. Формули (2.4) та (2.5) обмежують одиницею суми часткою вхідного і вихідного трафіку відповідно. Формула (2.6) задає обмеження на ємність каналу зв'язку. У наведених вище виразах змінні  $x_{ed}$  є дійсними числами від 0 до 1. Це означає, що трафік пари джерело–одержувач може передаватися за різними маршрутами.

Так як умови-обмеження і цільова функція є лінійними, то поставлена задача є задачею лінійного програмування (ЛП). Найбільш відомим і широко застосовуваним на практиці для вирішення загальної задачі лінійного програмування є симплекс-метод, розроблений Дж. Данцигом [27]. Для наведеної задачі існує велика кількість модифікацій [21], що дозволяють, наприклад, обмежити число знайдених маршрутів, знайти фіксовану кількість маршрутів, знайти для частини навантажувальних пар тільки один маршрут, врахувати пропускну спроможність вузла мережі і т.д. Відзначимо, що завдання має ряд обмежень в частині її застосування. По-перше, якщо сумарне навантаження на мережу перевищить максимальний потік, то задача не матиме рішення. По-друге характер трафіку в мережі повинен бути строго детермінованим. По-третє, завдання не враховує втрати інформації. Проте, частина виразів – (2.2), (2.3), (2.4), (2.5) – можуть бути застосовані і в задачі пошуку. Знайдемо формальне вираження для шуканої цільової функції і внесемо відповідні зміни в вищенаведену оптимізаційних задач. Однією з вимог щодо розроблюваного алгоритму є зменшення ймовірності втрат оптичних блоків.

У випадку, коли джерела генерують пуассоновський трафік, інтенсивність надходження блоків даних в конкретну дугу може зменшитися внаслідок втрат на попередніх дугах. Відповідно трафік на даній дузі буде вже не пуассоновским. Проте, якщо втрати блоків відносно малі, то ми можемо вважати, що цей «розріджений» (внаслідок втрат) потік для будь-яких дуг – теж пуассонівський. Таке припущення дає можливість сформулювати нелінійну оптимізаційну задачу, що дозволяє знайти безліч маршрутів. Навіть якщо характер трафіку в мережі буде не пуассонівським, обчислені таким методом маршрути все одно дозволять мінімізувати втрати в мережі внаслідок «паралельного» розподілу трафіку в порівнянні зі звичайними методами маршрутизації. Якщо характер трафіку в мережі – пуассоновський, то, відповідно до теорії телетрафіка, ймовірність втрат в кожній дузі є можна висловити першою формулою Ерланга:

$$P_e(y_e) = \frac{y_e^W / W!}{\sum_{i=0}^W y_e^i / i!} \quad (2.7)$$

де  $W$  – кількість частотних каналів на дузі  $e$ .

Таким чином ми отримали залежність сумарних втрат оптичних блоків від інтенсивності навантаження, що формується джерелами, що дає можливість сформулювати наступну нелінійну оптимізаційну задачу:

Індекси:

- $d = 1, 2, \dots, D$  навантаження між джерелами і одержувачами;
- $e = 1, 2, \dots, E$  односпрямовані канали зв'язку (дуги орграфу);
- $v = 1, 2, \dots, V$  вузли мережі.

Константи:

- $a_{ev} = 1$ , якщо канал  $e$  виходить з вузла  $V$ ; 0 в іншому випадку;
- $b_{ev} = 1$ , якщо канал  $e$  входить в вузол  $V$ ; 0 в іншому випадку;
- $S_d$  – вузол–джерело навантаження  $d$ ;
- $t_d$  – вузол–одержувач навантаження  $d$ ;
- $y_d$  – величина навантаження  $d$ ;
- $h_e$  – пропускна здатність каналу;

Змінні:

- $x_{ed}$  – частка навантаження  $d$  в каналі  $e$ ;
- $y_e$  – навантаження в каналі  $e$ .

Цільова функція:

$$\min F = \sum_{e \in E} (y_e \times P_e(y_e))$$

$$y_e = \sum_{d \in D} y_d x_{ed}, \quad P_e(y_e) = \frac{y_e^W / W!}{\sum_{i=0}^W y_e^i / i!} \quad (2.8)$$

Обмеження:

$$\sum_e a_{ev}x_{ed} - \sum_e b_{ev}x_{ed} = \begin{cases} 1, & \text{если } v = s_d \\ 0, & \text{если } v \neq s_d, t_d \\ -1, & \text{если } v = t_d \end{cases}$$

$$\sum_e a_{ev}x_{ed} \leq 1, \quad \text{где } v = 1, 2, \dots, V$$

$$\sum_e b_{ev}x_{ed} \leq 1, \quad \text{где } v = 1, 2, \dots, V$$

Залежно від топології мережі, алгоритм може знайти дуже велику кількість маршрутів. Якщо обмежити ненульові частки трафіку значенням  $t_{\min} \leq x_{ed} \leq 1$ , то кількість знайдених маршрутів для будь-якої пари джерело–одержувач не перевищить значення  $1/t_{\min}$ , що може бути актуально для великих мереж. Також можна обмежити змінні  $x_{ed}$  тільки значеннями 0 і 1; в цьому випадку рішення задачі призведе до знаходження тільки одного шляху між джерелом і одержувачем і стає можливим поміщати маршрутну інформацію не в пакет ВНР, а попередньо встановити її в вузлах мережі. При цьому вузол буде приймати рішення про маршрутизацію на основі пари адрес: джерела і одержувача (програмна реалізація даного алгоритму реалізована в Додатку А).

## 2.2 Рішення оптимізаційного завдання

Як середовище розробки алгоритму розподілу інформації була обрана система MATLAB, в якій реалізовані всі основні алгоритми пошуку рішень задач математичного програмування. Завдання вирішено з використанням функції пошуку оптимуму `fmincon` (див. Додаток А). Параметрами функції є:

- $X = \text{FMINCON}(\text{FUN}, X_0, A, B, A_{\text{eq}}, B_{\text{eq}}, LB, UB)$ ;
- $X_0$  – початкова точка пошуку;
- $A, B$  – матриці умов–обмежень виду  $A \cdot X \leq B$ ;

- $A_{eq}$ ,  $B_{eq}$  – матриці умов–обмежень виду  $A_{eq} \cdot X = B_{eq} LB$ ;
- $UB$  – вектори умов–обмежень виду  $LB < X < UB$ ;
- $FUN$  – покажчик на цільову нелінійну функцію;
- вектор  $X$  – рішення оптимізаційної задачі.

Перевірка роботи оптимізаційного алгоритму була проведена на топології, що складається з 6 опорних, 8 граничних улов і 15 двонапрямлених каналів. Кількість різних трафіків складало 8 одиниць. Схема досліджуваної мережі представлена на рисунку 2.1.

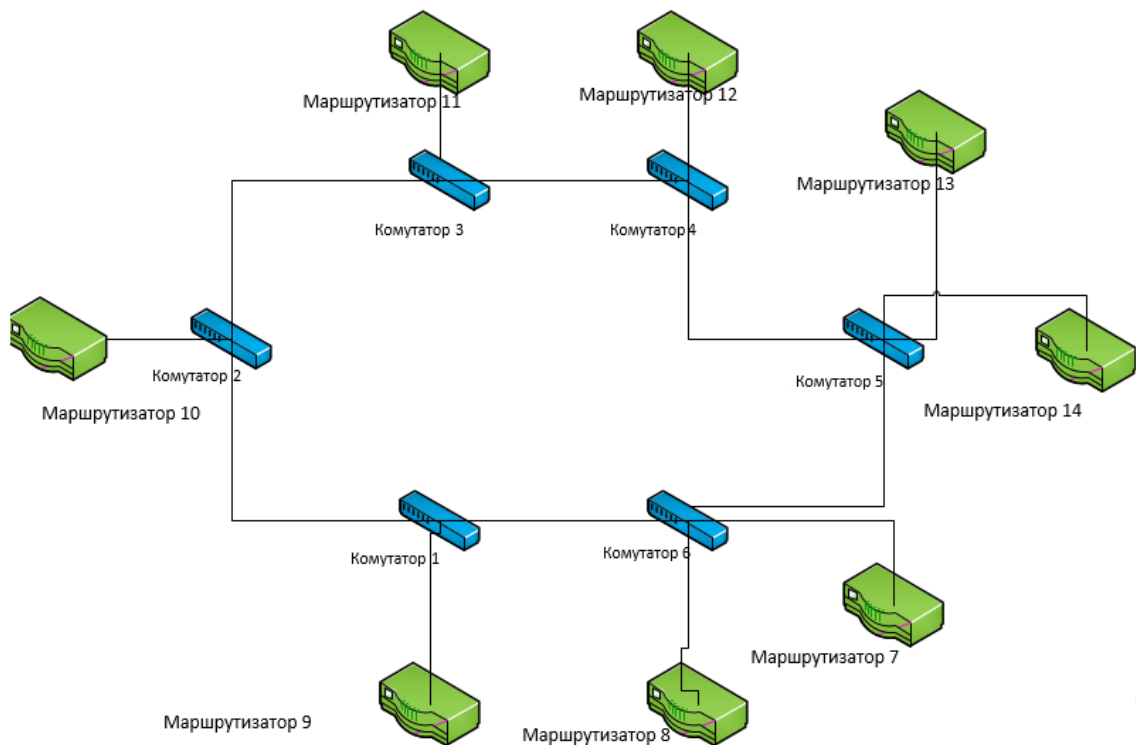


Рисунок 2.1 – Схема топології досліджуваної мережі

Джерелами трафіку є граничні пристрої – маршрутизатори (Router X). Граничне пристрій може підключатися до мережі декількома каналами зв'язку (наприклад, з метою резервування). Але при реалізації розроблювального алгоритму в середовищі MATLAB з метою спрощення в даній топології граничні пристрої підключені одним каналом. Проміжними

пристроями є OBS комутатори. Реалізація представлена в Додатку Б. Оцінка роботи алгоритму проводилася з урахуванням наступних початкових умов стосовно даної топології:

- $W = 32$  – кількість DWDM–подканалов в кожній лінії зв'язку;
- $LineSpeed = 2048000000$  – швидкість передачі даних в одному DWDM– подканалі (2 Кбіт);
- $Burstlength = 1024000 * 8$  – середня довжина блоку даних (1 Мбайт);
- $HandlingTime = Burstlength / LineSpeed$  – середній час обслуговування одного блоку даних.

Таблиця трафіків представлена нижче:

Таблиця 2.1 – Інтенсивності трафіків

Джерело	Отримувач	Інтенсивність формування блоків даних
Router 7	Router 7	Router 7
Router 8	Router 8	Router 8
Router 9	Router 9	Router 9
Router 10	Router 10	Router 10
Router 11	Router 11	Router 11
Router 12	Router 12	Router 12
Router 13	Router 13	Router 13
Router 14	Router 14	Router 14

Практика показала, що розрахунок оптимальних маршрутів на ПЕОМ Intel Core i3 для досліджуваної мережі склала близько 30 секунд, що є неприйнятним. З метою мінімізації часу пошуку було здійснено ряд наступних заходів. Функції `fmincon` потрібно показчик на процедуру `FUN`, що виконує розрахунок цільової функції оптимізаційної задачі. Оскільки умови–обмеження в нашій задачі є лінійними, а цільова функція нелінійної

то для пошуку оптимуму в функції `fmincon` включається алгоритм, який реалізує градієнтний метод. Цей метод передбачає на кожній ітерації, пошукового алгоритму обчислення перших приватних, похідних цільової функції в деякій проміжній точці  $X'$ . Обчислення градієнта може бути виконано самої функцією `fmincon`, проте в цілях скорочення кількості викликів цільової функції розрахунок градієнта в точці  $X'$  функція `fmincon` дозволяє виконати самостійно, в рамках цільової функція `FUNC`. Для цього необхідно, щоб остання повертала не тільки своє значення, а й градієнт. Також з метою скорочення часу на обчислення цільової функції прямої розрахунок першої формули Ерланга замінюємо на ітераційний. Еквівалентна запис функції на мові `MATLAB` виглядає так:

```
function B = ErlangB(rho,n)
% Вычисление первой формулы Эрланга итерационным методом
B = 1
for k=1:n
B = ((rho*B)/k) / (1+rho*B/k);
End
```

Приклад 2.1 – Заміна прямого розрахунку першої формули Ерланга на ітераційний (запис на `Matlab`)

Таким чином, була досліджена інтенсивність трафіку.

### 3 МОДИФІКОВАНИЙ МЕТОД МАРШРУТИЗАЦІЇ У МЕРЕЖАХ MPLS

У магістерській роботі досліджувана мережа позиціонується як магістральна транспортна мережа, що не залежить в частині адресації і принципів маршрутизації від підключених до неї мереж, які формують для неї навантаження (IP, FR, ATM, SDH та ін.). У розробленій модифікації алгоритму динамічної маршрутизації пропонується два варіанти управління мережевими потоками: централізованим способом (на виділеному обчислювачі) і децентралізованим. Також проаналізовано алгоритм пошуку запасних маршрутів з метою підвищення відмовостійкості мережі.

#### 3.1 Об'єкти мережі оптичної комутації блоків

У стандарті GMPLS (RFC 3471,3945) визначено три типи мережеских пристроїв: вузол ядра мережі – Р-маршрутизатор, в функції якого входять виключно процес комутації міток, прикордонний PE-маршрутизатор, функції якого полягають в організації транспортування підключених мереж через мережу GMPLS і, нарешті, клієнтські PE-маршрутизатори. У мережі оптичної комутації блоків каналами зв'язку між се і PE-маршрутизаторами можуть бути практичні будь-які каналні технології, включаючи такі, як GigabitEthernet, SDH і т.п. Завданнями PE маршрутизатора в разі підключення пакетної мережі входить збірка блоку з безлічі пакетів/кадрів і підготовка оптичного транспорту для подальшої передачі зібраного блоку. Блок даних може мати розмір в кілька Мбайт. Узагальнена схема мережі GMPLS представлена на рисунку 3.1. Між PE- і Р-, а так само між Р-маршрутизаторами застосовуються DWDM канали, що дозволяють передати по одному оптичного волокна до 240 різних довжин хвиль. Одна з довжин хвиль (далі – Лямбда) – повністю відводиться під керуючий трафік і піддається опто-електронного перетворення на кожному PE- і Р-вузлі.

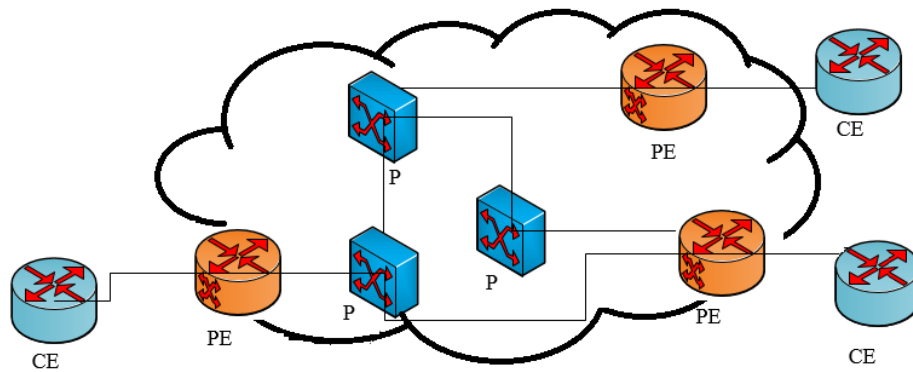


Рисунок 3.1 – Узагальнена схема мережі з многопротоковою комутацією по мітках

P-маршрутизатори оснащені фотонними комутаторами, що дозволяють будь-яку вхідну лямбда скоммутувати в будь-яку вихідну, тобто P-маршрутизатори крім фотонного комутатора додатково оснащені конверторами частот лямбда-каналів. Передбачається, що вузлах мережі відсутні оптичні буфери, інакше – оптична пам'ять. Двом абонентам мережі надається виділений оптичний канал через всю мережу (WVP – Wavelength Virtual Path – віртуальний оптичний шлях), але лише на кілька мілісекунд – час, достатній для передачі одного блоку, тобто декількох мегабайт інформації. В якості сигнального протоколу встановлення WVP пропонується використовувати алгоритм Just In-Time [26]. Відповідно до зазначеного алгоритмом визначимо наступні типи повідомлень:

- сигнал встановлення з'єднання (Call Setup);
- сигнал завершення передачі (Call Clear);
- сигнал недостатності ресурсів (Resource Reject);
- сигнал аварійного розриву з'єднання (Call Failure).

### 3.2 Протокол встановлення маршрутних тунелів CR-LDP

P і PE-маршрутизатори мережі оптичної комутації блоків повинні бути оснащені агентами протоколу OSPF з розширеннями MPLS, що гарантує

наявність у будь-якому з PE-вузлів топологічної інформації, а так само оснащені протоколом обміну мітками LDP і CR-LDP. Технологія GMPLS передбачає наявність на всіх PE-маршрутизаторах протоколу BGP. Зв'язок між усіма граничними маршрутизаторами здійснюється по MP-BGP-з'єднанням. Даний протокол забезпечує обмін маршрутною інформацією між PE-маршрутизаторами. Слід зазначити, що P-маршрутизатори не знають про існування мереж, що знаходяться за межами кордону мережі, тобто за межами PE-маршрутизаторів. Надходить на кордоні мережі інформація від SE-маршрутизаторів групується відповідно до вузлом одержувача, а саме – відповідно до кінцевим PE-маршрутизатором. Кожному PE-маршрутизатора протоколом LDP ставиться у відповідність унікальна в межах даного вузла мітка, якою обмінюються все маршрутизатори в GMPLS-домені. Зазначена GMPLS-мітка використовується в протоколі ЛТ при інкапсуляції групи вихідних пакетів в оптичний блок. При цьому для P-маршрутизаторів стає неважливим вміст блоку, а комутація блоку даних здійснюється на основі мітки GMPLS.

Для створення оптимальних маршрутів методи MPLS-TE передбачають використання протоколу CR-LDP. Даний протокол забезпечує встановлення жорстко заданих маршрутів (explicit paths), які можуть відрізнятися від найкоротших і, взагалі кажучи, можуть бути довільними. Саме ця властивість дозволяє застосувати розроблений алгоритм розрахунку оптимальних маршрутів в мережі GMPLS. Як зазначалося раніше, на відміну від традиційних IP-MPLS-мереж досліджувана мережа GMPLS є мережею з комутацією каналів. Всі оптичні з'єднання, що проходять через P-маршрутизатори передаються без затримок. Тому резервування смуги пропускання (одиницею вимірювання якої в мережах OBS є інтенсивність викликів) на кожній ділянці маршруту слідування блоку даних на відміну від пакетних мереж не потрібно. Відзначимо, що протокол CR-LDP необхідний тільки для актуалізації маршрутною інформації в P-маршрутизаторах. Встановлення безпосередньо оптичних з'єднанні здійснюється алгоритмом

Just-In-Time. Відповідно до цього алгоритмом в сигнал встановлення з'єднання необхідно помістити маршрутну інформацію. Це може бути або повністю заданий маршрут (послідовність всіх транзитних вузлів) або GMPLS-мітка, яку привласнив для даного одержувача протокол CR-LDP. Деяким з сигнальних схем алгоритму встановлення з'єднань ЛТ необхідний розрахунок часу затримки перед посилкою блоку (idle time) в залежності від довжини (кількості транзитних вузлів) маршруту. Цю інформацію може надати пропонований алгоритм розрахунку оптимальних маршрутів.

### 3.3 Алгоритм розрахунку поточного навантаження уздовж MP-BGP-сесії

З точки зору розробленої модифікації алгоритму пошуку оптимальних маршрутів, навантаженням (сукупністю джерела і одержувача) є MP-BGP-сесія за умови повнозв'язаного BGP-домену. Якщо в мережі застосовуються BGP-відбивачі маршрутів, або BGP-конфедерації, то в якості навантаження необхідно вважати сумарний трафік між двома PE-маршрутизаторами. У пакетних мережах в MPLS-TE величина навантаження, що резервується під LSP-тунель (використовуваний для транспортування MP-BGP-сесії), є жорстко заданим адміністративним параметром. На противагу цьому (оскільки для мереж GMPLS резервування смуги уздовж маршруту не потрібно) в досліджуваній мережі пропонується для кожної MP-BGP-сесії величину навантаження обчислювати динамічно, відповідно до алгоритму (рисунок 3.2). Параметр N алгоритму – період часу, протягом якого здійснюється збір статистики переданих блоків. Чим більше цей параметр, тим рідше буде здійснюватися розрахунок маршрутів, а пікові навантаження будуть згладжені, тобто алгоритм маршрутизації буде повільніше реагувати на пульсацію по трафіку. Чим менше – тим швидше реагувати на зміни навантаження і «вовремя» її перерозподіляти відповідно до оптимізаційних алгоритмом. Але при цьому збільшиться навантаження на обчислювач

маршрутів. Для централізованого способу розрахунку маршрутів за доцільне цей параметр встановлювати рівним половині періоду ЧНН.

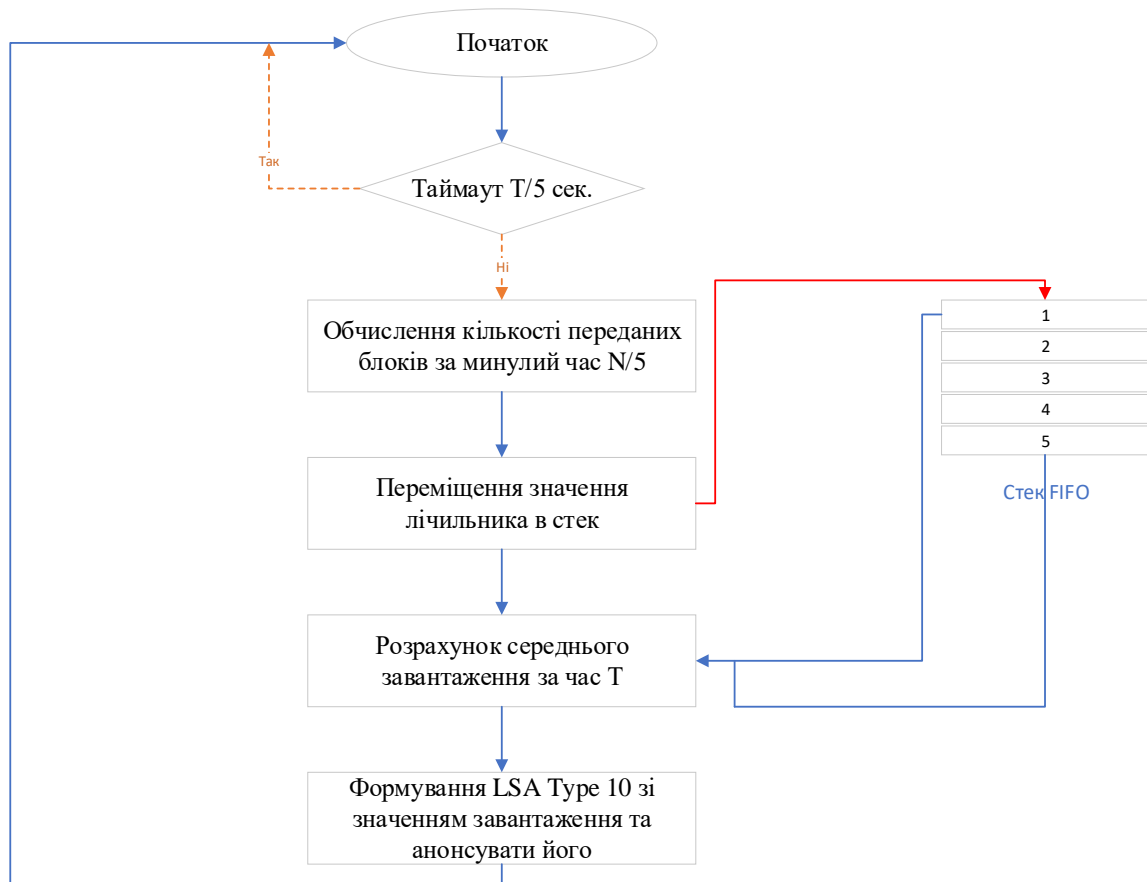


Рисунок 3.2 – Алгоритм розрахунку поточного навантаження уздовж MP–BGP-сесії

Розрахована таким чином величина навантаження за час  $T/5$  повинна бути розіслана всім PE-маршрутизаторів, або централізованим обчислювачам (основному і резервному). Для цього необхідно скористатися розширенням протоколу OSPF для мереж MPLS – анонсувати обчислену навантаження за допомогою LSA Type–10 (в літературі – opaque LSA). Зазначений LSA формується тільки агентами граничних вузлів і містить інформацію про всі одержувачів трафіку від даного вузла і величину формованої навантаження для кожного одержувача. Таким чином гарантується доставка інформації передбачуваного навантаження на мережу всім обчислювачам маршрутів.

Тобто все граничні вузли або виділені обчислювачі, відповідальні за розрахунок оптимальних маршрутів матимуть однаковий набір вихідних даних. Разом з тим ідентичність алгоритму розрахунку оптимальних маршрутів в кожному обчислювачі гарантує однаковість знайдених маршрутів. Зрозуміло, що пропускна здатність мережі між двома заданими вершинами кінцева, а так як величини розрахованих навантажень вищенаведеним алгоритмом можуть перевищити значення максимального потоку, то одні повинні бути обмежені зверху. Для цього: – Необхідно визначити джерела і одержувачі трафіку, для яких буде здійснено розрахунок оптимальних маршрутів. Спочатку трафік в мережі розподіляється по найкоротших маршрутах (працює протокол OSPF). За період часу  $T$  (рисунок 3.2) здійснюється збір статистики переданих блоків між MP-BGP-сусідами. Як джерела і одержувачів будуть рахуватися. Тільки ті пари PE-маршрутизаторів, навантаження між якими більше заданої величини, наприклад 5% від максимального потоку між ними за умови відсутності інших мережевих потоків. Такими чином, оптимізації буде піддаватися тільки трафік з «істотною» величиною навантаження.

Перед початком розрахунку маршрутів необхідно перевірити, чи не перевершує чи сумарне навантаження на мережу максимальний потік в мережі. Таке цілком можливо, якщо один або декілька джерел почнуть формувати навантаження, що перевищує пропускну здатність мережі. Якщо перевершує, то значення величин певних навантажень перед розрахунком оптимальних маршрутів необхідно зменшити. Для цього на початковому етапі роботи обчислювача маршрутів необхідно обчислити граничні величини навантажень, що формуються джерелами, які можуть бути гарантовано транспортовані мережею.

### 3.4 Алгоритм розрахунку запасних маршрутів

У проміжках між розрахунком маршрутів можуть виникнути разривикакіх–небудь ліній зв'язку, що може спричинити за собою втрату великої кількості мережевого навантаження. Для мінімізації таких наслідків необхідно використання алгоритму Fast Reroute, описаного в RFC 4090 (травень 2005). Для цього необхідно, щоб у кожній навантаженні був принаймні один запасний маршрут. Використання даного алгоритму гарантує, що трафік буде переведений на альтернативний маршрут за час менше 1 сек. Альтернативний маршрут використовується тільки в тому випадку, коли основний з яких–небудь причин не доступний. Ідея алгоритму Fast Reroute полягає в наступному: у випадку зникнення каналу зв'язку між двома вузлами, або виходу з ладу вузла, через який проходить основний маршрут, вузол, розташований ближче до аварійної ділянки (нижче по напрямку маршруту) посилає в напрямку джерела сигнал розриву LSP-тунелю. Джерело, отримавши такий сигнал, робить основний маршрут неактивним, а весь трафік відправляє по запасному маршруту. У даній роботі пропонується модифікація алгоритму розрахунку запасних маршрутів, яка представлена нижче. Слід зазначити, що запасний маршрут необхідно розрахувати як для трафіку, що передається по одному шляху, так і для багатоколіїні трафіку. Це пов'язано з тим, що запасний маршрут може не збігтися з жодним з багатоколіїні маршрутів, знайдених оптимізаційних алгоритмом для даної пари джерело/одержувач. Уздовж маршруту проходження блоків даних може вийти з ладу або канал, або вузол. Для того, щоб захистити трафік від подібних ситуацій, необхідно для кожної пари джерело/одержувач знайти два маршрути, які не перетинаються ні в одній зі своїх вершин.

Дійсно, на рисунку 3.4 (а) при виході з ладу будь–якого одного вузла або ребра графа потік може бути переданий по одному з альтернативних маршрутів. Однак можливі ситуації, коли між двома заданими вузлами будь–

які маршрути перетинаються як мінімум в одному вузлі (рисунок 3.4, б) або ребрі (рисунок 3.4, в). Для таких випадків необхідно, щоб запасні маршрути мали мінімальне число співпадаючих вершин. Пошук критичних вершин може бути здійснений перевіркою досяжності стоку з витоків в підграфі, отриманому з вихідного графа шляхом видалення деякої вершини. Якщо стік не можна досягти, значить розглянута вершина є критичною. Щоб мінімізувати час пошуку, треба послідовно розглянути вершини найкоротшого маршруту між стоком і витоком, так як якщо критична точка існує, то вона необхідно повинна входити в найкоротший маршрут.

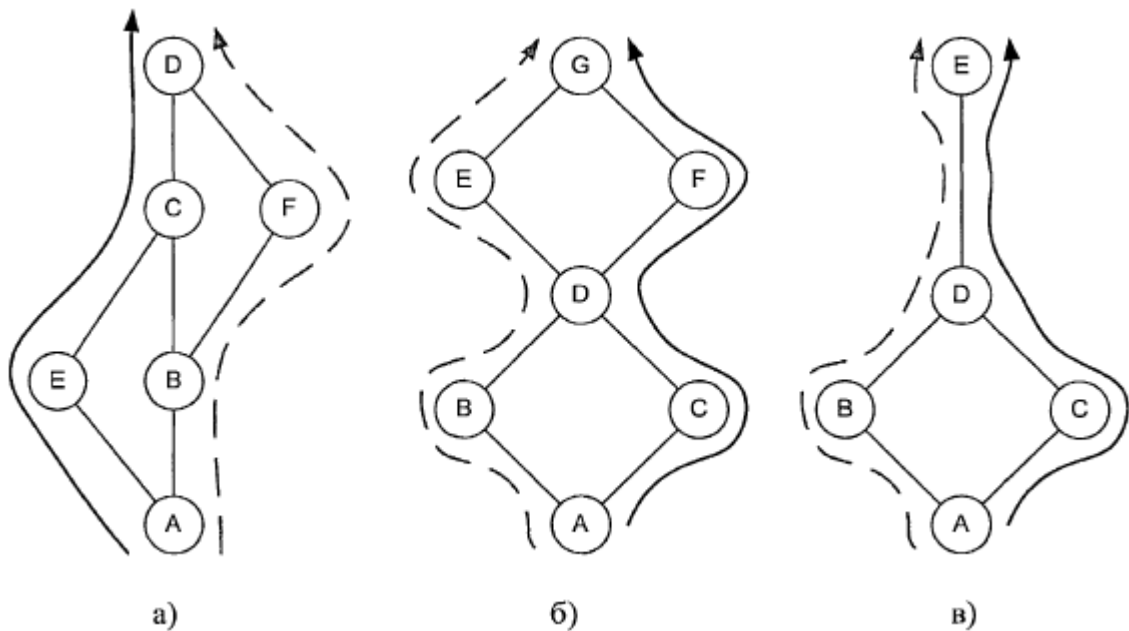


Рисунок 3.3 – Запасні маршрути

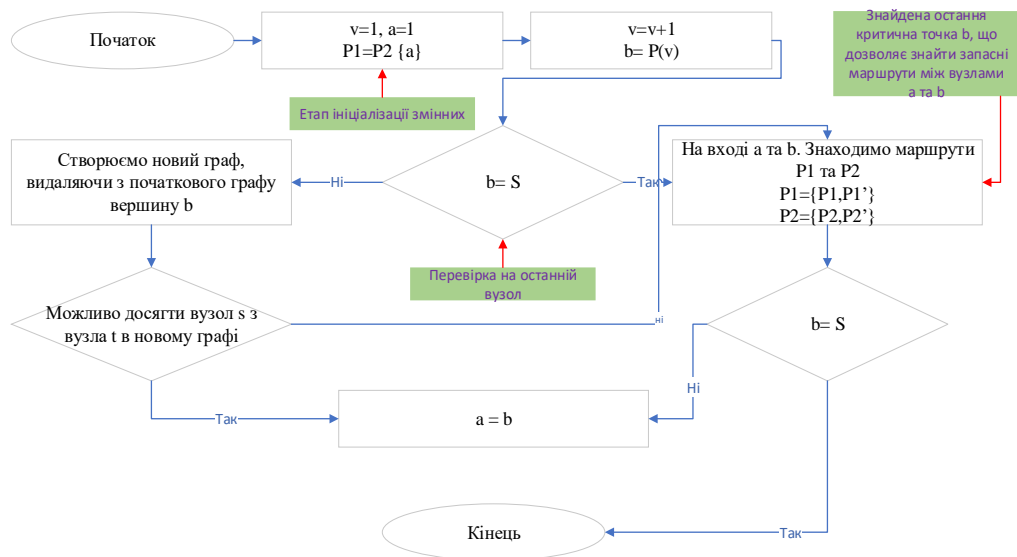


Рисунок 3.4 – Модифікація алгоритму пошуку запасних маршрутів

### 3.5 Функціональна схема розробленої моделі алгоритму динамічної багатокільної маршрутизації

Відповідно до алгоритму розрахунку оптимальних маршрутів для полнооптических мереж GMPLS вихідними даними є:

- топологія мережі;
- канална ємність DWDM-ліній зв'язку;
- інформація про джерела і одержувачів трафіку;
- середня інтенсивність формованої джерелами навантаження;
- гранична кількість одночасних з'єднань в Р-маршрутизатор;
- максимальне число маршрутів між парою джерело/одержувач, дозволене для передачі трафіку;
- інформація про топології, ємності DWDM-каналів зв'язку і розмірі неблокуючих матриці вузла можуть бути доставлені протоколом OSPF.

Інформація про джерела, одержувачів трафіку може бути отримана з протоколу BGP. Величини формованої ними навантаження повинні бути обчислені відповідно алгоритмом (рисунок 3.2). Централізований спосіб розрахунку маршрутовіпредполагає наявність в мережі одного або

декількох виділених обчислювачів, куди буде стікатися вся перерахована інформація. Узагальнена схема мережі представлена на рисунку 3.5, де RC – виділені обчислювачі.

При децентралізованому способі розрахунку маршрутів, розподіл трафіка в мережі буде оптимальним тільки в тому випадку, якщо всі PE-маршрутизатори матимуть ідентичні вхідні дані алгоритму розрахунку оптимальних маршрутів (відповідно – ідентичний набір маршрутів). Для досягнення цієї мети вводиться механізм синхронізації часу чергового розрахунку оптимальних маршрутів. Кожен вузол мережі повинен бути оснащений агентом точного часу, що використовує протокол NTP (Network Time Protocol – протокол мережевого часу). При децентралізованому способі розрахунку маршрутів в даній роботі пропонується оптимізувати тільки трафік, заданий адміністративно. Тобто граничне число альтернативних маршрутів і величина пропускнуої здатності мережі, необхідної для даної MP-BGP-сесії повинні бути задані на етапі встановлення MP-BGP-сесії і бути її властивостями.

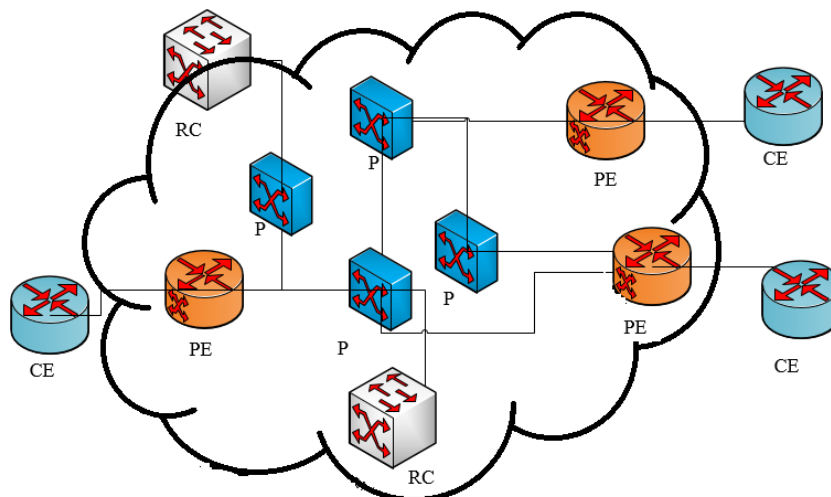


Рисунок 3.5 – Узагальнена схема мережі з виділеними обчислювачами

На рисунку 3.6 представлена функціональна схема моделі алгоритму динамічної маршрутизації, який функціонує в граничному вузлі мережі. База

вихідних даних наповнюється протоколами OSPF і MP-BGP. Алгоритм розрахунку запасних маршрутів і алгоритм розрахунку оптимальних маршрутів передають знайдені маршрути протоколу CR-LDP. Останній через мережу встановлює LSP-тунелі, які надходять в топологічну базу у вигляді односторонніх каналів зв'язку. З кожним маршрутом асоційована вага, величина якої трохи краще ніж найкоротший маршрут до даного одержувача, а так же ваговий коефіцієнт розподілу навантаження.

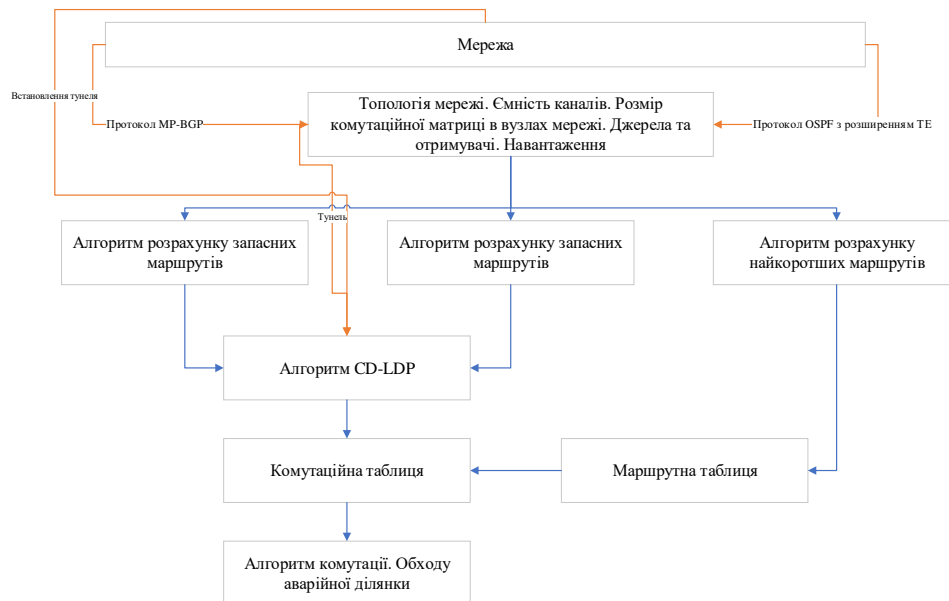


Рисунок 3.6 – Функціональна схема модифікації алгоритму динамічної маршрутизації

Для запасних маршрутів коефіцієнт розподілу навантаження дорівнює 0. Це означає що при штатному (безаварійном) функціонуванні мережі трафік по цих маршрутах не передається. У разі, якщо в мережі трапилася аварія, алгоритм CR-LDP гарантує відключення з маршрутної і комутаційної таблиці всіх тунелів, що проходять через аварійну ділянку. При цьому алгоритм обходу аварійної ділянки FastReroute (в складі алгоритму комутації) переключить трафік на один із запасних маршрутів.

## 4 МОДЕЛЮВАННЯ МЕРЕЖІ

### 4.1 Вибір топології мережі

Припустимо, що в якості транспорту в даній мережі використовується мережа SDH. Мережа SDH складається з двох кілець рівня STM-16, пов'язаних між собою двома міжміськими каналами (рисунок 4.1). До кожного SDH-мультиплексуру підключений IP-маршрутизатор, що викликано необхідністю забезпечити високошвидкісним підключенням до мережі Internet всі райони міст.

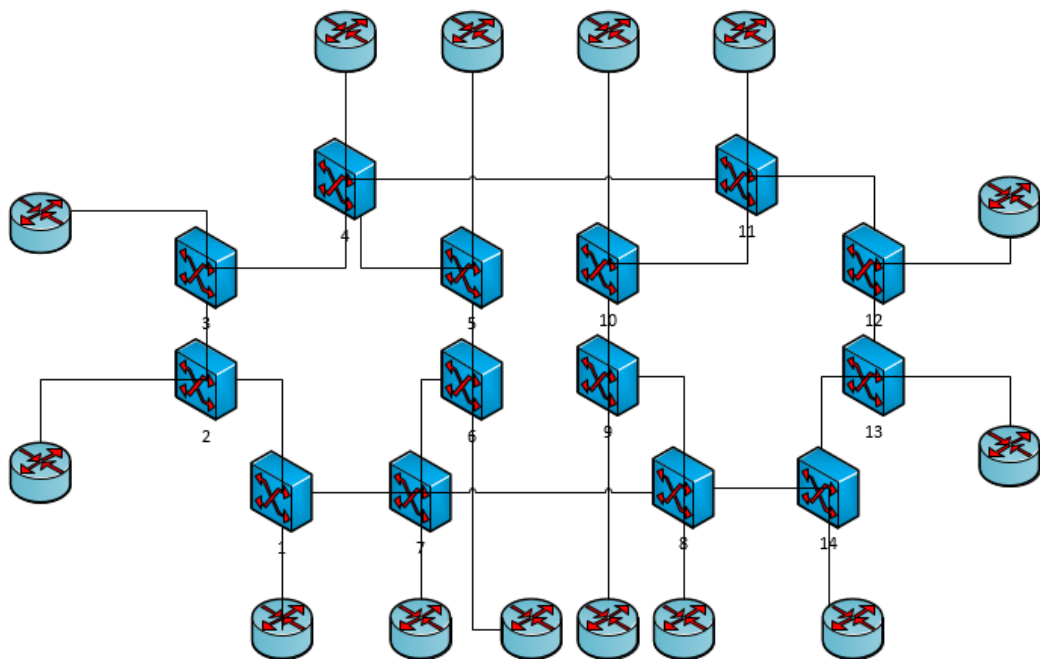


Рисунок 4.1 – Топологія досліджуваної мережі



Таблиця 4.1 – Розрахункові навантаження і маршрути проходження потоків

Джерело	Отримувач	Навантаження, Мбіт/с	Маршрут
2	2	336	2 1 7
3	3	168	32 17
3	3	168	3 4 5 6 7
13	13	504	13 14 8 7
7	7	3	7 6 5 4
7	7	333	7 1234
7	7	335	7 6 5
7	7	169	7 8 14 13 12
7	7	166	7 6 5 4 11 12
7	7	335	7 8 14 13
12	12	501	12 11 1098

Таблиця 4.2 – Результати моделювання

Джерело	Отримувач	Величина навантаження	
		Відповідно до запропонованої методики, Мбіт/сек	По найкоротших маршрутах, Мбіт/сек
2	7	311	284
3	7	334	205
13	7	466	121
7	4	335	276
7	5	317	209
7	12	299	197
7	13	309	225
12	8	485	328
Загальна пропускна здатність мережі		2853	1845

Отримані результати використовувалися в якості вхідних параметрів імітаційної моделі досліджуваної мережі. Розподіл потоків в мережі IP–MPLS було змодельовано в симуляторі NS–2. Використовуваний мережевий симулятор NS–2 містить реалізацію протоколів MPLS і CR–LDP, що дозволяє при моделюванні задати маршрути проходження пакетів, відмінні від найкоротших. Проте, існуюча реалізація не дозволяє здійснити багатокількісну маршрутизацію, тобто в стандартному пакеті програм немає можливості для одного і того ж одержувача задати кілька альтернативних маршрутів від даного джерела. В результаті прогону моделі були отримані результати, що представлені у таблиці 4.2.

## ВИСНОВКИ

Була розроблена модифікована модель алгоритму динамічної маршрутизації для мереж з багатопроTOCOLЬНОЮ комутацією по мітках, заснованого на багатокolійній маршрутизації. Зроблено огляд сучасних технологій, що дозволяють застосувати методи оптимального розподілу трафіку в мережах передачі даних (MPLS і GMPLS з розширеннями Traffic Engineering), що дозволяє з більш широких позицій підійти до проблеми збільшення продуктивності полнооптических мереж передачі даних. Зроблено порівняльний аналіз існуючих алгоритмів розподілу інформації. Розглянуто графові алгоритми, а так же алгоритми, в основі яких лежить оптимізація мережевих потоків з використанням методів математичного програмування.

Проведено моделювання розробленого методу, отримано результати, які свідчать про доцільність використання у схожих завданнях.

## ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ

1. Носик А.М., Дяченко В.О., Топорков Є.О. Методи маршрутизації в корпоративній комп'ютерній мережі // Проблеми інформатизації. Тези доповідей восьмої міжнародної науково-технічної конференції / Черкаси-Харків-Баку-Бельсько-Бяла, 2020 – Т1. – С.42
2. Иванов П. Оптика в новой ипостаси. // Сети. – №23, 2003.
3. Гольшко А.В., Лескова Н.А. Оптическая коммутация блоков. // Вестник связи.–№8,2001.
4. Олифер В., Олифер Н. Искусство оптимизации трафика // Журнал сетевых решений LAN – №12, 2001.
5. Qiao C, Yoo M. Choices, Features and Issues in Optical Burst Switching // Optical Networking Magazine. – Vol.1, No.2, April 2000. – pp. 36–44.
6. Qiao C, Yoo M. Optical Burst Switching (OBS): A new paradigm for an Optical Internet. // Journal of High Speed Networks. – vol. 8, no. 1., 1999 – pp. 69–84.
7. Lisong Xu, Perros H.G., Rouskas G. Techniques for Optical Packet Switching and Optical Burst Switching. // IEEE Communications Magazine. – Volume: 39 Issue: 1, Jan. 2001.–Pages: 136–142.
8. Павлов И. П. Системы DWDM: особенности и применение. // Сети и системы связи. – № 4, 2003.
9. Yoo M., Qiao C, Dixit S. QoS Performance of Optical Burst Switching in IOver–WDM Networks. // IEEE journal on selected areas in communications. – vol. 18, no. 10. – October 2000.
10. Технология волнового мультиплексирования (DWDM) [Электронный ресурс] / Корпорация ЮНИ, 2004 – Режим доступа: [http://www.uni.ru/article/art2536\\_dwdm.shtml](http://www.uni.ru/article/art2536_dwdm.shtml)
11. Detti A., Listanti M. Application of Tell & Go and Tell & Wait Reservation Strategies in a Optical Burst Switching Network: a Performance

Comparison. // Proceedings of IEEE International Conference on Telecommunication (ICT). – Vol.2, June 2000. – pp. 540–548.

12. Qiao C, Yoo M.. A Novel Switching Paradigm for Buffer-less WDM Networks. // Proceedings of Optical Fiber Communication Conference (OFC). – Paper ThM6, Feb. 1999. – pp.177–179.

13. Davie B., Doolan P., Rekhter Y. Switching in IP Networks. – Morgan Kaufmann, 1998.

14. Awduche D. et al. Multi-Protocol Lambda Switching: Combining MPLS Traffic Engineering Control With Optical Cross-connect. / Internet draft, draft-awduchempls-te-optical-01.txt. –Nov. 1999.

15. Awduche D. MPLS and Traffic Engineering in IP Networks. // IEEE Commun. Mag., Dec. 1999.

16. Papadimitriou Georgios I., Papazoglou Chrisoula, Pomportsis Andreas S. Optical Switching: Switch Fabrics, Techniques, and Architectures // 384 JLT. – Vol. 21, N0.2. Feb 2003.

17. Turner J. Terabit Burst Switching. // Journal of High Speed Networks. – 1999. Ramamirtham J., Turner J. Design of Wavelength Converting Switches for Optical Burst Switching. // WUCS-01-21. – Aug 7, 2001.

18. Dragone C An NxN optical multiplexor using a planar arrangement of two star couplers. // IEEE Photonic Technology Letters. – vol. 6, Sept. 1991. – pp. 812–

19. Haselton E. A PCM frame switching concept leading to burst switching network architecture. // IEEE Comm. Magazine. – vol. 21, June 1983. – pp. 13–19.

20. Amstutz S. Burst switching – an introduction. // IEEE Communications Magazine. – vol. 21, Nov. 1983. – pp. 36–42.

21. Qiao C Labeled Optical Burst Switching for IP-over-WDM integration. // IEEE Communications Magazine. – Vol.38, No 9, September 2000. – pp. 104–114.

22. Ramaswami R., Sivarajan K. N. Optical Networks: A Practical Perspective. San Francisco: Morgan Kaufmann, 1998.

23. Masetti F., et al. Fiber Delay Lines Optical Buffer for ATM Photonic Switching Applications. // in Proc. TNFOCOM'93. – San Francisco, 1993. – pp. 935–942
24. Ху Т. Целочисленное программирование и потоки в сетях. – М.: Мир, 1974–519с.
25. Форд Л. Р., Фалкерсон Д. Р. Потоки в сетях. – М.: Мир, 1966.
26. Диниц Е. А. Алгоритм решения задачи о максимальном потоке в сети со степенной оценкой // Докл. АН СССР. – 1970. – Т. 194, N 4. – С. 754–757
27. Карзапов А. В. Нахождение максимального потока в сети методом предпотоков // Докл. АН СССР. – 1974. – Т. 215, N 1. – С. 49–52.
28. Goldberg A. V., Tarjan R. E. A New Approach to the Maximum Flow Problem. // J. Assoc. Comput. Mach. – №35. – 1988. – pp. 921–940
29. Goldberg A. V., Rao S. Length functions for flow computations. // Technical report #97–055: NEC Research Institute. – 1997.
30. Черкасский Б.В. Алгоритм построения максимального потока в сети с трудоемкостью  $O(|V| \cdot |W| \cdot |E|)$  действий // Математические методы решений экономических задач. Сб. 7. – М.: ВНИИСИ, 1977. – С. 117–126.
31. Элиас П., Фанстейн А., Шеннон К. О максимальном потоке через сеть. // Работы по теории информации и кибернетике. – М.: Изд-во иностр. лит., 1963.–с. 729–734.
32. Dijkstra E. W. A note on two problems in connection with graphs. // Numerische Mathematik, 1. – 1959. – p. 269.
33. Bennington G. E., An efficient minimal cost flow algorithm, Report № 75, Department of Industrial Engineering, North Carolina State University at Raleigh. – 1972.