

ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ
НАВЧАЛЬНО-НАУКОВИЙ ІНСТИТУТ ІНФОРМАЦІЙНИХ
ТЕХНОЛОГІЙ

КАФЕДРА КОМП'ЮТЕРНОЇ ІНЖЕНЕРІЇ

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА

на тему: «ПОКРАЩЕННЯ СИСТЕМ МАРШРУТИЗАЦІЇ ГЛОБАЛЬНОЇ
КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ НА БАЗІ ВДОСКОНАЛЕННЯ АПАРАТНОЇ
БАЗИ»

на здобуття освітнього ступеня магістр
за спеціальності 123 Комп'ютерна інженерія

(код, найменування спеціальності)

освітньо-професійної програми Комп'ютерні системи та мережі
(назва)

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

(підпис)

Костянтин КАНЬШИН

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ здобувача)

Виконав: здобувач вищої освіти гр.КСДМ-62

Костянтин КАНЬШИН

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ)

Керівник:

к.т.н., доцент

Наталія ЛАЩЕВСЬКА

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ)

Рецензент:

науковий ступінь,
вчене звання

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ)

Київ 2023

**ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ**

Навчально-науковий інститут інформаційних технологій

Кафедра Комп'ютерної інженерії
Ступінь вищої освіти «Магістр»

Спеціальність 123 Комп'ютерна інженерія
Освітньо-професійна програма Комп'ютерні системи та мережі

ЗАТВЕРДЖУЮ

Завідувач кафедру Комп'ютерної інженерії
Наталія ЛАЩЕВСЬКА
(ім'я, ПРИЗВИЩЕ)
“ ” 2023 року

**З А В Д А Н Н Я
НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ**

Каньшину Костянтину Володимировичу

(прізвище, ім'я, по батькові здобувача)

1. Тема кваліфікаційної роботи: Покращення систем маршрутизації
глобальної комп'ютерної мережі на базі вдосконалення апаратної бази
керівник роботи Наталія ЛАЩЕВСЬКА к.т.н., доцент

(ім'я, ПРИЗВИЩЕ, науковий ступінь, вчене звання)

затверджені наказом Державного університету інформаційно-
комунікаційних технологій від “19” 10 2023 р. №145

2. Строк подання кваліфікаційної роботи _____

3. Вихідні дані кваліфікаційної роботи:

3.1. Технічна документація стосовно протоколів маршрутизації.

3.2. Інтернет-ресурси класифікації методів підвищення ефективності
маршрутизації;

3.3. Науково-технічна література.

4. Зміст розрахунково-пояснювальної записки (перелік питань, які потрібно
розробити):

4.1. Глобальні мережі.

4.2. Маршрутизатори.

4.3. Методи вирішення проблеми ефективної та економічної
маршрутизації.

4.4. Моделювання процесу маршрутизації в IP-мережі за допомогою мови
програмування MatLab

5. Перелік ілюстраційного матеріалу: *презентація*

6. Дата видачі завдання “19” жовтня 2023р.

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№ з/п	Назва етапів кваліфікаційної роботи	Строк виконання етапів роботи	Примітка
1.	Підбір технічної літератури	.2023р. .2023р.	Виконано
2.	Глобальні мережі	.2023р. .2023р.	Виконано
3.	Маршрутизатори	.2023р. .2023р.	Виконано
4.	Методи вирішення проблеми ефективної та економічної маршрутизації	.2023р. .2023р.	Виконано
5.	Моделювання процесу маршрутизації в IP-мережі за допомогою мови програмування MatLab	.2023р. .2023р.	Виконано
6.	Оформлення роботи, висновки	.2023р. .2023р.	Виконано
7.	Розробка демонстраційного матеріалу, доповідь	.2023р. .2023р.	Виконано

Здобувач вищої освіти

Керівник кваліфікаційної роботи

Костянтин КАНЬШИН
(підпис) (ім'я, ПРИЗВИЩЕ)

Наталія ЛАЩЕВСЬКА
(підпис) (ім'я, ПРИЗВИЩЕ)

РЕФЕРАТ

Текстова частина кваліфікаційної роботи на здобуття ступеня магістр: 90 стор., 38 рис., 1 табл., 20 джерел.

Мета роботи – покращення систем маршрутизації глобальної комп'ютерної мережі шляхом вдосконалення апаратної бази.

Об'єкт дослідження – системи маршрутизації глобальної комп'ютерної мережі.

Предмет дослідження – апаратна база маршрутизаторів.

Короткий зміст роботи: В цій магістерській роботі розглянуто принципи глобальних мереж та технічні засоби об'єднання мереж.

В дипломній роботі детально розглянуто види маршрутизаторів, методи маршрутизації та їх протоколи.

В магістерській роботі було зосереджено увагу на методах вирішення проблеми ефективної та економічної маршрутизації шляхом оптимізації програмних компонентів маршрутизаторів.

КЛЮЧОВІ СЛОВА: МАРШРУТИЗАЦІЯ, КОМП'ЮТЕРНА МЕРЕЖА, СИСТЕМА МАРШРУТИЗАЦІЇ, ПРОТОКОЛИ МАРШРУТИЗАЦІЇ, АПАРАТНА БАЗА, ПОКРАЩЕННЯ.

ABSTRACT

The text part of the qualification work for obtaining a master's degree: 90 pages, 38 figures, 1 tables, 20 sources.

The purpose of the work is improvement of routing systems of the global computer network by improving the hardware base.

The object of research is global computer network routing systems.

The subject of research is hardware base of routers.

Summary of the work: In this master's thesis, the principles of global networks and the technical means of connecting networks are considered.

Types of routers, routing methods and their protocols are discussed in detail in the thesis.

The master's work focused on methods of solving the problem of effective and economical routing by optimizing software components of routers.

KEY WORDS: ROUTING, COMPUTER NETWORK, ROUTING SYSTEM, ROUTING PROTOCOLS, HARDWARE BASE, IMPROVEMENT.

ЗМІСТ

ВСТУП.....	10
РОЗДІЛ 1 ГЛОБАЛЬНІ МЕРЕЖІ	12
1.1 Принципи глобальної мережі	12
1.1.1 Характеристики WAN-мереж.....	12
1.1.2 Переваги глобальних мереж.....	13
1.2 Технічні засоби об'єднання мереж	13
1.2.1 Мости	15
1.2.1.1 Прозорі мости.....	17
1.2.1.2 Трансляційні мости.....	18
1.2.1.3 Інкапсуляційні мости.....	18
1.2.1.4 Мости з маршрутизацією від джерела.....	20
РОЗДІЛ 2 МАРШРУТИЗАТОРИ	22
2.1 Види маршрутизаторів	25
2.1.1 Периферійні маршрутизатори	25
2.1.2 Маршрутизатори віддаленого доступу.....	26
2.1.3 Магістральні маршрутизатори.....	26
2.2 Методи маршрутизації.....	27
2.3 Протоколи маршрутизації.....	30
РОЗДІЛ 3 АНАЛІЗ СУЧАСНИХ МЕТОДІВ МАРШРУТИЗАЦІЇ	32
3.1 Методи вирішення проблеми ефективної та економічної маршрутизації	32
3.1.1 Постановка задачі маршрутизації.....	32
3.1.2 Класифікація методів підвищення ефективності маршрутизації..	34
3.1.3 Підвищення продуктивності мікросхем, що використовуються у маршрутизаторах.....	36
3.1.4 Розпаралелювання обробки потоків даних.....	36
3.1.5 Оптимізація програмних компонентів маршрутизаторів.....	37
3.1.6 Застосування протоколів, що спрощують маршрутизацію.....	38

3.1.7	Застосування протоколів, які дозволяють уникнути маршрутизації.....	39
3.1.8	Критерії оцінки нових маршрутизаторів.....	40
3.2	Маршрутизуючі комутатори Accelar компанії Bay Networks	42
3.2.1	Маршрутизуючі комутатори Accelar 1200.....	43
3.2.2	Маршрутизуючі комутатори Accelar 100.....	47
3.3	Технологія FIRE корпорації 3Com	53
3.4	Технології компаній Neo Networks та Torrent Networking Technologies	
3.4.1	StreamProcessor 2400 компанії Neo Networks	53
3.4.2	Маршрутизатор IP9000 компанії Torrent Networking Technologies.....	55
3.5	Дві технології компанії Cisco Systems.....	57
3.5.1	Технологія NetFlow Switching.....	57
3.5.2	Технологія Tag Switching.....	60
3.6	Технологія IP Navigator компанії Cascade Communications.....	64
3.7	Технологія IP Switching компанії Ipsilon Networks.....	67
3.8	Технологія Fast IP корпорації 3Com.....	72
3.9	Технологія SecureFast компанії Cabletron Systems.....	75
РОЗДІЛ 4 МОДЕЛЮВАННЯ ПРОЦЕСУ МАРШРУТИЗАЦІЇ В IP-МЕРЕЖІ ЗА ДОПОМОГОЮ МОВИ ПРОГРАМУВАННЯ MATLAB.....		79
ВИСНОВКИ.....		89
ПЕРЕЛІК ПОСИЛАНЬ.....		91
ДЕМОНСТРАЦІЙНІ МАТЕРІАЛИ.....		93

ВСТУП

Сучасний світ безперервно залежить від глобальної комп'ютерної мережі, яка забезпечує зв'язок та обмін інформацією між мільйонами пристроїв та користувачів по всьому світу. Однак, зростаючі потреби та вимоги до швидкості, надійності та безпеки мережі ставлять перед нами виклик покращити систему маршрутизації.

Маршрутизація є ключовим елементом глобальної комп'ютерної мережі, від якого залежить ефективність та швидкість передачі даних. Пристрої маршрутизації виконують важливу роль у визначенні оптимального шляху для передачі пакетів даних від відправника до отримувача. Однак, зі зростанням обсягу даних та кількості пристроїв у мережі, апаратна база маршрутизаторів може стати обмежуючим фактором, що призводить до зниження продуктивності та якості обслуговування.

Метою даної магістерської роботи є покращення системи маршрутизації глобальної комп'ютерної мережі на базі вдосконалення апаратної бази. Дослідження спрямоване на виявлення проблем та недоліків існуючої апаратної бази маршрутизаторів, а також розробку та впровадження нових технологій та методів, що дозволять покращити продуктивність, надійність та безпеку мережі.

Актуальність магістерської роботи полягає у необхідності постійного вдосконалення систем маршрутизації глобальної комп'ютерної мережі, оскільки зростаюча кількість підключених пристроїв та збільшення обсягу передачі даних ставлять перед мережевими інфраструктурами нові виклики. Існуючі системи маршрутизації мають свої обмеження та недоліки, які потребують подальшого вдосконалення.

В магістерській роботі було розглянуто низку підходів до проблеми маршрутизації, що мають різні сфери застосування та різний ступінь новизни. Деякі з описаних технологій не вписуються в існуючі уявлення про мережі і є

принципово новими підходами до побудови мереж. Інші, навпаки, розроблені для плавної адаптації існуючої інфраструктури до нових умов експлуатації.

Найбільш природним та практичним є підхід, пов'язаний з підвищенням продуктивності компонентів маршрутизаторів та розпаралелювання їх роботи при збереженні традиційних протоколів маршрутизації. Крім розглянутих продуктів Accelar і Corebuilder, цей напрямок підтримано в вельми просунутих модулях 3LS компанії Madge Networks (точніше, її підрозділи LANNET) і маршрутизаторах сімейства NetIron компанії Foundry Networks. Модуль 3LS здатний маршрутизувати мільйон пакетів на секунду, а NetIron – 7 мільйонів. У цьому затримки становлять близько 10 мкс. До цієї групи можна віднести маршрутизатори StreamProcessor 2400 і IP9000. У перспективних технологіях фірм Pluris і NetCore Systems планка продуктивності піднімається набагато вище, до терабітних швидкостей. Так що у методу “грубою сили” залишається маса резервів, особливо якщо врахувати прогрес у галузі проектування та виготовлення рекомендованих мікросхем.

У дипломній роботі пропонується метод моделювання процесу маршрутизації на базі методу динамічного програмування, досліджено застосування методу при моделюванні маршрутизації за одним критерієм оптимальності (пропускна здатність каналу) та за двома критеріями (пропускною здатністю та ступенем надійності).

1 ГЛОБАЛЬНІ МЕРЕЖІ

Сукупність різних мереж (підмереж, локальних мереж), розташованих на значних відстанях одна від одної і об'єднаних в єдину мережу телекомунікаційними засобами, являє собою географічно розподілену мережу, яку можна розглядати як сукупність різних середовищ передачі, протоколів зв'язку і систем управління мережею. Прикладами WAN-мереж є корпоративні мережі організацій, які об'єднують офісні мережі, розташовані в різних містах, регіонах і навіть на різних континентах, міських, обласних, державних мережах і т.д.

Сучасні засоби телекомунікацій об'єднують безліч взаємопов'язаних територіально розподілених і локальних комп'ютерних мереж (які є підмережами) різних організацій практично всієї земної кулі в єдину мережу – глобальну обчислювальну мережу Internet.

Оскільки географічно розподілені та глобальні мережі використовують однакові принципи, технології та обладнання, їх зазвичай називають глобальними мережами (WAN).

Щоб WAN працювала належним чином, всі мережеві стандарти повинні бути взаємопов'язані, щоб вони могли співіснувати один з одним, включаючи мережі без локальної мережі, такі як X.25 або IBM SNA.

1.1 Принципи глобальної мережі

1.1.1 Характеристики WAN-мереж

На відміну від локальних мереж, характерними особливостями глобальних мереж є:

- необмежене територіальне охоплення;

- мережа об'єднує комп'ютери різних класів (від персональних до суперкомп'ютерів), локальні та територіальні мережі різних технологій;
- для з'єднання різних мереж і передачі даних на великі відстані використовується спеціальне обладнання, а саме: обладнання для передачі даних (модеми, приймально-передавальні пристрої і т.д.) і активне мережеве обладнання (маршрутизатори, комутатори, шлюзи);
- топології WAN, як правило, довільні;
- однією з найважливіших завдань, яку необхідно вирішити при побудові глобальної мережі, є організація ефективної маршрутизації даних, що передаються;
- глобальна мережа може містити різні типи каналів зв'язку: кабельні, оптичні та електричні, включаючи телефонні, бездротові радіо та супутникові канали, які мають різну пропускну здатність (від кількох кбіт/с до сотень Гбіт/с).

1.1.2 Переваги глобальних мереж

До переваг глобальних мереж можна віднести:

- надання користувачам мережі необмеженого доступу до будь-яких обчислювальних та інформаційних ресурсів, а також безлічі специфічних послуг, таких як електронна пошта, голосовий зв'язок, конференц-зв'язок, телебачення за запитом, доступ до різноманітних інформаційних ресурсів і т.д.;
- можливість доступу до мережевих ресурсів практично з будь-якої точки світу;
- можливість передачі будь-яких видів даних по мережі, включаючи такі специфічні дані, як аудіо та відео.

1.2 Технічні засоби об'єднання мереж

Класифікація технічних засобів мережевого взаємозв'язку, представлена на рисунку 1.1, включає:

- пасивні технічні засоби, що використовуються для об'єднання окремих сегментів і розширення локальної мережі, до яких відносяться:
 - ретрансляторів;
 - концентратори.
- активні технічні засоби, що використовуються для побудови географічно розподілених і глобальних мереж шляхом об'єднання як локальної мережі, так і мереж інших нелокальних технологій:
 - мости (мости);
 - маршрутизатори;
 - перемикачі;
 - шлюзи.

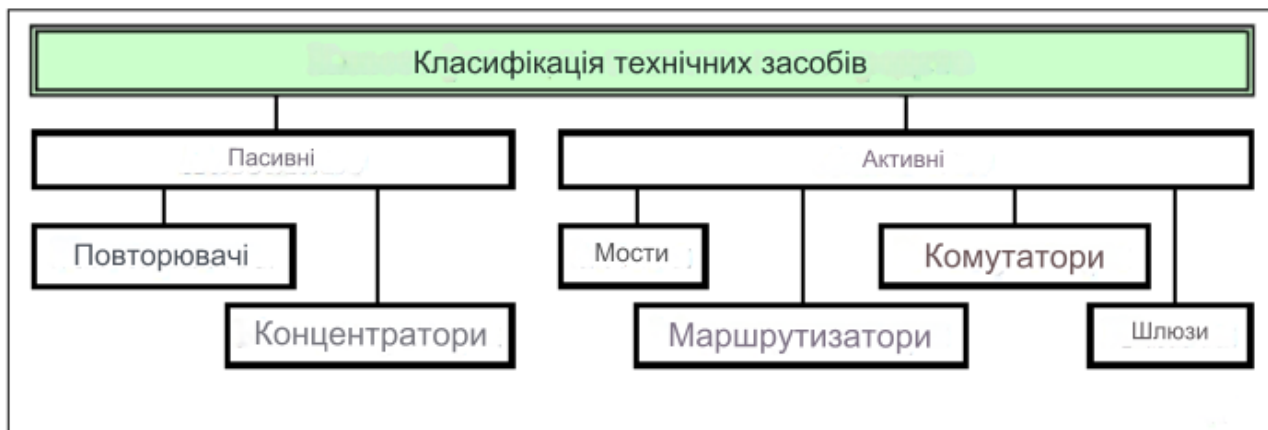


Рисунок 1.1 - Класифікація технічних засобів мережевого взаємозв'язку

Активні технічні засоби, на відміну від пасивних, основна функція яких полягає в посиленні сигналу, що передається, управляють трафіком на основі адрес призначення даних, що передаються, тобто функціонують на 2-му і вище

рівнях моделі OSI. Пасивні технічні засоби працюють в основному на 1-му фізичному рівні.

1.2.1 Мости

Міст - це найпростіший мережевий пристрій, який з'єднує локальні або віддалені сегменти і регулює проходження кадрів між ними. Сегменти, з'єднані з мостом, утворюють логічно уніфіковану мережу, в якій будь-яка станція може використовувати мережеві ресурси як свого сегмента, так і всіх сегментів, доступних через міст.

Міст працює на підрівні MAC другого каналного рівня і є прозорим для протоколів вищого рівня, тобто вирішує, чи передавати кадр з одного сегмента в інший на основі фізичної адреси (MAC) станції призначення. Для цього міст формує таблицю адрес (ТА), яка містить:

- список MAC-адреси (адреси призначення АП) станції, з'єднані з мостом;
- напрямок (порт), до якого підключається станція;
- "Вік" з моменту останнього оновлення цього запису.

Оскільки кадри, призначені для станції на одному сегменті, не є мостами, трафік локалізується всередині сегментів, що зменшує навантаження на мережу та підвищує інформаційну безпеку. На відміну від ретранслятора, який працює на фізичному рівні і лише повторює та реконструює сигнали, міст аналізує цілісність кадрів і фільтрує кадри, включаючи пошкоджені кадри.

Мости не перевантажують інші мережеві пристрої – вони знаходяться в одній великій мережі з єдиною мережевою адресою та різними MAC-адресами.

Для отримання інформації про розташування станцій мости дізнаються адреси станцій, зчитуючи адреси всіх рамок, що проходять через них. При отриманні кадру міст порівнює адресу призначення з адресами в ТА і, якщо такої адреси немає, міст передає кадр у всіх напрямках (крім відправника кадру). Цей процес передачі називається «затопленням». Якщо міст знаходить адресу

призначення в ТА, він порівнює номер порту з ТА з номером порту, на який прийшов кадр. Їх збіг означає, що адреси відправника і одержувача знаходяться на одному сегменті мережі, тому кадр не потрібно транслювати, а міст його ігнорує. Якщо адреси відправника та одержувача розташовані на різних сегментах, міст надсилає кадр до потрібного сегмента мережі.

Перевагами мостів є:

- відносна простота і дешевизна інтеграції в локальну мережу;
- "локальні" кадри залишаються в цьому сегменті і не навантажують додатково інші сегменти;
- наявність мостів є прозорою для користувачів;
- мости автоматично адаптуються до змін конфігурації мережі;
- мости можуть об'єднати мережі, що працюють з різними протоколами мережевого рівня;
- локальні мережі утворюють логічно єдину мережу, тобто всі сегменти мають однакову мережеву адресу; тому переміщення комп'ютера з одного сегмента в інший не вимагає зміни його мережевої адреси.

- мости, завдяки своїй простій архітектурі, є недорогими пристроями.

Недоліки полягають у наступному:

- додаткова затримка кадру в мостах
- не можна використовувати альтернативні шляхи; з можливих шляхів завжди вибирається один, інші блокуються;
- може сприяти значним стрибкам мережевого трафіку, наприклад, при передачі кадру, адреса якого ще не міститься в таблиці мосту. Такі кадри передаються на всі сегменти;
- не може запобігти «трансляційним штормам»;
- не мають засобів для виділення помилково функціонуючих сегментів.

Розрізняють чотири основних типи мостів (рис. 1.2):

- прозорі;
- транслюючі;

- інкапсулюючі;
- з маршрутизацією від джерела.

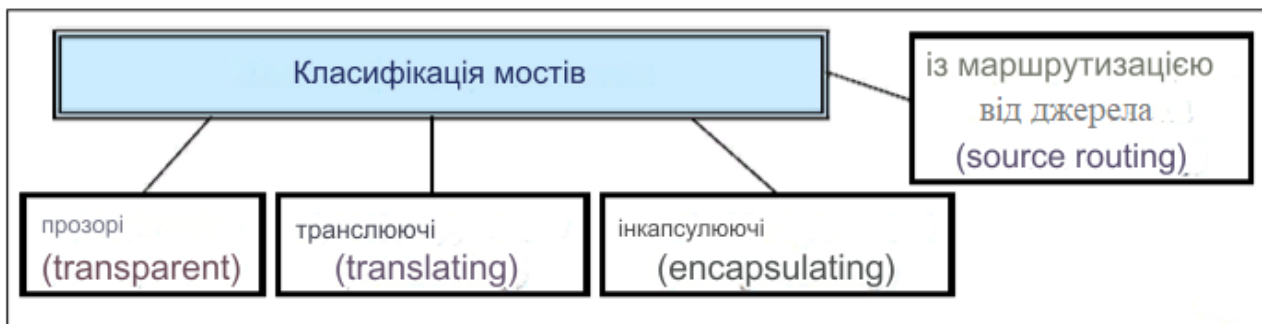


Рисунок 1.2 – Класифікація мостів

1.2.1.1 Прозорі мости

Прозорі мости призначені для з'єднання мереж з ідентичними протоколами на каналному і фізичному рівнях, наприклад, Ethernet-Ethernet, Token Ring-Token Ring.

Прозорий міст є самонавчальним пристроєм: в процесі роботи він автоматично будує адресну таблицю з адресами станцій, розташованих в сегменті для кожного підключеного сегмента.

Алгоритм функціонування мосту:

- прийом вхідного кадру в буфер моста;
- аналіз адреси відправника (АВ) і його пошук в таблиці адрес;
- якщо АВ немає в ТА, то ця адреса і номер порту, згідно з яких отримано кадр, вносяться до ТА;
- аналіз адреси одержувача (АО) та її пошук у ТА;
- якщо АО знаходиться в ТА і він належить до того ж сегменту, що і АВ (тобто номер вихідного порту збігається з номером вхідного порту), кадр видаляється з буфера;

- якщо АО знаходиться в ТА і він належить іншому сегменту, кадр відправляється в цей сегмент (на відповідний порт);
- якщо в АО немає в ТА, кадр передається на всі відрізки, крім відрізка, з якого він прийшов.

1.2.1.2 Трансляційні мости

Трансляційні мости призначені для з'єднання мереж з різними протоколами на каналному і фізичному рівнях, наприклад, Ethernet і Token Ring (рис. 1.3).

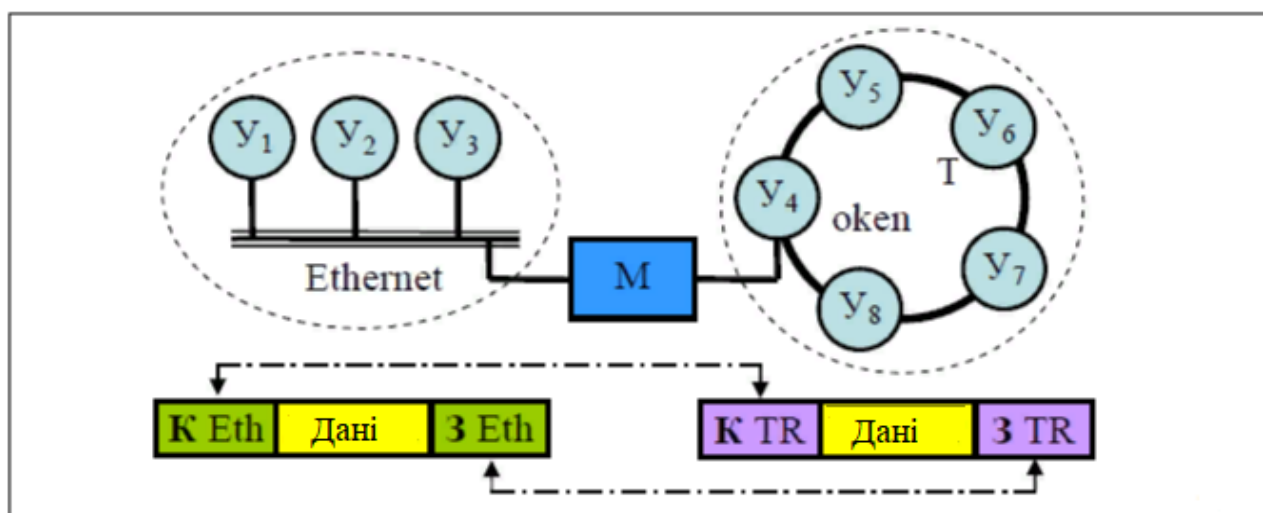


Рисунок 1.3 – Трансляційні мости

Трансляційні мости з'єднують мережі, маніпулюючи «конвертами»: коли кадр передається з мережі Ethernet в мережу TokenRing, заголовок (Z Eth) і кінцевий комутатор (K Eth) кадру Ethernet замінюються заголовком (Z TR) і кінцевим перемикачем (K TR) кадру TokenRing і навпаки. Оскільки в різних мережах використовуються кадри різної довжини, а трансляційний міст не може розділити кадри на частини, кожен мережевий пристрій повинен бути налаштований на передачу кадрів однакової довжини.

1.2.1.3 Інкапсуляційні мости

Інкапсуляційні мости призначені для з'єднання мереж з однаковими протоколами каналу зв'язку і фізичного рівня по високошвидкісній магістральній мережі з іншими протоколами, наприклад 10-мегабітними мережами Ethernet, з'єднаними мережею FDDI (рис. 1.4).

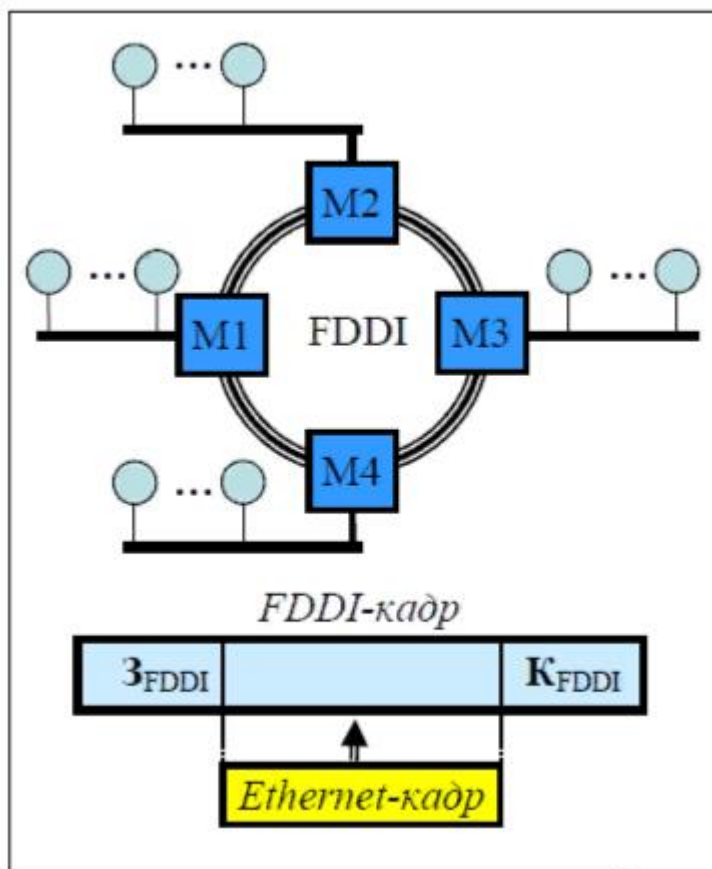


Рисунок 1.4 - Інкапсуляційні мости

На відміну від трансляційних мостів, які перетворюють «конверти» одного типу в інший, інкапсуляційні мости вставляють отримані кадри разом із заголовком і термінатором в іншу «оболонку» (рис. 1.4), яка використовується в магістральній мережі (звідси термін «інкапсуляція») і передає її через цей магістраль іншим мостам для доставки до вузла призначення. Міст призначення отримує кадр Ethernet з кадру FDDI і передає його сегменту, в якому знаходиться

пункт призначення. Довжина поля даних кадру FDDI достатня для розміщення максимальної довжини кадру Ethernet.

1.2.1.4 Мости з маршрутизацією від джерела

Мости з маршрутизацією від джерела працюють на основі інформації, що генерується станцією, що відправляє кадр, і зберігається в конверті кадру. При цьому мости не обов'язково мають базу адрес.

Кожен мережевий пристрій визначає шлях до місця призначення за допомогою процесу, який називається «виявлення маршруту».

Спрощено принцип визначення маршруту можна проілюструвати на наступному прикладі (рис. 1.5).

Вихідний пристрій ініціалізує виявлення маршруту шляхом надсилання спеціального кадру (рисунок 1.5,б), який називається "дослідницьким" кадром. У дослідницьких кадрах використовується спеціальний конверт, який розпізнається мостами з маршрутизацією від джерела. При отриманні такого кадру кожен міст відправляється в спеціально відведене місце в кадрі – поле запису маршруту (поле інформації про маршрутизацію), вводить наступні дані: номер вхідного порту, з якого був отриманий кадр, ідентифікатор моста (Mi) і номер вихідного порту, наприклад: 1,M1,3 (рис. 1.5,б). Потім міст передає цей кадр у всіх напрямках, крім того, з якого був отриманий кадр.

В результаті станція призначення отримує кілька дослідницьких кадрів, кількість яких визначається кількістю можливих маршрутів. Станція призначення вибирає один з маршрутів (найшвидший, найкоротший або інший) і відправляє відповідь на вихідну станцію. Відповідь містить інформацію про маршрут, за яким повинні бути відправлені всі кадри. Станція-відправник запам'ятовує маршрут і використовує його в будь-який час, щоб надіслати кадри на цільову станцію. При відправці ці кадри укладаються в спеціальні конверти, зрозумілі для

мостів з маршрутизацією від джерела. Мости, отримуючи ці конверти, знаходять відповідний запис в списку маршрутів і передають кадр в потрібному напрямку.

Маршрутизація джерел використовується мостами в мережах Token Ring для передачі кадрів між різними кільцями.

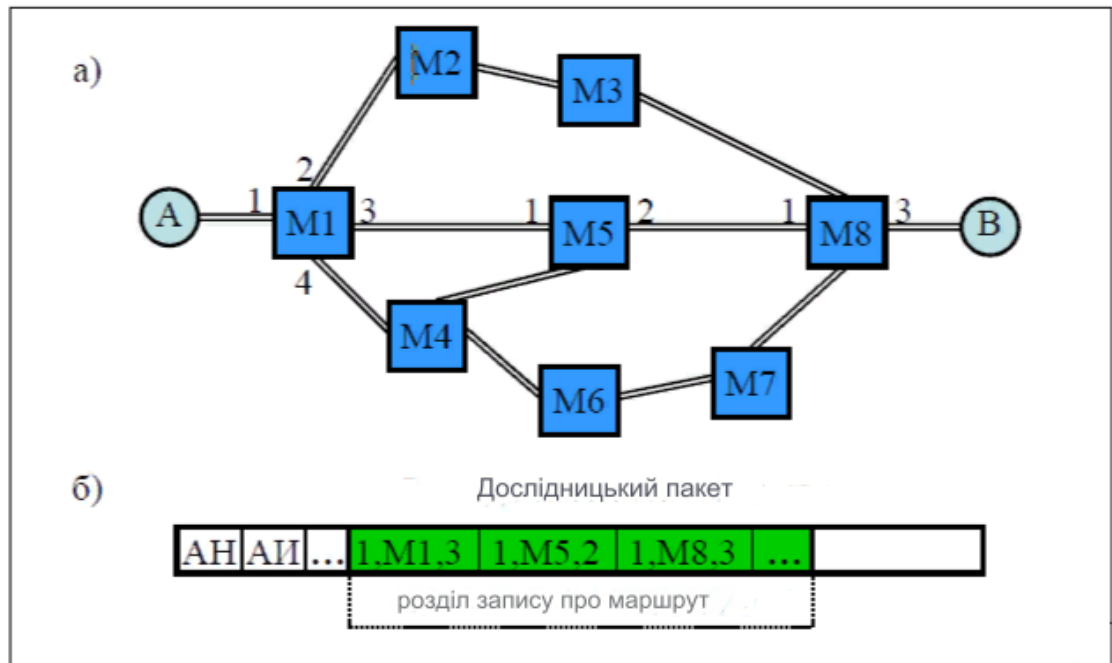


Рисунок 1.5 - Принцип визначення маршруту

2 МАРШРУТИЗАТОРИ

Маршрутизація – це процес пересилання пакетів даних між мережами або підмережами за допомогою пристроїв третього рівня моделі OSI/ISO.

Для маршрутизації використовуються таблиці маршрутизації та протоколи, які реалізують алгоритми маршрутизації, щоб визначити найбільш раціональний шлях для пересилання пакета даних.

Пристрій, який визначає більш прийнятний шлях передачі даних з однієї мережі до іншої, називається маршрутизатор.

Для обміну даними у мережах маршрутизатор веде таблицю маршрутизації. Вона являє собою список мережевих адрес, а також зберігає дані про місця призначення та зв'язки з наступними переходами.

Маршрутизатори, як і мости, можуть ефективно з'єднувати мережі і збільшувати їх розміри, але на відміну від мостів, вони працюють на мережевому рівні моделі OSI, тобто оперують мережевими адресами, і надають більш інтелектуальний сервіс визначення найбільш підходящого шляху і способу передачі пакетів.

На відміну від моста, який є прозорим для мережевих пристроїв, робота маршрутизатора повинна бути явно запитана пристроєм. Для цього кожен порт (інтерфейс) роутера має свою мережеву адресу: S1, S2, ... (Рис.2.1.,а). На рисунку 2.1,б показана канонічна структура маршрутизатора.

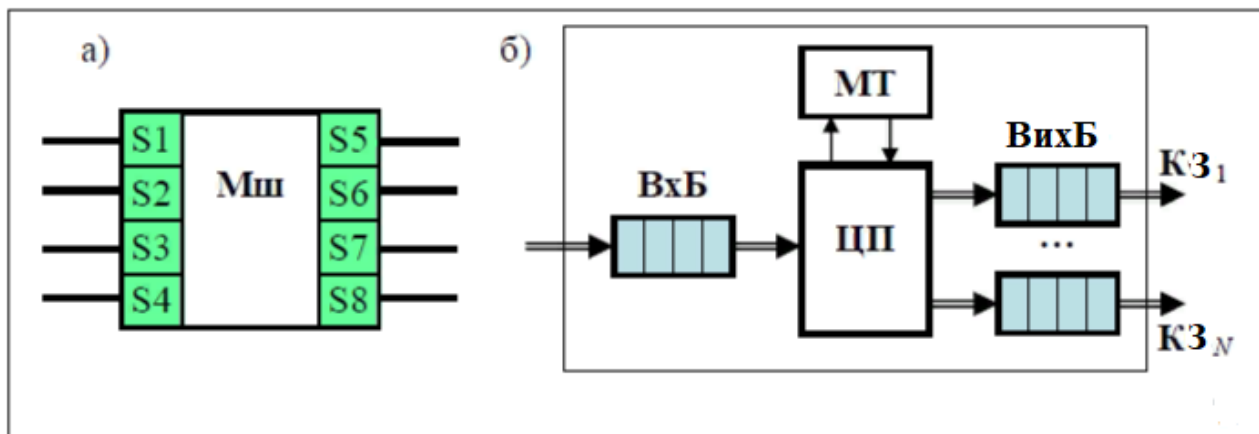


Рисунок 2.1 – Канонічна структура маршрутизація

Вхідні пакети заносяться в вхідний буфер ВхВ. Центральний процесор ЦП маршрутизатора послідовно аналізує заголовки пакетів і відповідно до обраної стратегії маршрутизації і заданої таблиці маршрутизації ТМ визначає вихідний канал зв'язку КЗ, на вихідний буфер (ВихБ) якого повинен бути спрямований пакет.

На рисунку 2.2 наведено приклад спрощеної таблиці маршрутів (МТ) вузла (маршрутизатор) 4, який розташований у семивузловій мережі.

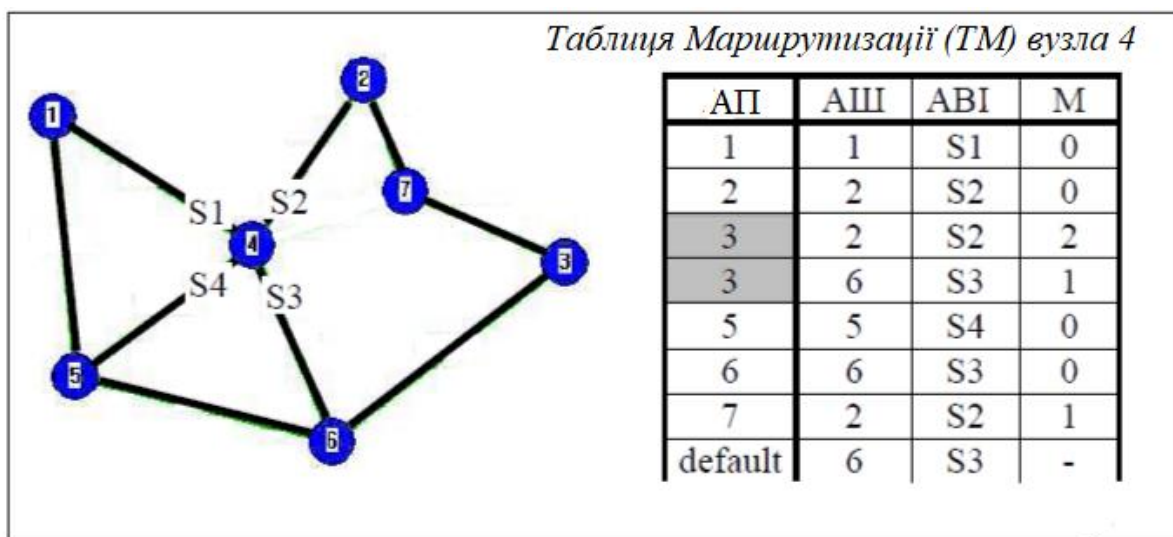


Рисунок 2.2 - Приклад спрощеної таблиці маршрутів вузла 4, який розташований у семивузловій мережі

У першому стовпці відображаються доступні (відомі) мережеві адреси призначення (АП) для цього маршрутизатора. Для кожної АП другий стовпець містить адресу шлюзу (АШ), який є наступним маршрутизатором, на який повинні бути спрямовані пакети, а третій стовпець містить мережеву адресу інтерфейсу виходу (АВІ) цього маршрутизатора: S1, S2, S3, S4. Якщо для одного і того ж АП є альтернативні шляхи, то одному і тому ж АП може бути призначено більше одного можливого шляху передачі пакета. Наприклад, пакети з АП=3 можуть бути спрямовані на маршрутизатор 2 або маршрутизатор 6 через вихідні інтерфейси S2 і S3 відповідно, що показано в таблиці у вигляді двох рядків з однією адресою призначення. У цьому випадку вибір маршруту здійснюється на основі метрики (М), зазначеної в графі 4.

Метрика може бути сформована з урахуванням наступних факторів:

- відстань між джерелом і приймачем пакета, яка зазвичай вимірюється "лічильниками хопів" (hop - кількість маршрутизаторів, які пакет пройшов від джерела до одержувача);
- пропускна здатність каналів зв'язку;
- терміни доставки різними способами;
- завантаження каналу зв'язку і т.д.

У нашому прикладі метрика – це відстань до адреси призначення, виміряна в хопах.

У великих мережах для зменшення розмірів таблиці маршрутизації і, відповідно, часу, необхідного для пошуку маршруту, використовується обмежений набір адрес призначення, зазначених явно в таблиці. Для всіх інших адрес використовується маршрут за замовчуванням, який відповідає рядку (за замовчуванням) в таблиці, що вказує на сусідній маршрутизатор за замовчуванням.

2.1 Види маршрутизаторів

Весь спектр маршрутизаторів можна розділити на 3 групи (рис. 1.3):

- дешеві периферійні маршрутизатори для з'єднання невеликих віддалених філії до мережі центрального офісу;
- маршрутизатори віддаленого доступу для мереж середнього розміру;
- потужні магістральні маршрутизатори для основних мереж великих організацій.

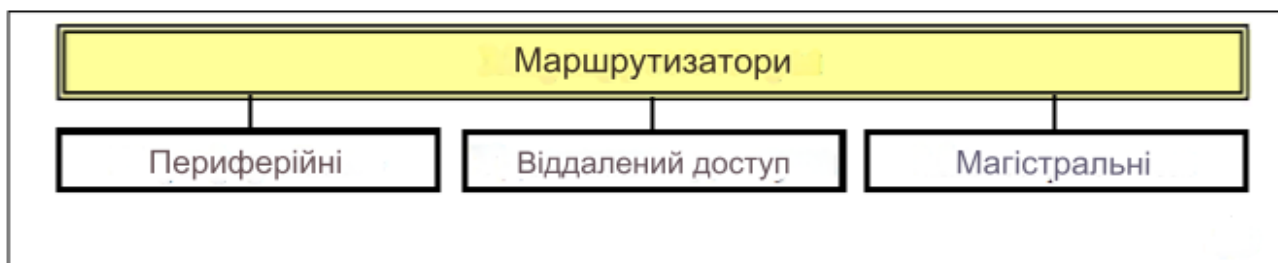


Рисунок 2.3 - Групи маршрутизаторів

2.1.1 Периферійні маршрутизатори

Периферійні маршрутизатори призначені для підключення віддалених локальних мереж з центральною мережею і, як правило, мають обмежені можливості: один порт для підключення до локальної мережі та один порт для підключення до центрального маршрутизатора.

Всі складні функції маршрутизації покладені на центральний маршрутизатор, тому периферійний маршрутизатор не вимагає кваліфікованого обслуговування на місці і характеризується низькою вартістю. Його основна функція полягає в тому, щоб вирішити, чи відправляти пакет, отриманий через порт LAN, по одному каналу розподіленої мережі. Таким чином, немає необхідності будувати таблицю маршрутів.

2.1.2 Маршрутизатори віддаленого доступу

Маршрутизатори віддаленого доступу зазвичай мають фіксовану (немодульну) конструкцію з невеликою кількістю портів, наприклад: один порт LAN для сполучення з локальною мережею, від одного до декількох портів WAN для зв'язку з маршрутизатором мережі центрального офісу та один резервний порт для комутованого з'єднання.

Маршрутизатори віддаленого доступу, як правило, забезпечують:

- надання каналу dial-on-demand – автоматичне встановлення комутованого з'єднання тільки під час передачі даних;
- стиснення даних, що дозволяє приблизно вдвічі збільшити пропускну здатність каналу зв'язку;
- автоматичне перемикання трафіку на комутовані лінії (повністю або частково) у разі виходу з ладу виділеної лінії, а також під час пікових навантажень.

2.1.3 Магістральні маршрутизатори

Магістральні маршрутизатори в залежності від архітектури поділяються на маршрутизатори:

- з централізованою архітектурою;
- з розподіленою архітектурою.

До характеристик магістральних маршрутизаторів з розподіленою архітектурою можна віднести:

1) Модульна конструкція:

- кожен модуль маршрутизатора має власний процесор, який обробляє локальний трафік, що проходить через порти цього модуля.
- центральний процесор використовується лише для маршрутизації пакетів між різними модулями.

2) Наявність до декількох десятків портів для взаємодії з локальними та територіальними мережами різних типів: Ethernet, Token Ring, FDDI, X.25, Frame Relay, АТМ та ін.;

3) Підтримка засобів забезпечення відмовостійкості, необхідних для критично важливих застосувань:

- заміна модулів в «гарячому» режимі (без відключення живлення);
- використання резервних джерел живлення;
- автоматична динамічна реконфігурація при збоях
- розподілене управління.

У маршрутизаторах з централізованою архітектурою вся обчислювальна потужність зосереджена в єдиному модулі.

Головною перевагою магістральних маршрутизаторів з розподіленою архітектурою в порівнянні з централізованою є більш висока продуктивність і відмовостійкість.

Найбільш відомими виробниками маршрутизаторів є Cisco, 3Com і Hewlett-Packard.

2.2 Методи маршрутизації

Всі методи маршрутизації, що застосовуються в маршрутизаторах можна розділити на дві групи (рисунок 2.4):

- статичні (фіксовані) методи маршрутизації;
- динамічні (адаптивні) методи маршрутизації

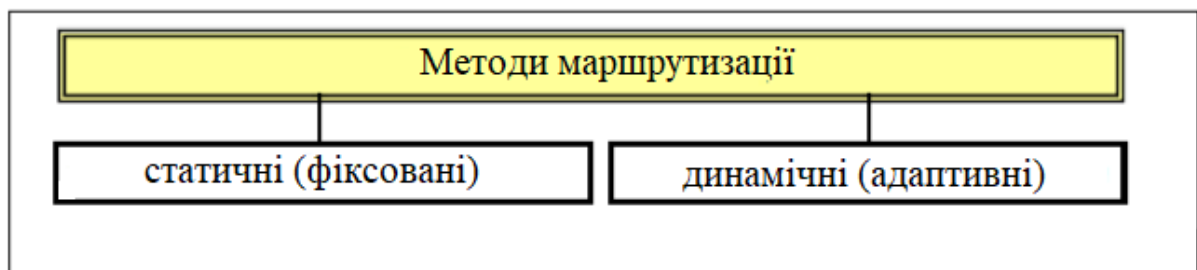


Рисунок 2.4 – Методи маршрутизації

Статична маршрутизація означає, що пакети відправляються по певному шляху, заданому адміністратором, і не змінюються протягом тривалого часу.

Статична маршрутизація використовується в невеликих мережах, які практично не змінюються, завдяки таким перевагам, як:

- низькі вимоги до маршрутизатора
- підвищена безпека мережі.

При цьому статична маршрутизація характеризується наступними недоліками, які значно обмежують його застосування:

- високі експлуатаційні зусилля (мережеві адміністратори повинні встановлювати та змінювати маршрути вручну)
- повільна адаптація до змін топології мережі.

Динамічна маршрутизація - це розподілена маршрутизація, що дозволяє автоматично змінювати маршрут пакетів при збоях або перевантаженні каналів зв'язку.

Для автоматичної побудови та модифікації маршрутних таблиць використовуються протоколи (рис. 2.5):

- внутрішня маршрутизація – IGP (Internal Gateway Protocol), наприклад, RIP, OSPF, IS-IS, ES-IS;
- зовнішня маршрутизація – EGP (Exterior Gateway Protocol), наприклад, протокол Border Gateway Protocol (BGP), що використовується в Інтернеті.

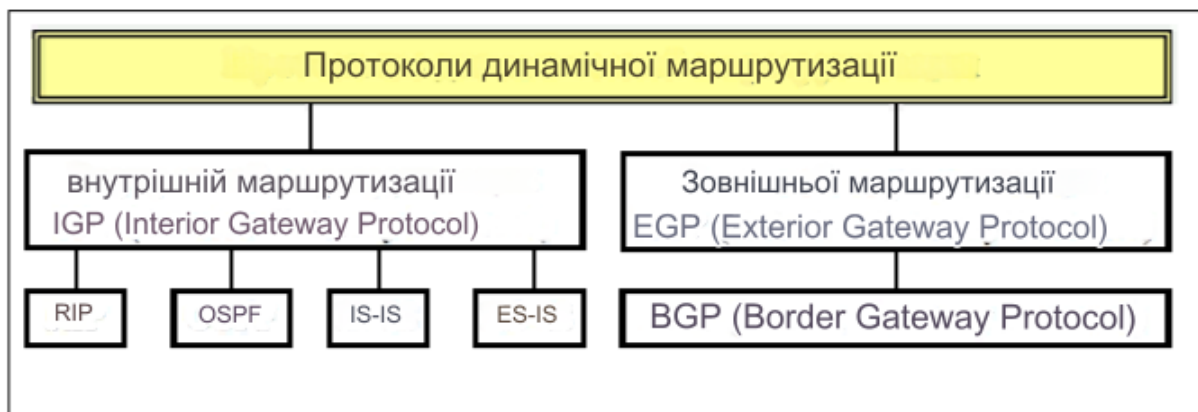


Рисунок 2.5 – Протоколи динамічної маршрутизації

Використовуючи внутрішні протоколи маршрутизації, таблиці маршрутизації будуються в рамках так званої автономної системи, що представляє собою сукупність мереж з єдиним адміністративним підпорядкуванням (рис. 2.6).

Для обміну інформацією маршрутизації між автономними системами найчастіше використовується протокол зовнішньої маршрутизації EGP, розроблений для мережі Інтернет. Цей протокол названий так тому, що зовнішній маршрутизатор зазвичай розташовується на периферії автономної системи. Його завдання полягає в тому, щоб збирати інформацію про доступність всіх мереж даної автономної системи і потім передавати цю інформацію зовнішнім маршрутизаторам інших автономних систем.

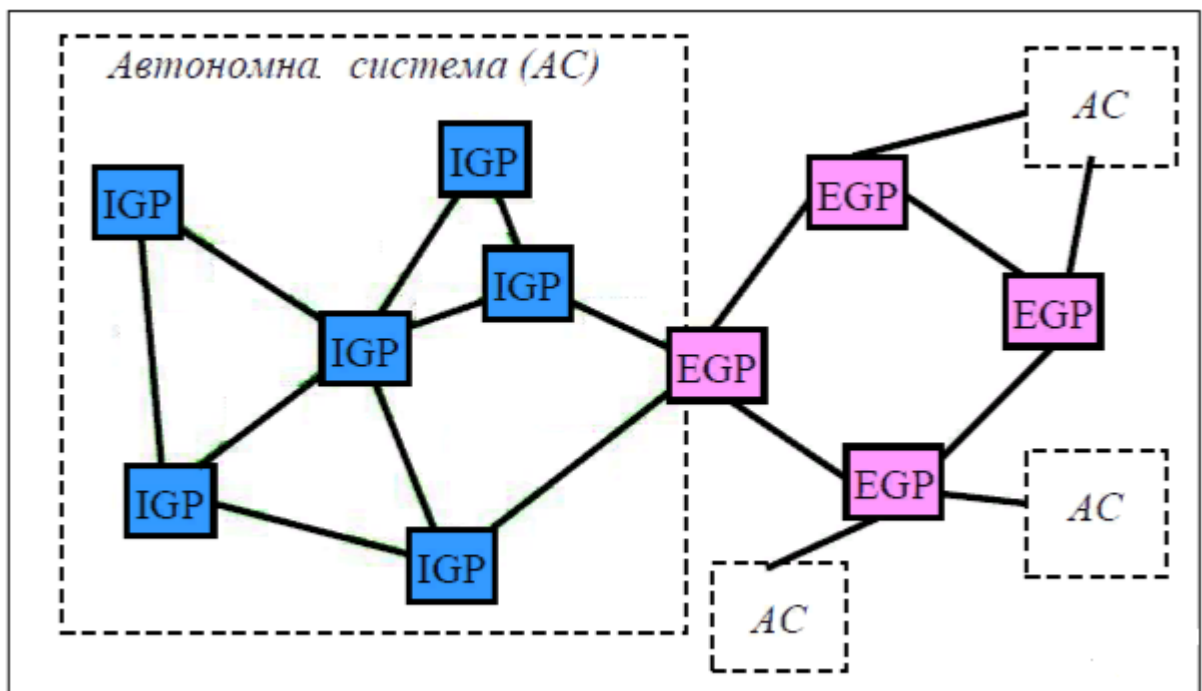


Рисунок 2.6 - Сукупність мереж з єдиним адміністративним підпорядкуванням

Грунтуючись на досвіді використання протоколу EGP, був розроблений протокол BGP, заснований на використанні надійного транспортного протоколу TCP, який в порівнянні з EGP:

- забезпечує швидшу стабілізацію оптимальних маршрутів;

- знижує навантаження на мережу з накладною інформацією, зокрема, за рахунок передачі інформації, пов'язаної тільки з цією зміною при зміні мережі.

2.3 Протоколи маршрутизації

Протоколи маршрутизації керують динамічним обміном інформацією про маршрут між усіма маршрутизаторами в мережі, реалізованої програмно в маршрутизаторі, створюючи таблиці маршрутизації, які представляють організацію всієї мережі.

Внутрішні протоколи маршрутизації, як правило, базуються на наступних алгоритмах обміну:

- таблиці «вектор-довжина» - (DVA) (Distance Vector Algorithm) – протоколи типу «distance vector»;
- інформацією про стан каналів – LSA (Link-State Algorithm) – протоколи типу «link state».



Рисунок 2.7 – Протоколи внутрішньої маршрутизації

DVA - це алгоритм обміну інформацією про доступні мережі і відстані до них шляхом періодичної відправки ширококомовних пакетів маршрутизаторами. До протоколів DVA відноситься один з найперших протоколів - RIP (Routing Information Protocol), який спочатку широко використовувався в інтернеті. Ці протоколи характеризуються тим, що періодично (навіть якщо в мережі немає

змін) вони відправляють ширококомвні пакети з таблицями маршрутизації, які оновлюють таблиці маршрутизації в міру проходження через маршрутизатори.

Кожен рядок таблиці маршрутів містить:

- мережева адреса мережі
- адреса маршрутизатора через яку повинна бути передача пакетів в мережу.
- відстань до мережі.

LSA – алгоритми обміну інформацією про стан зв'язку, також відомі як алгоритми найкоротшого шляху спочатку (SPF), засновані на маршрутизаторах, які динамічно відображають топологію мережі, збираючи інформацію про всі канали, які їх з'єднують. Для цього маршрутизатор періодично тестує стан зв'язку з сусідніми маршрутизаторами, позначаючи кожен ланку як «активну» або «неактивну».

Коли стан його зв'язків змінюється, маршрутизатор негайно поширює відповідну інформацію по мережі на всі інші маршрутизатори, які, отримавши повідомлення, оновлюють свої мережеві карти і переобчислюють найкоротші шляхи до всіх пунктів призначення.

Переваги алгоритмів LSA:

- гарантована та швидша стабілізація оптимальних маршрутів, ніж в алгоритмах DVA
- простота налагодження і менша кількість інформації, що передається, не залежить від загальної кількості підмереж в мережі.

3 АНАЛІЗ СУЧАСНИХ МЕТОДІВ МАРШРУТИЗАЦІЇ

3.1 Методи вирішення проблеми ефективної та економічної маршрутизації

3.1.1 Постановка задачі маршрутизації

У класичній постановці завдання маршрутизації поділяється на такі підзавдання:

- управління таблицями маршрутизації, тобто їх створення та підтримання в актуальному стані;

- визначення маршруту для кожного вхідного мережного пакета, тобто з'ясування номера вихідного порту та MAC-адреси наступного елемента маршруту (наступного маршрутизатора або кінцевої системи) за цільовою адресою мережного рівня;

- перенаправлення кожного пакета, тобто заміна цільової MAC-адреси на адресу наступного елемента маршруту, зменшення на одиницю поля TTL (Time to Live – час життя пакету, що залишився), перерахунок контрольної суми заголовка і передача пакета у вихідний порт;

- застосування до кожного пакету додаткових сервісів (підтримка класів обслуговування, розмежування міжмережевого доступу, облік тощо).

Управління таблицями маршрутизації – це фоновий процес, що періодично активізується, регламентований стандартними протоколами (такими як RIP, OSPF, BGP). Зазвичай його реалізують програмно на універсальних процесорах.

Визначення маршруту мережних пакетів – центральна та найскладніша функція маршрутизаторів. Проблема полягає в тому, що в таблиці маршрутизації зберігаються не мережеві адреси (розмір такої таблиці був би занадто великий), а маршрути, що є сукупністю адрес із загальним початком.

Відповідно, в таблиці шукається найдовший підходящий префікс. У принципі методи пошуку такого роду відомі давно, вони засновані на використанні бінарних дерев. На жаль, ці методи складні для апаратної реалізації; Тільки останнім часом з'явилися відповідні рекомендовані мікросхеми. Крім того, потрібно багато звернень до пам'яті – порядку логарифму від розміру таблиці маршрутизації. Якщо таблиці зберігаються сотні тисяч маршрутів, то кожен пакет витрачається близько 20 звернень до пам'яті. Все це негативно позначається на швидкодії або призводить до необхідності встановлення великих обсягів дорогої статичної пам'яті.

У сучасній постановці завдання визначення маршруту є ще складнішим. По-перше, збільшується довжина мережевої адреси (в IPv6 під номер мережі відводиться 64 біти). По-друге, при виборі маршруту доцільно враховувати не тільки цільову, а й вихідну адресу, а також інформацію транспортного і, можливо, більш високих рівнів (наприклад, для того, щоб забезпечити підтримку класів обслуговування).

Після того, як визначено маршрут пакету, виконується перенаправлення останнього. Тут складності пов'язані як зі зміною полів у заголовку пакета, а й із можливістю появи вузьких місць під час передачі пакета з вхідного у вихідний порт. У сучасних маршрутизаторах перетворення заголовків виконується за підтримки замовних мікросхем, а передачі пакета використовуються схеми буферизації різного ступеня складності.

Формально додаткові послуги не належать до основних функцій маршрутизаторів, але вони міцно увійшли до стандартний репертуар. Деякі з сервісів (наприклад, шифрування пакетів "на льоту") висувають дуже високі вимоги до швидкодії маршрутизаторів.

Спробуємо оцінити пропускну здатність, необхідну сучасним маршрутизаторам. Її можна вимірювати в переданих бітах за секунду і маршрутизованих пакетах за секунду. Якщо мати на увазі підтримку гігабітних швидкостей, то сумарна пропускну здатність повинна становити порядку 1-10

Гбіт/с і вище. Для отримання оцінки в пакетах за секунду скористаємося результатами вимірювання характеристик пакетів в Інтернет. Відповідно до цих результатів, середня довжина пакетів становить 2000 біт і має тенденцію до збільшення. Отже, задля забезпечення сумарної пропускної спроможності 10 Гбіт/с необхідно маршрутизувати 5 мільйонів пакетів на секунду.

Це значно більше продуктивності старших моделей традиційних маршрутизаторів.

Ще одна характеристика маршрутизатора – величина затримки пакета. Зазвичай вона вимірюється проміжком часу між надходженням у вхідний порт останнього пакета біта і появою першого біта на виході. Для нормальної роботи сучасних потокових додатків бажано, щоб час затримки становив близько 10-100 мкс і залишалося відносно стабільним незалежно від активності інших додатків.

3.1.2 Класифікація методів підвищення ефективності маршрутизації

Методи підвищення ефективності маршрутизації можна поділити на такі категорії:

Підвищення продуктивності мікросхем, які у маршрутизаторах. Такий підхід дозволяє прискорити виконання кожної із чотирьох підзавдань маршрутизації. Особливо важливим є застосування замовних мікросхем, які обслуговують процес визначення маршрутів.

Розпаралелювання обробки потоків даних. Розпаралелювання може мати різний характер. При розпаралелювання між підзадачами різні апаратні компоненти відповідають за управління таблицями маршрутизації, визначення маршрутів і т.д. При розпаралелювання між сукупностями пакетів відбувається одночасна обробка декількох пакетів у різних пристроях. Зазвичай таке розпаралелювання реалізують на рівні інтерфейсних модулів, тобто кожен модуль незалежно виконує визначення маршруту, перенаправлення та застосування

додаткових сервісів. Зрештою, може застосовуватися конвеєризація обробки окремих пакетів.

Оптимізація програмних компонентів маршрутизаторів. Така оптимізація спрямована в першу чергу на прискорення пошуку в таблиці маршрутизації за рахунок реалізації нових алгоритмів або за рахунок застосування схем з кешуванням, коли пошук найдовшого префікса у великій таблиці маршрутизації замінюється пошуком ключа фіксованої довжини в таблиці менших розмірів.

Застосування протоколів, що спрощують маршрутизацію. Цей підхід також спрямований насамперед на прискорення визначення маршруту, проте тут до роботи маршрутизатора вноситься нестандартність, пов'язану з підтримкою нових протоколів.

Застосування протоколів, які дозволяють уникнути маршрутизації. Це найбільш радикальний шлях, що змінює саму постановку задачі маршрутизації.

Слід зазначити, що еволюція мережевих технологій яка створює нові проблеми, а й знімає чи пом'якшує старі. Фактично зараз під маршрутизацією розуміють виключно IP-маршрутизацію. Частина інших мережевих протоколів (у тому числі IPX) під натиском Інтернет/Інтранет швидко скорочується. Здається, мало кого засмутить відсутність прогресу в обслуговуванні протоколів SNA чи AppleTalk. Орієнтація на IP - загальна характеристика, властива всім розглянутим далі рішенням. Ті, хто потребує підтримки інших протоколів, можуть розраховувати на те, що після встановлення швидких і відносно недорогих IP-маршрутизаторів навантаження на традиційні багатопрокольні маршрутизатори істотно зменшиться, що також можна вважати вирішенням проблем.

Число протоколів, які реально необхідно підтримувати, зменшується не лише на мережевому (третьому), а й на каналному (другому) рівні еталонної семирівневої моделі. Фактично два протоколи – Ethernet та АТМ – обслуговують весь доступний діапазон швидкостей, забезпечуючи єдиний формат пакетів (осередків). Це також спрощує реалізацію високопродуктивних маршрутизаторів та здешевлює їх.

3.1.3 Підвищення продуктивності мікросхем, що використовуються у маршрутизаторах

Практично всі виробники маршрутизаторів застосовують у своїх продуктах спеціально розроблені мікросхеми замовлення. Вважається, що з програмної реалізації маршрутизації з урахуванням універсальних RISC-процесорів не вдасться підняти продуктивність понад мільйон пакетів на секунду.

Як правило, підвищення продуктивності мікросхем використовується у поєднанні з іншими заходами. Так, компанія Neo Networks у маршрутизаторі StreamProcessor 2400 вбудувала в рекомендовані мікросхеми близько 1000 RISC-процесорів. Це дозволило застосувати підходи, притаманні архітектурам з масовим паралелізмом, коли обчислювальна міць підтримує складні програмні рішення.

Компанія Torrent Networking Technologies використовує рекомендовані мікросхеми разом із новим алгоритмом пошуку в таблиці маршрутизації, що зменшує кількість звернень до пам'яті. В результаті з'являється можливість відмовитися від схем із кешуванням, гарантуючи гігабітні швидкості маршрутизації незалежно від характеру трафіку.

3.1.4 Розпаралелювання обробки потоків даних

З замовними мікросхемами або без них, без розпаралелювання обробки потоків даних, що надходять у маршрутизатор через численні інтерфейси з багатомегабітними або гігабітними швидкостями, не обійтись. Звісно ж природним розміщення маршрутизуючих мікросхем на інтерфейсних модулях, оскільки цьому досягається масштабованість стосовно нарощування числа інтерфейсів і збільшення сумарних потоків даних. Саме так вчинила компанія Bay Networks у сімействі маршрутизуючих комутаторів Accelar та корпорація 3Com у комутаторі третього рівня CoreBuilder 3500. Для швидкого переміщення пакетів

між вхідним та вихідним інтерфейсами застосовуються апаратні рішення, розроблені для високопродуктивних комутаторів.

3.1.5 Оптимізація програмних компонентів маршрутизаторів

В останні 2-3 роки впровадження комутаторів дозволило суттєво підняти пропускну спроможність локальних мереж, підвищити якість мережевого сервісу. На жаль, маршрутизація значно складніше, ніж комутація лише на рівні 2 еталонної семирівневої моделі взаємодії відкритих систем. По-перше, доводиться аналізувати більше полів у заголовках пакетів. По-друге, обробка адреси одержувача є складнішою (у таблиці маршрутизації потрібно знайти максимально довгий префікс, що входить до адреси одержувача). По-третє, необхідно застосувати правила фільтрації, модифікувати облікову інформацію, поставити пакет у вихідну чергу відповідно до його пріоритету. По-четверте, потрібно зробити зміну деяких полів пакета (змінити адресу рівня доступу до середовища передачі і зменшити час життя – поле TTL). Зрештою, доводиться обмінюватися інформацією з іншими маршрутизаторами. Такі складні дії можуть і повинні стати об'єктом оптимізації.

Основна ідея оптимізації, що пропагується в першу чергу компанією Cisco Systems та розвивається нею в рамках технології NetFlow Switching, полягає в тому, щоб від обробки мережевих пакетів як незалежних сутностей перейти до дій з потоками даних.

Потоки даних виявляються із залученням інформації транспортного рівня, після чого пошук у таблиці маршрутизації (як і дії з фільтрації) проводиться лише першого пакета потоку. Наступні пакети потоку перенаправляються після швидкого пошуку у невеликому кеші.

Зазначимо, що оптимізація є природною основою для поділу функцій між центральним модулем, що займається управлінням таблицями маршрутизації та визначенням маршрутів, і інтерфейсними модулями, що здійснюють

перенаправлення. Очевидно, робота інтерфейсних модулів може бути розпаралелена. Крім того, при перенаправленні можна використовувати технології, відпрацьовані в комутаторах (перенаправлення зі швидкістю середовища передачі – їхня основна функція).

3.1.6 Застосування протоколів, що спрощують маршрутизацію

На ідеї кешування ґрунтуються і спроби спростити маршрутизацію за рахунок залучення нових протоколів. Тегова комутація (Tag Switching), запропонована компанією Cisco Systems і внесена як проект стандарту в робочу групу IETF з багатопротокової міткової комутації (MPLS), орієнтована на великих постачальників Інтернет-послуг та операторів зв'язку, що контролюють області концентрації Інтернет-трафіку. Маршрутизатори, що входять до таких областей, асоціюють теги (невеликого) фіксованого розміру з наявними маршрутами. Коли з периферії мережі в область концентрації надходить пакет, на основі аналізу цільової адреси до нього додається тег, що забезпечує надалі швидке визначення маршруту (перегляд невеликої таблиці тегів фіксованого розміру зробити простіше, ніж пошук максимального префікса, що збігається в довгій таблиці маршрутизації). На виході області концентрації тег видаляється і визначення маршруту знову виконується звичайним чином. Підкреслимо, що тегова комутація залежить від протоколів нижчого рівня (з передачею осередків чи кадрів, із встановленням віртуальних з'єднань чи ні).

Технологія IP Navigator компанії Cascade Communications також розрахована великих постачальників Інтернет-послуг. Її ідея полягає в тому, щоб зробити області концентрації IP-трафіку комутованими, зосередивши маршрутизацію на периферії областей. Спираючись на запропоновані компанією технології Virtual Network Navigator (VNN) і Multipoint-to-Point Tunneling, вхідний периферійний маршрутизатор аналізує цільову IP-адресу пакета і перенаправляє його відразу на вихідний маршрутизатор області (через ряд проміжних

комутаторів). Важливо, що забезпечуються як висока пропускну здатність і малі затримки, а й підтримка класів обслуговування.

Технологія IP-комутації (IP Switching), що розвивається компанією Ipsilon Networks, заснована на модифікації програмного забезпечення IP-маршрутизаторів та АТМ-комутаторів та їх “спарюванні”, в результаті якого маршрутизатор бере на себе функції контролера, який управляє комутатором за допомогою протоколу General Switch Management Protocol (GSMP). Як і в технології NetFlow Switching, по перших IP-пакетах виявляються потоки даних, що відображаються на локальні АТМ-з'єднання. Під час спілкування між IP-комутаторами використовується запропонований компанією протокол керування потоками (Ipsilon Flow Management Protocol, IFMP).

Наголосимо, що технологія IP Switching не передбачає встановлення звичайних для АТМ "наскрізних" віртуальних з'єднань. Натомість сусідні пристрої "локально" домовляються між собою про комутацію IP-потоків.

3.1.7 Застосування протоколів, які дозволяють уникнути маршрутизації

Уникнути маршрутизації можна в тих випадках, коли між взаємодіючими вузлами локальної мережі, що входять, можливо, в різні IP-підмережі, існує шлях, що обслуговується комутаторами.

Ідея технології Fast IP, запропонованої корпорацією 3Com, полягає в тому, щоб взаємодія вузлі обмінялися адресами рівня доступу до середовища передачі (MAC-адресами) і використовували їх у подальшому спілкуванні. Перші пакети при перетині кордонів підмереж зазвичай проходять через маршрутизатори, зате подальші обслуговуються комутаторами або принаймні меншим числом маршрутизаторів.

Для повноцінної реалізації цієї ідеї потрібна підтримка низки нових протоколів, але основним є Next Hop Resolution Protocol (NHRP) – протокол з'ясування ініціатором мережевої взаємодії MAC-адреси, що вимагає підвищеного

інтелекту не від маршрутизаторів, а від мережевих карт та базового програм комп'ютерів. Інакше кажучи, тут модернізується не ядро, а периферія мереж.

Компанія Cabletron Systems запропонувала свою архітектуру великих комутованих мереж – SecureFast. За задумом компанії такі мережі мають бути більш ефективними та керованими, ніж мережі, побудовані на традиційних маршрутизаторах. Вбудоване програмне забезпечення комутаторів, що підтримують технологію SecureFast, та додатковий продукт – VLAN Manager – забезпечують роботу сервісу віртуальної маршрутизації (Virtual Routing Service). При цьому вибір шляху між вузлами мережі, що взаємодіють, і переміщення мережевих пакетів між ними відбувається без участі маршрутизаторів. Встановлюються з'єднання, що зв'язують кінцеві системи. За словами компанії, відбувається емуляція АТМ для мереж, заснованих на передачі пакетів.

Зазначимо, що завдяки використанню власного протоколу Virtual Link State Protocol (VLSP), комутатори SecureFast здатні підтримувати топології з надмірними зв'язками, що знімає обмеження, характерні для алгоритму остовного дерева. В результаті може бути підвищена надійність роботи мережі, забезпечена вища сумарна пропускна здатність та балансування навантаження між каналами. Зазначимо також, що архітектура SecureFast не обмежена рамками ІР-протоколу; підтримуються й інші мережеві протоколи, наприклад ІРХ.

3.1.8 Критерії оцінки нових маршрутизаторів

Можна виділити такі критерії, які застосовуються до оцінки сучасних високопродуктивних маршрутизаторів.

Ефективність. Мається на увазі здатність здійснювати маршрутизацію трафіку, що надходить одночасно через кілька портів, зі швидкістю середовища передачі (яка вже в найближчому майбутньому стане гігабітною) та з невеликою затримкою (порядку 10 – 100 мікросекунд). Додаткові функції, що реалізуються маршрутизатором (фільтрація, протоколювання тощо) не повинні помітно

знижувати ефективність його роботи. Крім того, розкид у затримках пакетів має бути мінімальним.

Підтримка класів обслуговування. Вибуховий трафік, що виникає, наприклад, під час пересилання файлів, не повинен порушувати передачу в реальному часі потокових даних (аудіо, відео тощо). Маршрутизатори повинні забезпечувати необхідну якість обслуговування по всьому шляху між кінцевими системами.

Масштабованість мережі. Мережева конфігурація, що складається в результаті використання маршрутизаторів, повинна бути керованою і, головне, масштабується за кількістю вузлів і обсягами потоків даних.

Галузь застосування. Вимоги до маршрутизаторів, які у корпоративних і магістральних мережах, істотно різні. Розрізняються протоколи канального рівня, які необхідно підтримувати, обсяг і характер трафіку, що обслуговується, функції протоколювання, заходи безпеки тощо.

Сумісність із існуючою мережевою інфраструктурою. Маршрутизатор повинен підтримувати вживані протоколи, середовище передачі, сумісний з існуючими системами мережевого управління та діагностичними засобами.

Сумісність із продуктами інших виробників. Це стандартна вимога до компонентів відкритих систем. Стосовно маршрутизаторів воно накладає обмеження використання власних (які не стали загальноприйнятим стандартом) мережевих протоколів.

Мінімізація масштабу змін, необхідні ефективної роботи нового устаткування. Якщо встановлення нового маршрутизатора спричиняє перебудову значної частини мережі, це фактично підвищує вартість та знижує надійність роботи мережної інфраструктури, що небажано.

У світлі сформульованих критеріїв найбільш практичним є підвищення продуктивності маршрутизаторів апаратними засобами (створення продуктивніших замовних мікросхем, розпаралелювання обробки мережевих пакетів). Програмна оптимізація в цьому сенсі менш надійна, оскільки ефект від її

використання залежить від характеру трафіку, а продуктивність маршрутизатора при великій кількості функцій, що підтримуються, може виявитися недостатньою.

Стандартизація та підтримка нових протоколів, що спрощують маршрутизацію або дозволяють її уникнути, хороша як довгострокова стратегія, до якої, однак, користувачам слід ставитись з обережністю. Як правило, для вирішення кожної проблеми пропонується кілька конкуруючих рішень (в даному випадку – різні протоколи) і не завжди можна передбачити переможця. Якщо для впровадження нововведень потрібно перебудовувати всю мережу (а так зазвичай і буває), ціна помилки може виявитися надзвичайно високою.

3.2 Маршрутизуючі комутатори Accelar компанії Bay Networks

Компанія Bay Networks, мабуть, єдина з-поміж великих виробників активного мережевого обладнання, зосередилася виключно на підвищенні продуктивності апаратних компонентів маршрутизаторів. На перший погляд, таке рішення здається очевидним та найпростішим. У світі універсальних комп'ютерів так і надходять; винахід витончених алгоритмів та хитрих методів оптимізації залишилося в минулому, у золотому столітті програмування. Однак і апаратна потужність має межі, особливо якщо брати до уваги вартість виробу. Тільки останнім часом успіхи в розробці замовних мікросхем дозволили створити маршрутизатори, здатні підтримувати гігабітні швидкості потоків даних при мікросекундних затримках. Щоправда, йдеться лише про IP-маршрутизацію; інші протоколи мережного рівня “по-старому” обслуговуються успадкованими пристроями.

Новий клас мережного обладнання, званий компанією маршрутизаторами, реалізований в рамках сімейства Accelar. З історичних причин сімейство включає два види моделей з дещо різною архітектурою – Accelar 1000 [4] та Accelar 100.

3.2.1 Маршрутизуючі комутатори Accelar 1200

Маршрутизуючі комутатори Accelar 1200 призначені для використання в корпоративних мережах Ethernet (10/100/1000 Мбіт/с). Вони складаються з модулів двох видів:

- процесорні модулі;
- модулі введення/виводу.

Апаратну схему Accelar 1200 наведено на рис. 3.1.

Зазвичай встановлюється один процесорний модуль; другий може бути доданий, якщо потрібно забезпечити високу готовність. На процесорному модулі розташовуються власне процесор (Power PC) і так званий кремнієвий комутуючий пристрій (Silicon Switch Fabric, SSF). Процесор обслуговує протоколи маршрутизації (RIP, RIPv2, OSPF, DVMRP – Distance Vector Multicast Routing Protocol) і підтримує таблицю маршрутизації, яка зберігається в пам'яті, що розділяється.

На модулях вводу/виводу розташовуються мікросхеми замовлення адреси (Address Resolution Unit, ARU). У локальній пам'яті модуля вони формують власний кеш (розрахований на 24 000 адрес), витягуючи інформацію із загальної таблиці. При перенаправленні пакетів застосовуються правила фільтрації та призначення пріоритетів. Останні можуть бути засновані на номерах фізичних портів вводу/виводу, ідентифікаторі віртуальної локальної мережі, групі мовлення або потоці у сенсі протоколу резервування ресурсів (Resource reSerVation Protocol, RSVP).

Мікросхеми ARU функціонують незалежно одна від одної та від центрального процесора, що є природною основою паралелізму при маршрутизації пакетів та підтримці правил фільтрації та призначення пріоритетів.

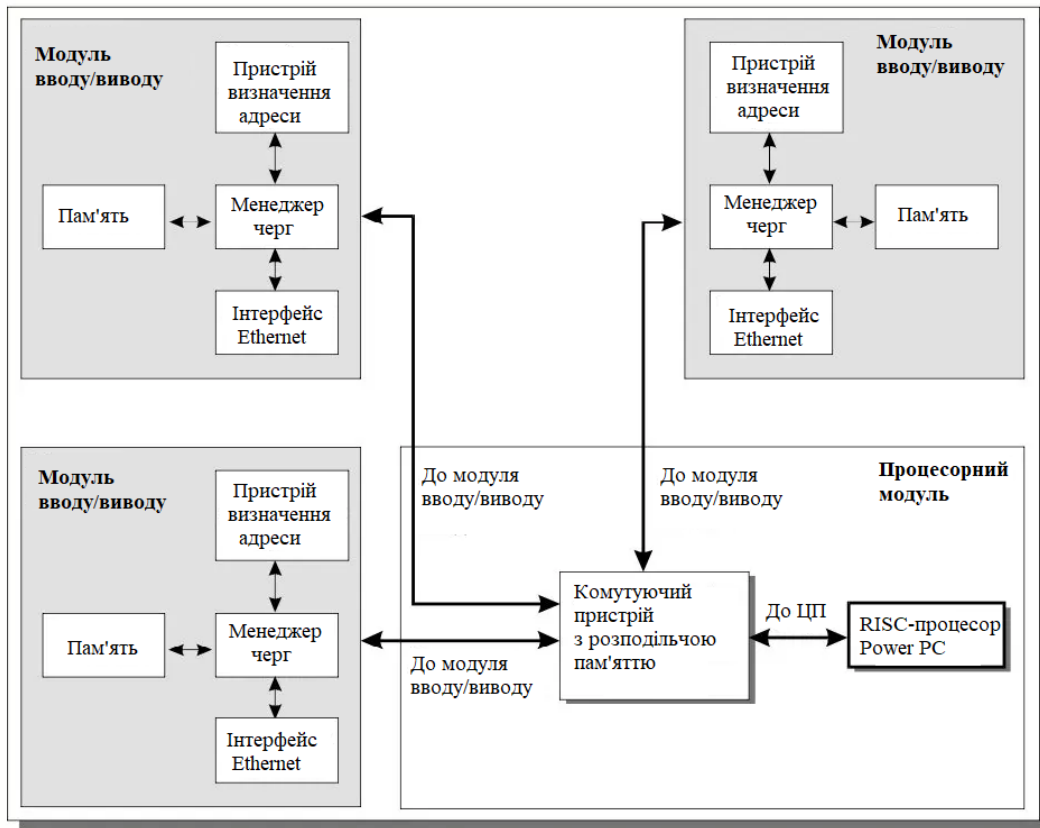


Рисунок 3.1 - Апаратна схема маршрутизатора комутатора Accelar 1200

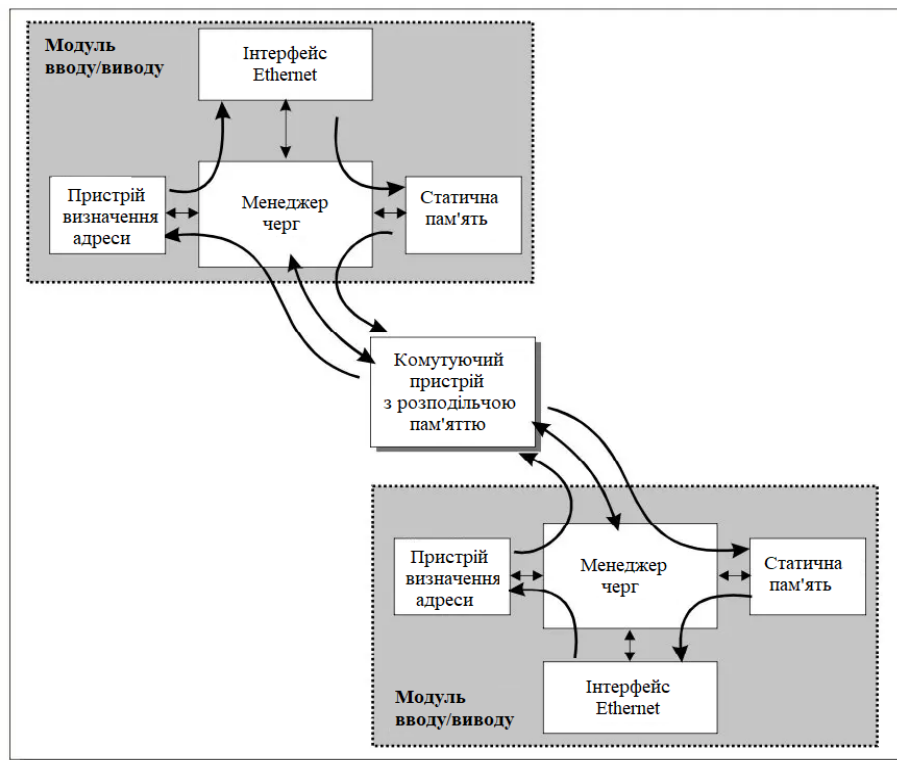


Рисунок 3.2 - Процес маршрутизації пакетів у Accelar 1200

Доставка мережевих пакетів з вхідного модуля у вихідний проводиться комутуючим пристроєм, що має достатню продуктивність для одночасного обслуговування всіх модулів.

Розглянемо процеси пошуку в таблиці маршрутизації та перенаправлення пакетів докладніше. Спочатку зупинимося на обробці одноадресного (unicast) пакета. Мікросхема ARU перевіряє цілісність мережного пакета, перераховуючи контрольну суму, за цільовою адресою визначає вихідний порт і, за необхідності, змінює такі поля, як MAC-адреса та час життя (TTL). Потім створюється внутрішній заголовок, що містить номери вхідного та вихідного портів та пріоритет пакету. Після цього менеджер черг ділить пакет на комірки і записує їх у вхідну чергу комутованого пристрою (SSF). SSF переміщає комірки у чергу вихідного порту. Залежно від біта пріоритетності у внутрішньому заголовку пакет буферизується у пріоритетній або звичайній черзі; остання обслуговується модулем виведення лише тоді, коли пріоритетна черга порожня.

При обробці багатоадресних (multicast) пакетів у внутрішній заголовок міститься мітка групи мовлення, яка посилається на списки вихідних модулів та вихідних портів. За допомогою цієї інформації комутуючий пристрій переміщує пакет у відповідні вихідні черги. Таким чином, Accelar 1200 підтримує не лише кілька рівнів якості обслуговування, але й різні черги для одноадресних та багатоадресних пакетів. Все це дозволяє гарантувати необхідну якість обслуговування потоків даних, чутливих до затримок незалежно від рівня фонові активності.

Широкомовні пакети обробляються аналогічно багатоадресним і перенаправляються на всі порти, що обслуговують віртуальну мережу, в яку входить відправник.

Рисунок 3.2 ілюструє процес маршрутизації пакетів Accelar 1200. Підкреслимо, що всі мережеві пакети обробляються незалежно один від одного, тобто не робиться спроб виділення будь-яких потоків. Іншими словами, має місце абсолютно "чесна", але дуже швидка IP-маршрутизація.

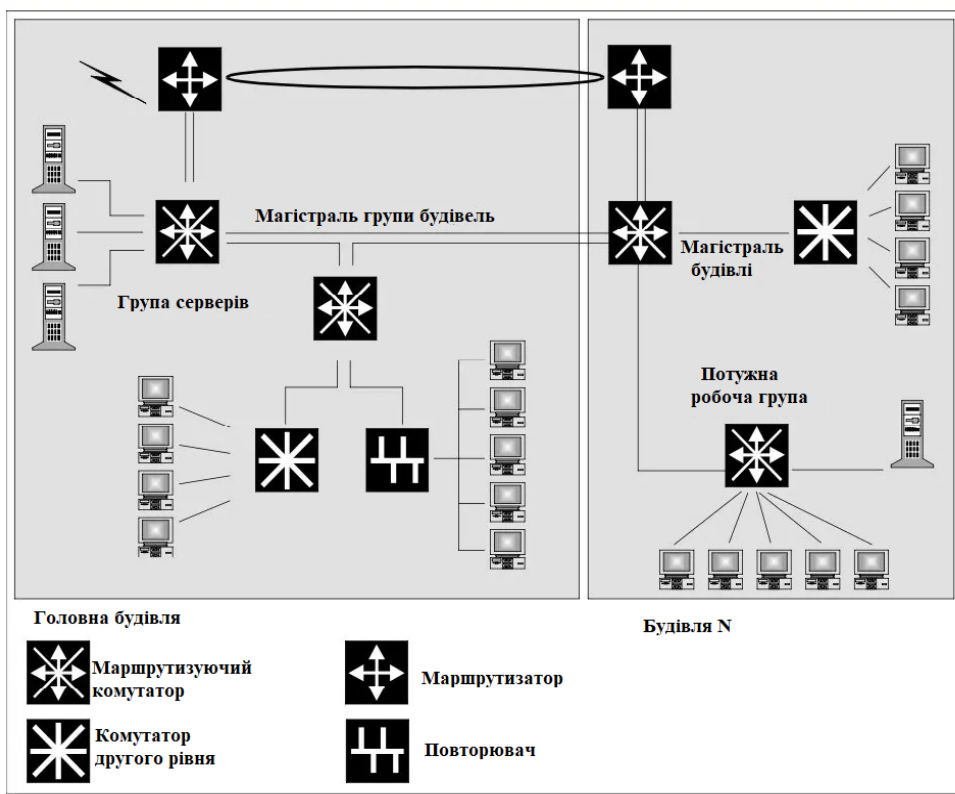


Рисунок 3.3 - Варіанти використання маршрутизуючих комутаторів Accelar 1200 у корпоративній мережі

Гарантована сумарна пропускна спроможність Accelar 1200 – 7 Гбіт/с, швидкість маршрутизації – 7 мільйонів пакетів за секунду, затримка на пакет – менше 10 мкс. На сьогоднішній день це дуже високі показники, що підтверджують правомірність підходу, що базується на нарощуванні продуктивності апаратури маршрутизаторів. Важливо відзначити, що Accelar 1200 не тільки набагато швидше, а й набагато дешевше традиційних маршрутизаторів.

Accelar 1200 простий у користуванні. Спочатку може бути встановлений як звичайний комутатор; згодом частину чи всі порти можна перевести в режим маршрутизації. Для адміністрування Accelar 1200 постачається спеціалізована програма; втім, можна скористатися універсальною системою Optivity.

На рис. 3.3 наведені можливі варіанти використання маршрутизуючих комутаторів Accelar 1200, в корпоративній мережі. Мається на увазі підтримка

потужних робочих груп, а також маршрутизація у магістральних мережах окремих будівель чи групи будівель.

Застосування маршрутизуючих комутаторів класу Accelar 1200 дозволяє зняти традиційну суперечність між масштабованістю мережі та її пропускнуою здатністю. Відпадає потреба в різноманітних прийомах, що дозволяють обходити маршрутизатори (включення серверів і потужних користувачів в одну підмережу тощо). Мережа можна будувати регулярнішим чином, що підвищує надійність і полегшує адміністрування. При цьому відсутні негативні побічні ефекти, пов'язані з проблемою підтримки нових протоколів або несумісністю з продуктами інших виробників.

3.2.2 Маршрутизуючі комутатори Accelar 100

Ідейно моделі Accelar 1200 і 100 близькі, однак у реалізації є суттєві відмінності, що стосуються побудови модулів та організації їхньої паралельної роботи.

Accelar 100 (рис. 3.4) складається з процесорного модуля (з мікропроцесором Motorola 68060, 33 МГц) та кількох комутаційних модулів (у ролі комутаційного процесора виступає MIPS R5000, 180 МГц). Модулі пов'язані між собою двома незалежними шинами – керуючою та комутаційною; пропускна спроможність кожної – 1.2 Гбіт/с.

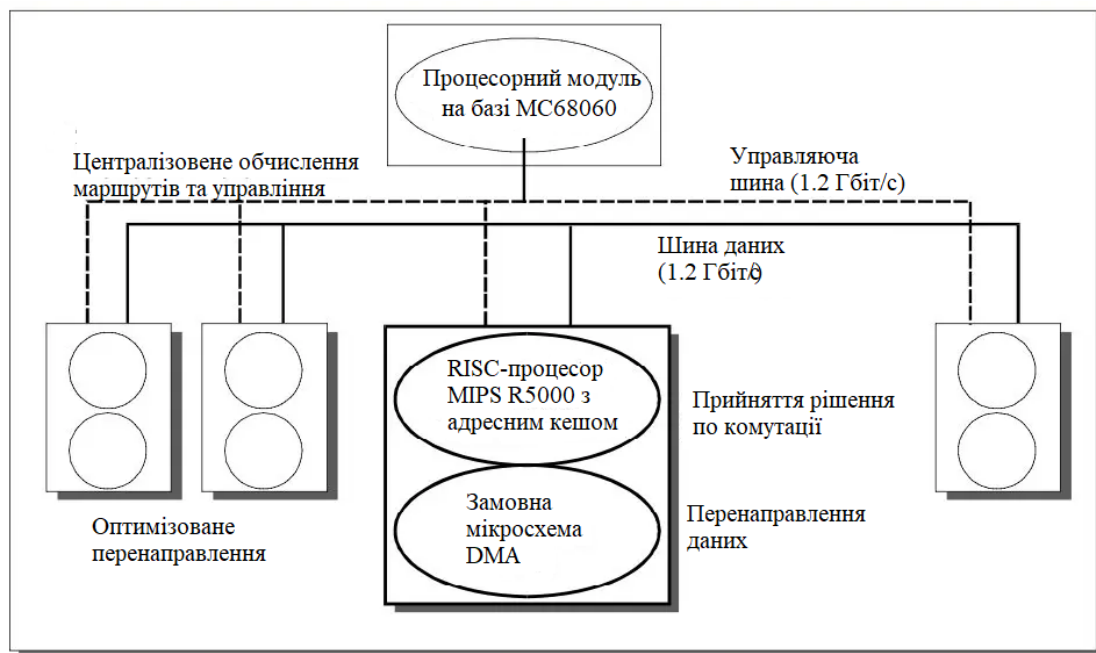


Рисунок 3.4 - Розподілена комутаційна архітектура Accelar 100

Процесорний модуль з'ясовує топологію мережі та заповнює адресні таблиці комутаційних модулів. Унікальною рисою Accelar 100 є підтримка режиму самонавчання, при якому в процесі роботи в режимі комутації шляхом прослуховування IP-трафіку забезпечується автоматичне з'ясування адрес доступних IP-пристроїв. Після формування адресних таблиць Accelar 100 може бути переведений режим маршрутизації; при цьому пакети з невідомими IP-адресами і не-IP-пакети будуть переадресовуватися на існуючий маршрутизатор.

Мабуть, вперше підхід plug and play виявився поширеним на маршрутизатори. Процесори комутаційних модулів приймають рішення щодо комутації/маршрутизації, а передача пакетів між вхідним та вихідним модулями виконується з використанням пристроїв прямого доступу до пам'яті (DMA) за підтримки замовних мікросхем.

У порівнянні з моделлю 1200, Accelar 100 має меншу функціональність і продуктивність. Він виконує лише маршрутизацію мережевих пакетів; всі додаткові послуги (фільтрація, облік тощо) залишаються за звичайними маршрутизаторами. Швидкість маршрутизації становить 1 мільйон пакетів за

секунду, мінімальні затримки (за даними компанії) не перевищують 50 мкс. За результатами тестування у випробувальній лабораторії журналу Data Communications середня величина затримки дорівнювала 245 мкс.

3.3 Технологія FIRE корпорації 3Com

Технологія гнучких інтелектуальних маршрутизуючих пристроїв (Flexible Intelligent Routing Engine, FIRE, корпорації 3Com по суті аналогічна підходу, реалізованому компанією Bay Networks в сімействі маршрутизуючих комутаторів Accelar. Зрозуміло, в цьому немає нічого дивного, оскільки йдеться про досить очевидні речі – застосування потужних замовних мікросхем та розпаралелювання (а також конвеєризації) обробки пакетів, тобто про підходи, апробовані у високопродуктивних комутаторах.

Згідно термінології корпорації 3Com, технологія FIRE реалізується в комутаторах третього рівня (Layer 3 Switch).

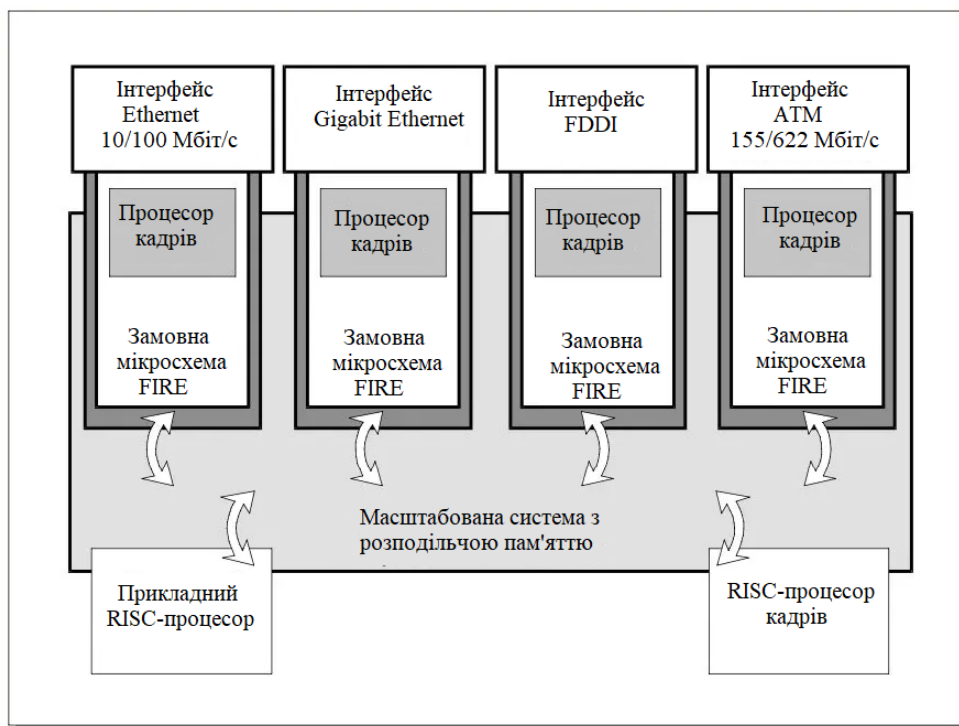


Рисунок 3.5 - Апаратна організація комутатора третього рівня CoreBuilder

Рисунок 3.5 ілюструє апаратну організацію комутатора третього рівня CoreBuilder 3500. Очевидно, найбільш примітною відмінністю від маршрутизуючих комутаторів сімейства Accelar є поєднання фізичної розподіленості оперативної пам'яті з її глобальною діяльністю. Таке рішення автоматично забезпечує масштабованість при додаванні нових інтерфейсних модулів та сприяє підвищенню ефективності при реалізації фірмової технології розподіленої конвеєризації пакетів (Distributed Packet Pipelining, DPP), оскільки відпадає необхідність у численних копіюваннях з однієї області пам'яті до іншої.

Сам DPP-конвеєр виконує такі операції:

- перевіряє цілісність пакета;
- реєструє інформацію для відповідних баз (MIB), у тому числі для систем віддаленого моніторингу (RMON);
- визначає приналежність до віртуальних локальних мереж;
- розділяє комутовані та маршрутизовані пакети;
- класифікує потоки даних;
- визначає застосовність правил щодо якості обслуговування;
- застосовує фільтри;
- модифікує маршрутизовані пакети;
- встановлює пріоритет пакету;
- передає пакет.

Рисунок 3.6 ілюструє функціонування описаного вище конвеєра.

Поєднання у FIRE-продуктах універсальних процесорів (i960) та програмованих замовних мікросхем дозволяє досягти високої продуктивності за збереження практично необмеженої гнучкості. Багато вдосконалень (наприклад, підтримка IP версії 6) можуть бути реалізовані за рахунок оновлення вбудованого програмного забезпечення. CoreBuilder 3500 виділяється своєю багатопротокольністю і в плані інтерфейсів (постачаються або оголошені інтерфейси для 10/100/1000 Мбіт/с Ethernet, 155/622 Мбіт/с ATM, FDDI), так і в

пріоритетніших черг будуть вирушати частіше, проте й низькопріоритетні черги не залишаться поза увагою. Для завантажених мереж такий алгоритм планування є оптимальним.

У технології FIRE передбачено засоби для автоматичного призначення пріоритетів потоків даних, що спрощує роботу адміністраторів мереж. Пріоритет може визначатися протоколом (IP, IPX, AppleTalk), одноабо багатоадресністю пакетів, номерами використовуваних TCP-портів, мітками в сенсі протоколу 802.1p.

Крім того, підтримується протокол динамічного резервування смуги пропускання RSVP. Цікаво відзначити, що з погляду інформаційної безпеки механізми керування смугою пропускання, передбачені технологією FIRE, можна як узагальнення фільтрації. Виразна сила мови класифікації потоків даних по суті та ж, що й за завданням правил фільтрації, проте можна задати не тільки нульову, а й невелику позитивну ширину смуги пропускання. В результаті, певні дії будуть можливі, але в обмеженій кількості.

Ще одна особливість технології FIRE, пов'язана з інформаційною безпекою, полягає у забезпеченні високої доступності. Процесори та рекомендовані мікросхеми, крім виконання своїх основних функцій, контролюють стан один одного і при необхідності ініціюють перезавантаження. Програмні компоненти зберігаються в захищеній від запису пам'яті, що запобігає порушенню їхньої цілісності. Від такої поширеної загрози, як вихід із ладу окремого порту чи каналу, захищає механізм об'єднання каналів (trunking). Втім, ця остання можливість зараз належить до стандартних.

3.4 Технології компаній Neo Networks та Torrent Networking Technologies

3.4.1 StreamProcessor 2400 компанії Neo Networks

Компанія Neo Networks, ґрунтуючись на прогресі в області замовних мікросхем, реалізувала далеко узагальнення традиційних схем маршрутизації. У маршрутизаторах StreamProcessor 2400 перенаправлення пакетів виконується не основі пошуку в таблиці маршрутизації, а процесі застосування сукупності правил, які можуть оперувати з будь-якими полями пакетів. Строго кажучи, StreamProcessor 2400 є "безрівневим" пристроєм або, пристроєм, здатним оперувати на всіх рівнях еталонної моделі ISO/OSI. В результаті StreamProcessor 2400 може одночасно виконувати функції мостів, комутаторів та маршрутизаторів, а також пристроїв вищого рівня до прикладного.

Зрозуміло, до стандартного комплекту StreamProcessor 2400 входять бази правил, що забезпечують функціональність традиційних багатопрокольних маршрутизаторів. (Загальна база розміром у мільйон елементів дозволяє зберігати не тільки правила, а й маршрути, MACадреси, мітки віртуальних мереж.) Адміністратори мереж можуть дописувати свої правила, що забезпечують маршрутизацію та/або фільтрацію трафіку за складними критеріями.

З апаратної точки зору StreamProcessor 2400 є системним блоком на 16 слотів, призначених для інтерфейсних модулів (рис. 3.7). У самому системному блоці розташовуються пристрій з пропускною здатністю 512 Гбіт/с і пристрій підтримки класів обслуговування. Інші функціональні блоки (аналізатори пакетів, процесори правил, менеджери черг, буфера) поміщені на інтерфейсні модулі, що містять порти Gigabit Ethernet (4 або 8) або 4 порти OC-48 (2.4 Гбіт/с). Згідно з твердженнями компанії, StreamProcessor 2400 здатний маршрутизувати понад 400 мільйонів пакетів (кадрів, осередків) за секунду.

Для реалізації паралельної обробки кожен пакет розмножується і надходить відразу до кількох процесорів правил; на виході результати роботи процесорів поєднуються (рис. 3.8). У процесі обробки не тільки визначається інформація, необхідна для перенаправлення, але й класифікація пакетів для підтримки класів обслуговування. Зазначимо, що одноадресні та багатоадресні пакети перенаправляються окремо.

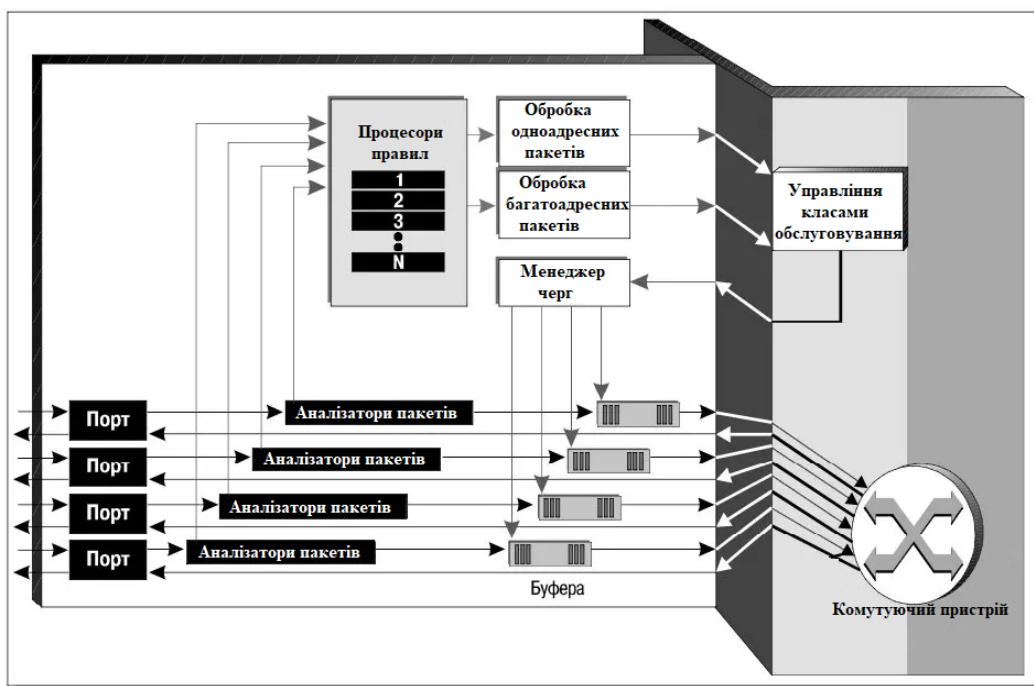


Рисунок 3.7 - Архітектура маршрутизатора StreamProcessor 2400

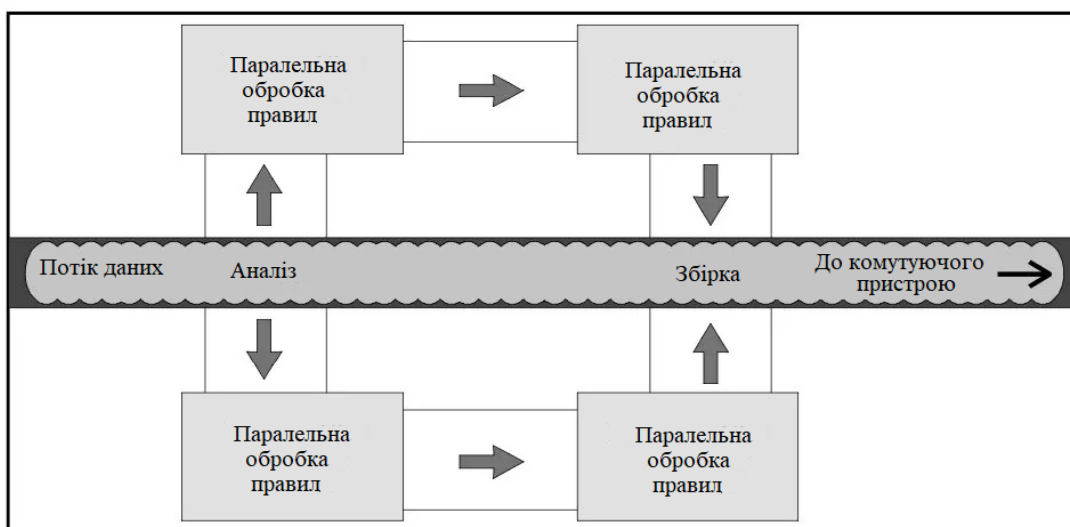


Рисунок 3.8 - Розпаралелювання обробки пакетів у маршрутизаторі StreamProcessor 2400

Більшість RISC-процесорів (900) вбудовані в замовні мікросхеми і є недорогими пристроями з тактовою частотою 56 МГц. Інші 128 процесорів є стандартними. Це дозволило утримати вартість системи з масовим паралелізмом у розумних межах (приблизно 2500 доларів на порт). Тим не менш, видається, що на сьогоднішній день технологія компанії Neo Networks є занадто великим кроком вперед і потужні можливості формування та застосування бази правил виявляться значною мірою незатребуваними.

3.4.2 Маршрутизатор IP9000 компанії Torrent Networking Technologies

Молода компанія Torrent Networking Technologies зробила ставку на більш прозове, але надзвичайно важливе удосконалення – новий алгоритм пошуку у таблиці маршрутизації за підтримки замовних мікросхем. Це дозволило відмовитися від схем із кешуванням, ефективність яких залежить від характеру трафіку, та здійснювати “чесний” пошук у таблиці маршрутизації розміром до 200 тисяч елементів, гарантуючи сумарну пропускну спроможність 20 Гбіт/с. Згідно з твердженнями компанії, швидкість маршрутизації становить понад 20 мільйонів пакетів на секунду, максимальна затримка на пакет – 25 мкс.

Новий алгоритм пошуку отримав назву ASIK (за першими буквами прізвищ авторів). Його деталі не розкриваються, проте можна припустити, що він заснований на використанні дерев з більш високим коефіцієнтом розгалуження, ніж 2. Тим самим досягається зменшення кількості звернень до пам'яті і, отже, прискорення перегляду таблиць маршрутизації.

Ще однією принциповою новинкою в IP9000 є класифікація пакетів даних на потоки та незалежна обробка кожного потоку. Потік характеризується адресами мережного рівня та номерами портів транспортного рівня. Для кожного потоку можна специфікувати 3 дисципліни обслуговування:

- гарантована смуга пропускання;
- обслуговування "у міру можливості" без обмежень на смугу пропускання;

- обслуговування "у міру можливості" з обмеженою смугою пропускання.

До кожного потоку підтримується своя вихідна черга. Така реалізація є більш надійною, ніж фіксована кількість пріоритетів і відповідних їм черг, оскільки вибуховий трафік в одному потоці не зможе зменшити частку пакетів, що обслуговуються з інших потоків.

Функціональна схема маршрутизатора IP9000 наведено на рис. 3.9. IP9000 випускається у двох варіантах, з конструктивом на 8 та 16 слотів. Логічно IP9000 складається із пристроїв трьох видів:

- процесор маршрутизації;
- комутуючий пристрій;
- інтерфейсні модулі.

Процесор маршрутизації (це окремий пристрій, з'єднаний з маршрутизатором лінією Fast Ethernet) забезпечує керування таблицями маршрутизації та обслуговує інтерфейс з адміністратором. Комутуючий пристрій переміщує пакети, підтримуючи окрему чергу кожного потоку. Інтерфейсні модулі, крім мережевих портів (Fast Ethernet, Gigabit Ethernet, ATM OC-3 155 Мбіт/с), містять рекомендовані мікросхеми для пошуку в таблиці маршрутизації за алгоритмом ASIK (кожен порт має повну копію таблиці). За результатами пошуку виконуються класифікація пакетів за потоками та перетворення заголовків (також за допомогою замовних мікросхем), після чого пакети передаються комутуючому пристрою.

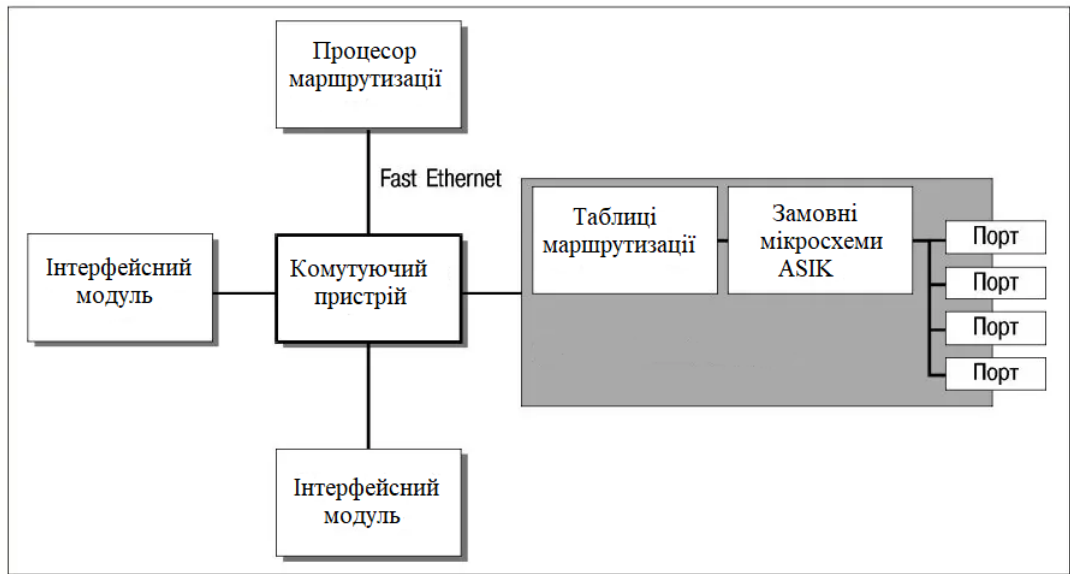


Рисунок 3.9 - Функціональна схема маршрутизатора IP9000

Таким чином, в IP9000 реалізовано розпаралелювання як між підзавданнями маршрутизації, так і всередині підзавдання пошуку в таблиці маршрутизації та перенаправлення пакетів. Крім того, пошук та перенаправлення оптимізовані за допомогою замовних мікросхем. IP9000 можна назвати "гігабітним маршрутизатором без компромісів", оскільки він природно масштабується при встановленні додаткових інтерфейсних модулів, гарантуючи маршрутизацію з гігабітними швидкостями, малі затримки та підтримку класів обслуговування.

3.5 Дві технології компанії Cisco Systems

3.5.1 Технологія NetFlow Switching

В основі технології NetFlow Switching компанії Cisco Systems лежить ідея програмної оптимізації міжмережевої операційної системи Cisco IOS, що використовується у маршрутизаторах. Якщо спробувати аналізувати мережні пакети не незалежно, а об'єднати родинні пакети в потоки, можна значно швидше

виконувати перенаправлення та застосовувати додаткові послуги, такі як розмежування міжмережевого доступу або облік трафіку.

При застосуванні технології NetFlow Switching звичайна для маршрутизаторів обробка виконується лише першого пакета потоку. Потік визначається як сукупність пакетів із фіксованими:

- вихідним та цільовим IP-адресами;
- вихідним та цільовим номерами портів транспортного рівня;
- типом протоколу;
- типом сервісу;
- вхідний інтерфейс.

За першим пакетом визначається маршрут, перевіряється входження до списку управління доступом і з'ясовується набір додаткових сервісів, які необхідно застосовувати до цього та всіх наступних пакетів потоку. Ця інформація міститься в кеш, операції з яким (за підтримки потужних замовних мікросхем) виконуються значно швидше, ніж при звичайній маршрутизації. Схема обробки мережевих пакетів у технології NetFlow Switching представлена на рис. 3.10.

Оптимізація, що виконується у технології NetFlow Switching, спрямована на те, щоб для звичайних мереж з комутацією пакетів промоделювати режим з комутацією з'єднань. Підкреслимо, однак, що тут "потік" існує тільки всередині одного маршрутизатора; не робиться спроб наскрізної (з кінця до кінця) установки з'єднання. Відповідно, немає і потреби у якихось нових протоколах, як і проблем інтероперабельності.

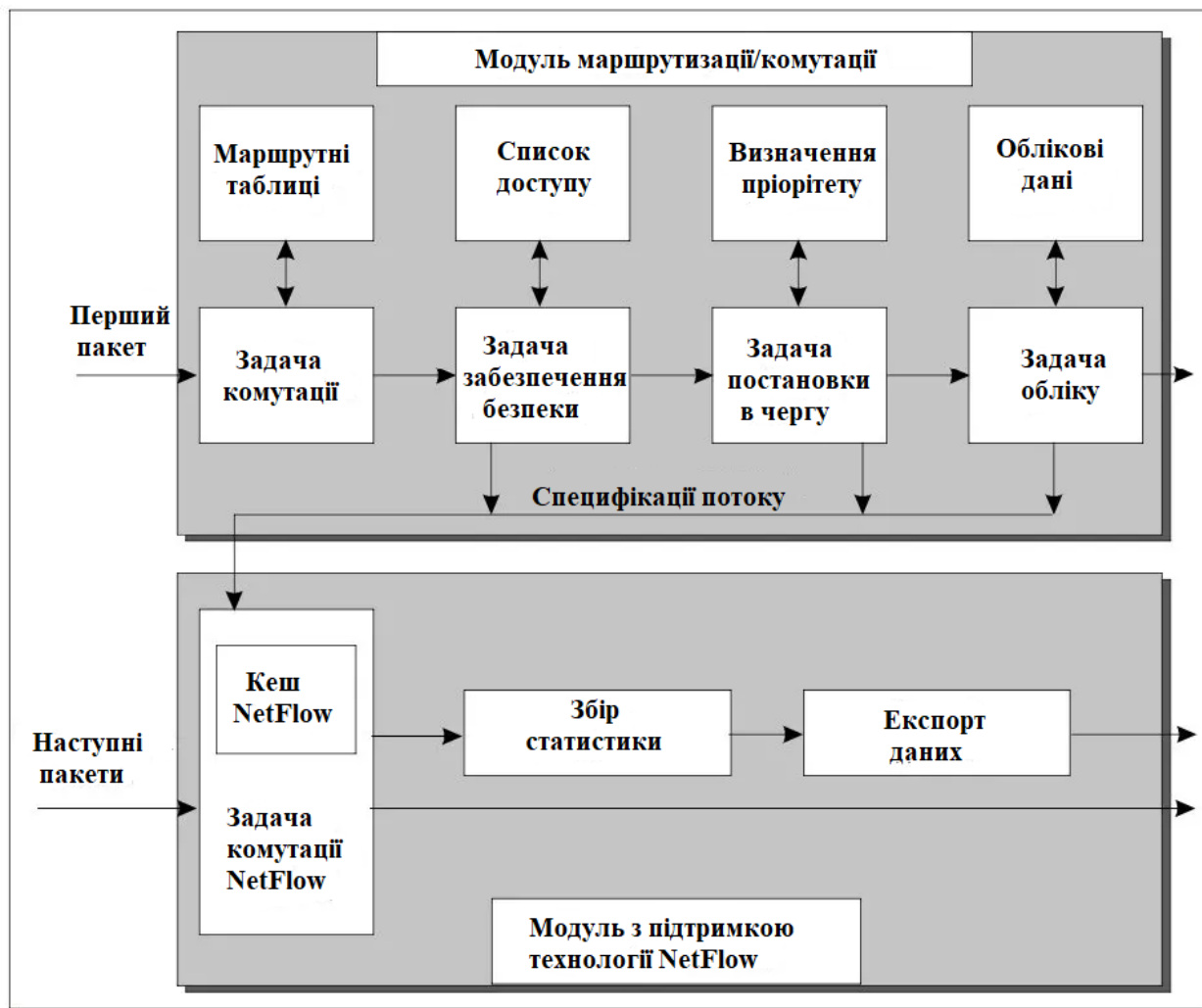


Рисунок 3.10 - Схема обробки мережесих пакетів у технології NetFlow Switching

Технологія NetFlow Switching підтримується, наприклад, у маршрутизаторах для локальних мереж Catalyst 5500. Згідно з твердженнями компанії, ці маршрутизатори у відповідній комплектації можуть перенаправляти десятки мільйонів пакетів на секунду, досягаючи сумарної пропускної спроможності 50 Гбіт/с. За результатами тестування у випробувальній лабораторії журналу Data Commucations Catalyst 5500 показав хоч і не рекордні, але гідні результати. Так, середня величина затримки мережесих пакетів становила 174 мкс.

Безсумнівно, для скільки-небудь тривалих потоків даних технологія NetFlow Switching дійсно є оптимізацією, що не тільки підвищує пропускну здатність, але і зменшує затримки пакетів (всіх, крім першого в потоці).

Адміністратор може вільно застосовувати додаткові сервіси, не побоюючись деградації продуктивності.

3.5.2 Технологія Tag Switching

Як уже вказувалося ідея технології Tag Switching полягає в тому, щоб у областях концентрації трафіку замінити пошук у таблиці маршрутизації простішою дією – перенаправленням пакетів на основі аналізу тегів невеликого фіксованого розміру. Компанія Cisco Systems пропонує такі компоненти для організації мереж з міткою (рис. 3.11):

- периферійні тегові маршрутизатори;
- тегові комутатори, що становлять ядро мережі;
- протокол поширення тегів (Tag Distribution Protocol, TDP).

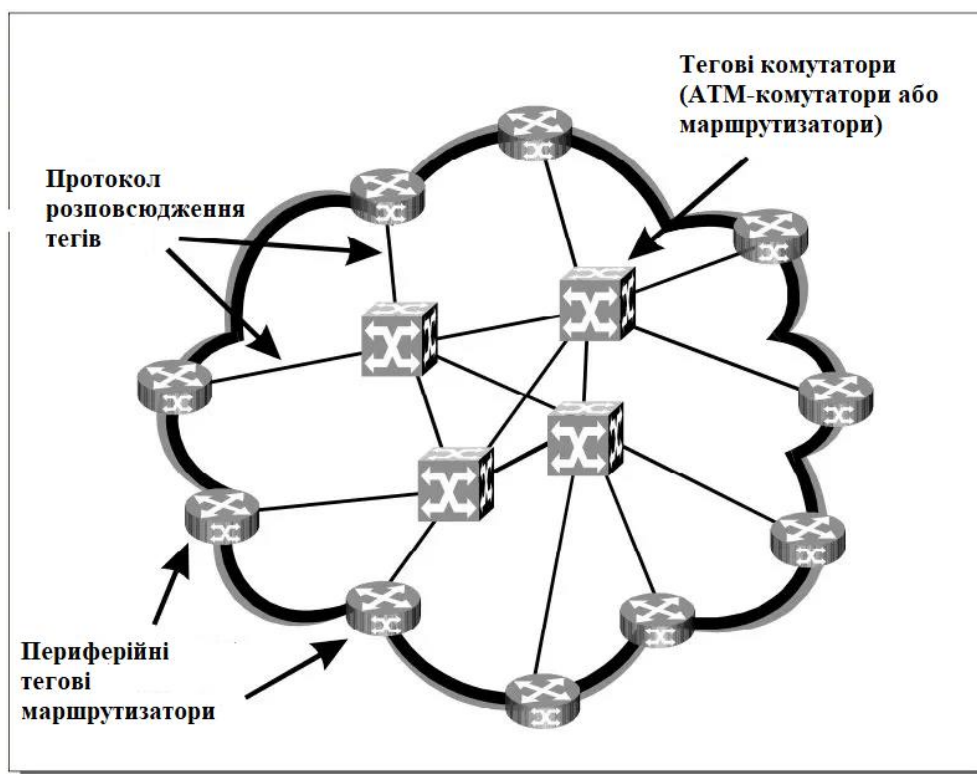


Рисунок 3.11 - Основні компоненти мереж із теговою комутацією

Робота мережі з теговою комутацією виглядає так:

Спочатку периферійні тегові маршрутизатори і тегові комутатори, що працюють в режимі звичайних маршрутизаторів і застосовують звичайні протоколи (OSPF, BGP - Border Gateway Protocol, протокол обміну інформацією між маршрутизаторами, що входять в різні області управління) з'ясовують топологію мережі та будують взаємно.

Потім основі таблиць маршрутизації будуються інформаційні бази тегів (Tag Information Base, TIB). Теги асоціюються з маршрутами або групами маршрутів для перенаправлення пакетів. За допомогою протоколу TDP відбувається взаємне узгодження інформаційних баз сусідніх пристроїв (маршрутизаторів та/або комутаторів).

Після цього периферійний теговий маршрутизатор, отримавши пакет ззовні, аналізує мережевий заголовок, застосовує необхідні сервіси мережного рівня, вибирає маршрут, додає до пакета відповідний маршрут тег і направляє пакет комутатору тега.

Теговий комутатор, отримавши пакет, аналізує тег і перенаправляє пакет далі. Підкреслимо, що тегового комутатора не потрібно аналізувати заголовок мережного пакета.

На виході з мережі периферійний маршрутизатор наводить пакет "до нормального вигляду", видаляючи тег і виконуючи маршрутизацію.

Розглянемо докладніше три взаємопов'язані питання – улаштування тегової інформаційної бази, процеси пошуку в таблиці тегів та перенаправлення пакетів теговими комутаторами, а також функціонування протоколу розповсюдження тегів.

Кожен запис тегової бази містить принаймні чотири поля:

- вхідний тэг;
- вихідний тэг;
- вихідний порт;
- вихідна MAC-адреса.

Коли комутатор отримує пакет, він шукає в базі запису, що містить відповідний вхідний тег. Якщо такий запис існує, відбувається модифікація пакета (підставляються вихідні тег та MAC-адреса), після чого пакет відправляється у вихідний порт. Рис. 12 ілюструє процес тегової комутації.

У TIB-базі можуть міститися багатоадресні записи, що використовуються при перенаправленні multicast-пакетів.

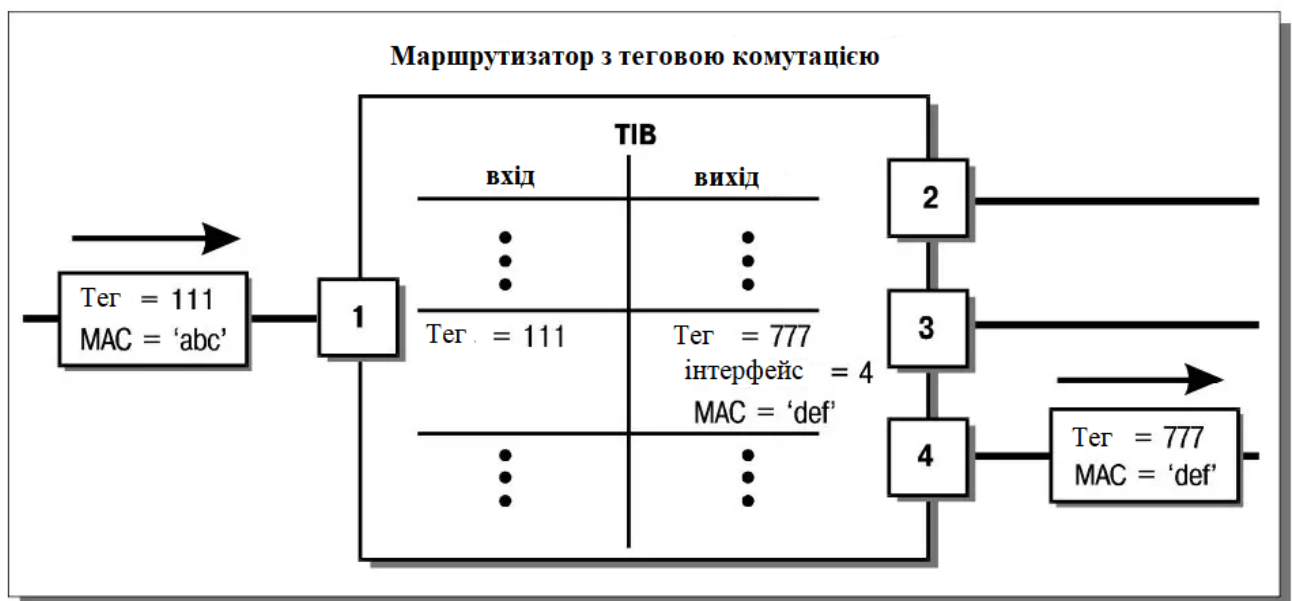


Рисунок 3.12 - Перенаправлення пакетів комутатором

Таким чином, при кожній комутації тег, що міститься в пакеті, змінюється (у термінології компанії Cisco Systems це називається “label swapping” – зміна міток), а для функціонування мережі достатньо узгодженого трактування тегів сусідніми пристроями (не потрібно створювати та підтримувати глобальну таблицю відповідності тегів та маршрутів). Точніше, достатньо, щоб комутатор або маршрутизатор правильно розумів теги, що розміщуються в пакетах пристроями, знахідка ними потоками даних. Це завдання вирішує протокол TDP.

Відповідно до протоколу TDP, теги можуть поширюватися вниз та вгору за течією. Один пристрій передає іншому призначений на власний розсуд тег (вхідний при передачі вгору і вихідний при передачі вниз за течією) і пов'язаний з

ним мережевий адресний префікс. Якщо поширення йде вгору за течією, пристрій-одержувач заносить цей тег як вихідний запис ТІВ-бази, відповідний переданому префіксу. При поширенні донизу отриманий тег стає вхідним.

Така, в дещо спрощеному вигляді схема роботи мережі з теговою комутацією.

Для реалізації запропонованої технології, за задумом компанії Cisco Systems, достатньо модернізації програмного забезпечення існуючих маршрутизаторів та комутаторів АТМ. Наприклад, мова може йти про маршрутизаторів сімейства Cisco 7500 і комутаторів Cisco StrataCom ВРХ.

Дійсно, кожен із пристроїв робить зовсім небагато нестандартних дій (крім підтримки протоколу ТDP). Так, маршрутизатор може помістити тег, що додається, в заголовок мережевого рівня (поле мітки потоку в IPv6), в заголовок каналного рівня (поле VCI АТМ-осередки) або між заголовками; розглянута у попередньому розділі технологія NetFlow Switching здатна забезпечити ефективність цього процесу. Комутатори повинні вести себе цілком у дусі АТМ (тільки без витрат на встановлення з'єднань).

Насправді ситуація дещо складніша. Якщо в теговий комутатор надійде пакет із невідомим тегом, його (пакет) доведеться "чесно" маршрутизувати, до чого комутатор має бути готовим. Далі, якщо в мережу з теговою комутацією входить ціла ієрархія областей управління, доведеться додавати до пакетів стек тегів, виконуючи над ним відповідні операції на межах областей. Все це може помітно ускладнити маршрутизатори та комутатори та знизити ефективність їх роботи.

Механізм тегової комутації спочатку задуманий як гнучке засіб, тому дисципліна призначення тегів не фіксується. Можливість асоціювання тегів із групами маршрутів (а не з ІР-потокami) дозволяє утримати розмір тегу в розумних межах, уникаючи "влучного вибуху". Далі, крім адресної інформації, тег може, наприклад, специфікувати клас обслуговування, якого пакет належить.

Щоправда, така гнучкість, крім очевидних переваг, породжує і не менш очевидні проблеми інтеперабельності.

Мабуть, тільки практичний досвід здатний підтвердити або спростувати ідеї, покладені в основу комутації тегів, хоча у такої великої компанії, як Cisco Systems, безсумнівно, знайдеться чимало вагомих аргументів на підтримку технології Tag Switching.

3.6 Технологія IP Navigator компанії Cascade Communications

Cascade Communications, нещодавно придбана компанією Ascend Communications, є одним із провідних виробників обладнання Frame Relay та АТМ. Звичайно, це відбилося на підході компанії до вирішення проблем, які стоять перед великими постачальниками Інтернет-послуг та операторами зв'язку. Технологія IP Navigator, що розвивається в Cascade Communications вже кілька років, передбачає насамперед усунення недоліків, властивих комутаторам (труднощі з масштабуванням мережі, великі затримки при встановленні віртуальних з'єднань) шляхом застосування підходів, відпрацьованих у маршрутизаторах.

У технології IP Navigator на периферії областей концентрації трафіку розташовуються маршрутизатори, а всередині областей – комутатори (рис. 3.13). Маршрутизатори забезпечують підключення користувацьких мереж. Коли до такого маршрутизатора надходить IP-пакет, встановлюється нове віртуальне з'єднання з вихідним маршрутизатором, який обслуговує відповідні IP-адреси, або визначається ідентифікатор існуючого з'єднання. Пакет, що надійшов, і наступні пакети IP-поток (якщо маршрутизатор вміє групувати пакети в потоки) передаються по цьому з'єднанню через ряд проміжних комутаторів. В результаті виявляється, що в "хмарі з IP-навігацією" пакети проходять лише через два маршрутизатори. Це гарантує високу пропускну здатність та малі затримки, а також підтримку класів обслуговування.

Щоб забезпечити масштабованість комутованих мереж, компанія Cascade Communications запропонувала технологію Virtual Network Navigator (VNN), яка в дусі протоколів маршрутизації передбачає автоматичний збір та актуалізацію інформації про топологію мережі, пропускну здатність та завантаженість каналів. За заявками інших підсистем (одна з яких є IP Navigator) VNN встановлює віртуальні з'єднання із заданою смугою пропускання. Якщо з'єднання з необхідними характеристиками встановити неможливо, замовник отримує відмову. Це усуває канали зв'язку від навантаження, а існуючі з'єднання – від деградації параметрів.

Завдання встановлення віртуального з'єднання при прямолінійному підході є обчислювально складним оскільки між N вузлами може існувати N^2 зв'язків. Щоб позбутися квадратичного перебору та пов'язаних із ним затримок, компанія Cascade Communications запропонувала технологію Multipoint-to-Point Tunneling (MPT). Ідея полягає в тому, щоб попередньо для кожного вузла побудувати дерево вузлів мережі, доступних за 1, 2, ... кроки (рис. 14). Можна вважати, що ми випускаємо з вузла хвилю (або ширококомовний пакет, якщо користуватися мережевими аналогіями) і стежимо за її поширенням. Коли виникає необхідність встановити віртуальне з'єднання між вузлами A і B , береться MPT-дерево вузла B , в ньому знаходиться вузол A і піднімається в корінь (B).

Виходить, що ми йдемо назустріч хвилі, за поширенням якої стежили під час побудови MPT-дерева. Вочевидь, затрачуване у своїй час у порядку величини вбирається у $O(N)$.

Напевно, ідеї, аналогічні MPT-технології, приходили в голову кожному, хто, граючи в "Lines", хоч раз замислювався про те, як фішки знаходять шлях з початкової клітини до кінцевої, минаючи зайняті поля. Проте в області Frame Relay та ATM це вважається новим словом, яким компанія Cascade Communications пишається.

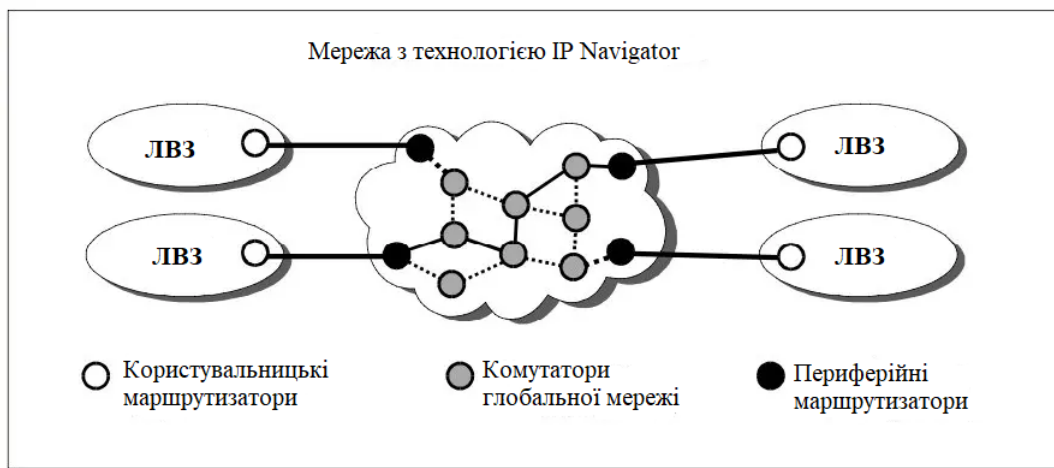


Рисунок 3.13 - Функціонування мережі у технології IP Navigator

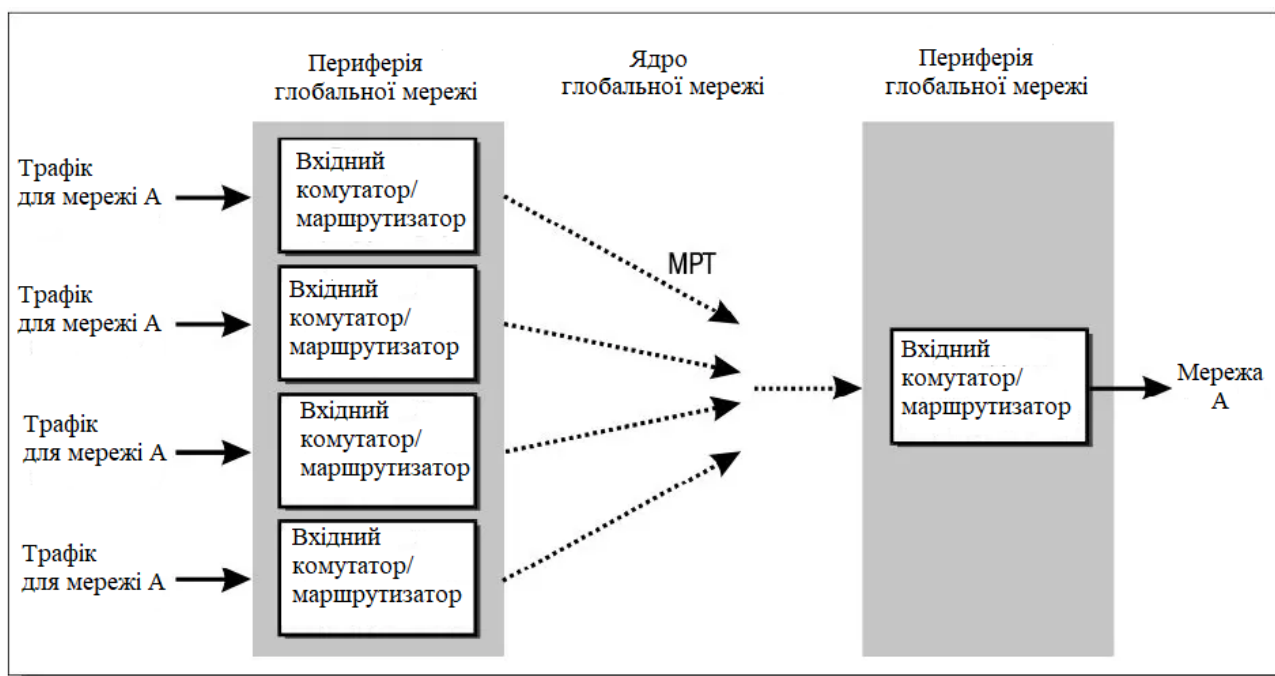


Рисунок 3.14 - Функціонування мережі у технології IP Navigator

Для реалізації технології IP Navigator достатньо виконати модернізацію програмного забезпечення маршрутизаторів та комутаторів. У існуючих мультисервісних комутаторах СВХ 500 така модернізація вже виконана. Зазначимо, що ці комутатори підтримують IP-маршрутизацію, причому перенаправленням пакетів займаються інтерфейсні модулі. Тим самим забезпечується висока продуктивність та масштабованість.

Технологія IP Navigator відноситься в першу чергу до досить специфічної області потужного обладнання Frame Relay та АТМ (периферійні маршрутизатори відіграють підлеглу роль). Прагнучи посилити ринкові позиції, компанія Ascend Communications співпрацює з постачальниками суміжних технологій – корпорацією 3Com та компанією Ipsilon Networks. В результаті можуть народитися наскрізні рішення, що обслуговують всі етапи взаємодії кінцевих систем, але це вимагатиме стандартизації ще більшої кількості власних протоколів.

3.7 Технологія IP Switching компанії Ipsilon Networks

Молода компанія Ipsilon Networks, утворена в 1994 році, розпочала свою діяльність з аналізу ситуації у галузі високопродуктивної маршрутизації. Фахівці компанії опублікували ряд статей, в яких вони обґрунтовували необхідність поєднання стійкості, простоти та “локальності”, властивих IP, з ефективністю та передбачуваністю АТМ. Для реалізації цієї ідеї і було запропоновано технологію IP-комутації (IP Switching).

Основні компоненти IP-комутатора показано на рис. 3.15. Це контролер IP-комутатора (далі для стислості званий просто контролером), АТМ-комутатор і два протоколи – загальний протокол керування АТМ-комутатором (General Switch Management Protocol, GSMP) та протокол керування потоками (Ipsilon Flow Management Protocol, IFMP).

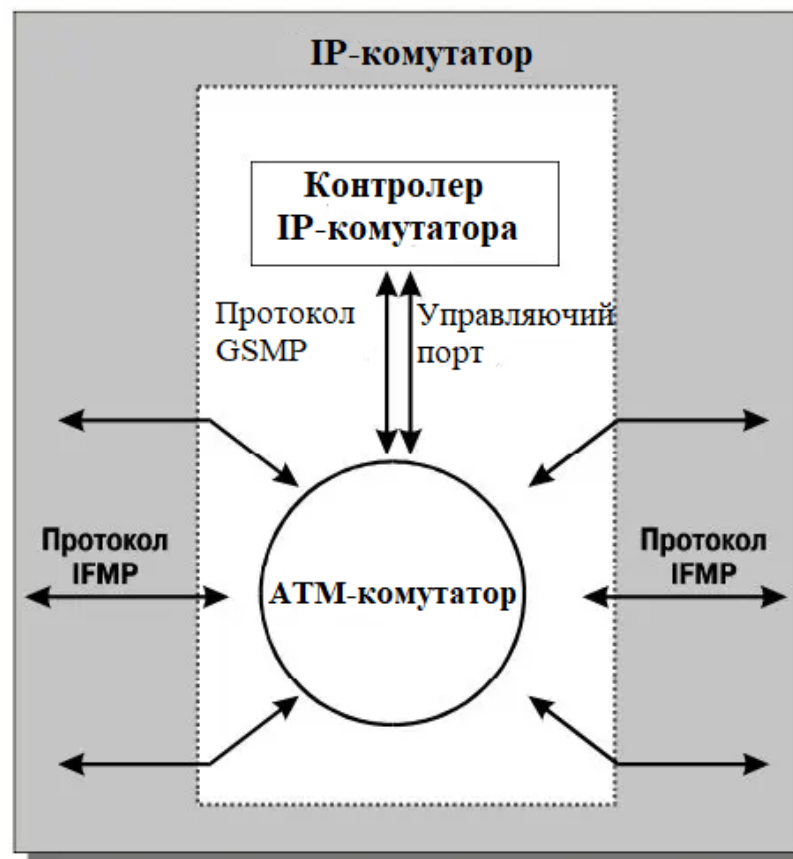


Рисунок 3.15 - Основні компоненти ІР-комутатора

Контролер можна уявляти як маршрутизатор з додатковим програмним забезпеченням підтримки протоколів GSMP і IFMP (у початкових модельних змін у ролі контролера виступав звичайний комп'ютер із процесором Pentium Pro і АТМ-інтерфейсом). У свою чергу, з АТМ-комутатора вилучається стандартне програмне забезпечення, що лежить над рівнем ААL-5, тобто видаляються послуги емуляції локальної мережі та налаштування адрес, а також підтримка протоколів маршрутизації та АТМ-управління.

Натомість вбудовується "відома" частина протоколу GSMP, що служить для впливу на апаратуру АТМ комутатора з боку контролера. Нарешті, протокол IFMP використовується зв'язку контролера із сусідніми ІР-коммутаторами (точніше, зі своїми контролерами).

За задумом авторів технології, контролер, окрім виконання функцій звичайного маршрутизатора, повинен виявляти ІР-потoki (у термінології компанії – проводити класифікацію потоків) та за допомогою сусідніх пристроїв

"опускати" їх (потоків) обробку зі свого рівня на рівень апаратури АТМ-комутатора. Вважається, що це дозволить підняти приблизно на половину десяткового порядку пропускну здатність, мінімізувати затримки та забезпечити підтримку класів обслуговування.

Розглянемо докладніше, як функціонує ІР-комутатор. На першій фазі звичайним для ІР чином визначається топологія мережі, запам'ятовується інформація про сусідні пристрої. У кожному фізичному каналі виділяється віртуальний канал, що використовується для передачі маршрутизованого трафіку і для взаємодії контролерів. Коли цим каналом надходить ІР-пакет (точніше, складові його АТМ-осередки), він збирається і передається контролеру через керуючий порт. Контролер здійснює ІР-маршрутизацію і перенаправляє пакет (через той самий керуючий порт і потім через вихідний порт АТМ-комутатора наступного ІР-комутатора (рис. 3.16).

Одночасно з маршрутизацією контролер проводить класифікацію пакетів, оцінюючи, чи вони початком потоку. Технологія IP Switching передбачає два види потоків: міжкомп'ютерні (для всіх пакетів потоку загальними є ІР-адреси) та прикладні (крім адрес, спільними мають бути транспортний протокол та номери портів). Загальні всім пакетів потоку поля заголовка в сукупності утворюють ідентифікатор потоку.

Як підказує здоровий глузд та аналіз статистичної інформації, доцільно трактувати як потік взаємодію за такими протоколами, як FTP та HTTP, але не DNS-запити. Хоча локальність (відсутність глобальної інформації про стан пристроїв і каналів, відсутність наскрізних віртуальних з'єднань) – одна з основних властивостей технології IP-Switching, передбачається, що класифікація потоків здійснюється всіма ІР-комутаторами за єдиними принципами (важливість цього положення зрозуміла з подальшого викладу) .

Після того, як потік виявлено, контролер виконує три дії:

Запитує у комутатора АТМ номери вільних віртуальних каналів для фізичного порту, через який надійшов пакет (номер А), і для керуючого порту (номер Z).

Передає АТМ-комутатору GSMP-повідомлення, що наказує направляти комірки, що надійшли по віртуальному каналу А, віртуальний канал керуючого порту Z.

Передає сусідньому ІР-комутатору, що знаходиться "вгору за течією" виявленого ІРпоток, ІFMP-повідомлення про перенаправлення. Це повідомлення містить ідентифікатор потоку, номер віртуального каналу А і час перенаправлення. Повідомлення наказує направляти пакети потоку віртуальним каналом А.

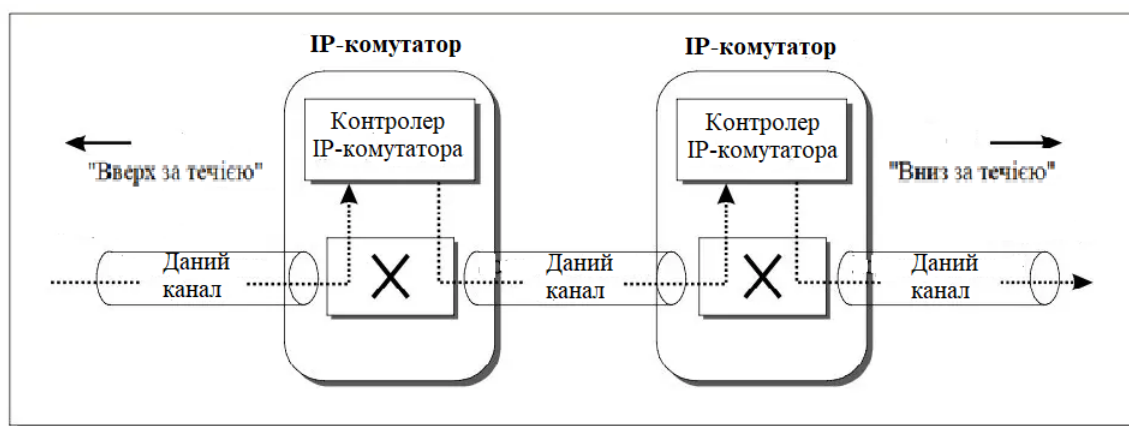


Рисунок 3.16 - Робота ІР-комутатора на початковій фазі

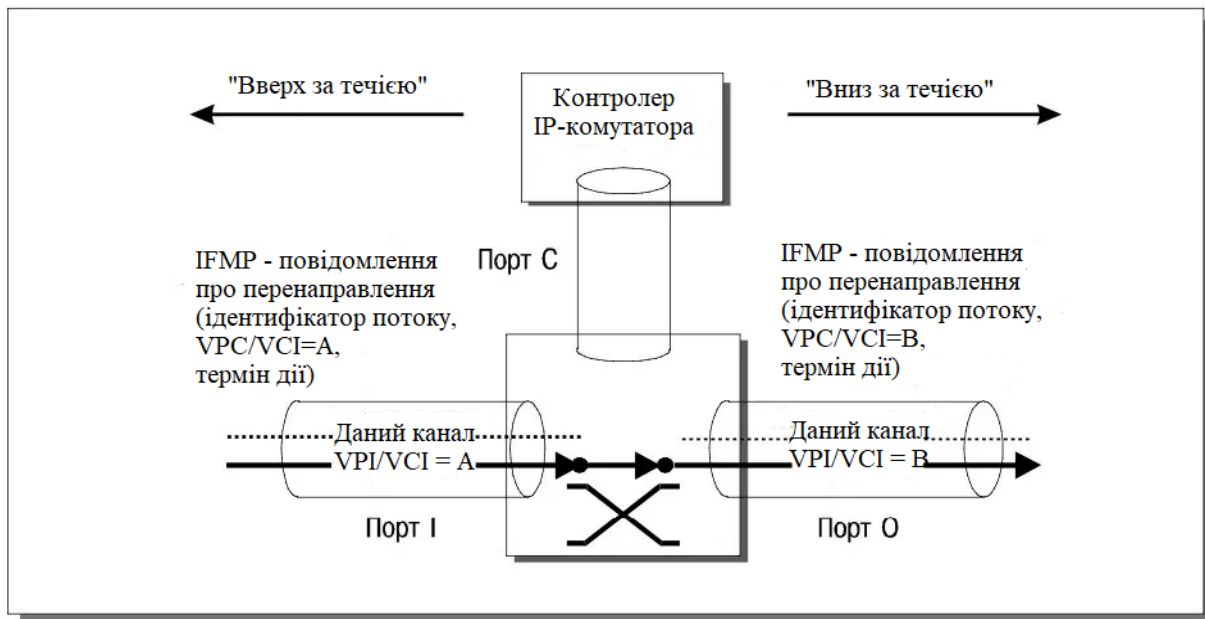


Рисунок 3.17 - Робота IP-комутатора в режимі, що “встановився”

В результаті цих дій контролер отримуватиме пакети потоку через віртуальний канал Z, що, як і в технології NetFlow, дозволить швидко знайти в кеші необхідну інформацію та перенаправити пакет далі. Цей стан, однак, є проміжним. В силу одноманітності політики класифікації потоків можна сподіватися, що IP-комутатор, що практично одночасно розглядається, отримає повідомлення про перенапрямок від сусіда “знизу за течією”. Нехай це повідомлення, що надійшло через вихідний порт, містить номер віртуального каналу B. Тоді контролер дасть ATM-комутатору команду перенаправляти комірочки з віртуального каналу A вхідного порту віртуальний канал B вихідного порту. Це і є мета технології IP Switching – локальними засобами досягти переміщення IP-потоків на рівень апаратури ATM-комутатора (рис. 3.17).

Така у спрощеному вигляді схема роботи IP-комутатора.

Ідеї, покладені в основу технології IP Switching, здаються дуже привабливими, проте їхня реалізація пов'язана з низкою проблем. Як завжди в гібридних пристроях, складнощі виникають на стику. По-перше, "опускання" IP-потоків може статися в момент, коли частина осередків, що становлять IP-пакет, вже передана в контролер, тобто пакет виявиться зіпсованим. По-друге, перші

комутовані осередки можуть обігнати останні маршрутизовані пакети. По-третє, не ясно, наскільки швидко весь потік на всьому протязі свого прямування переміститься на рівень АТМ-апаратури і наскільки стабільними будуть у цей період затримки та якість обслуговування. Звичайно, протокол ІР досить стійкий, щоб нейтралізувати наслідки втрати та перевпорядкування пакетів, але як це позначиться на ефективності? Результати моделювання не здаються переконливими, оскільки вони отримані для окремого комутатора, а в багатоланковому ланцюжку все визначає найповільнішу і "неякісну" ланку, яка до того ж буде переміщатися.

Ще одним складним питанням є безпека технології ІР Switching. Коли весь потік переміститься на рівень АТМ-апаратури, перестануть працювати засоби фільтрації, що є в маршрутизаторах. Зловмисник зможе змінити деякі поля пакетів, що передаються, а АТМ-комутатори цього не помітять. Щоб зменшити ризик, передбачено видалення з комутованих пакетів полів, що є ідентифікатором потоку (ці поля можна однозначно відновити на приймальному кінці). Тим не менш, для міжкомп'ютерних потоків залишається можливість зміни номерів портів, що становить серйозну небезпеку. На практиці це означає, що в якомусь місці ІР-потік повинен проходити не через ІР-комутатор, а через "чесний" міжмережевий екран, оскільки заходи безпеки, які вживаються на початковому етапі мережевої взаємодії, виявляються явно недостатніми.

Важко сказати, як складеться доля технології ІР Switching, проте її концептуальна основа видається спірною.

3.8 Технологія Fast ІР корпорації 3Com

Для вирішення проблем маршрутизації фахівці 3Com розробили протокол, реалізований програмним забезпеченням мережевих карток, а чи не маршрутизаторами чи комутаторами.

Цей протокол, представлений як проект у IETF, отримав назву Next Hop Resolution Protocol (NHRP, протокол визначення найближчого адресата). Він працює в такий спосіб. Нехай кінцева система А бажає почати мережну взаємодію з системою В, що входить у ту ж фізичну мережу, але належить іншій IP-підмережі або віртуальній локальній мережі, так що звичайний шлях від А до В пролягає через маршрутизатор. Система А стандартним чином починає IP-взаємодію, одночасно направляючи В NHRP-запит, що містить MAC-адресу А. Цей запит також проходить через маршрутизатор і досягає В. Отримавши запит, система В отримує MAC-адресу А і направляє по ньому NHRP-відповідь. Ця відповідь сягає А, минаючи маршрутизатори (ми припускаємо, що такий шлях існує). Тепер А також дізнається MAC-адресу В і може ним скористатися (рис. 3.18).

Програмне забезпечення, що реалізує протокол NHRP, вбудовується між рівнем драйвера мережевої картки та IP-рівнем. Корпорація 3Com пропонує таке забезпечення не тільки для своїх карт, але і для карт інших виробників (спочатку для операційних систем MS Windows 95/NT). Примітно, що в лютому 1997 року IBM оголосила про підтримку протоколу NHRP в мережевих картах своїх комп'ютерів, у тому числі серверів.

Якщо адміністратор мережі з якоїсь причини може встановити програмне забезпечення Fast IP (FIP) тільки на частину систем (наприклад, на серверні системи), то для підтримки протоколу NHRP можна скористатися маршрутизаторами в ролі агентів Fast IP (рис. 3.19). Тут клієнтська система не може відповісти на NHRP-запит, оскільки на ній немає необхідного програмного забезпечення, зате це може зробити маршрутизатор (за умови, що він розуміє протокол NHRP, а клієнтська система знаходиться в “зоні прямої видимості”). У такій конфігурації технологія Fast IP працюватиме не на повну потужність – пакети від клієнта до сервера підуть звичайним шляхом, що маршрутизується, проте потоки даних від серверів до клієнтів, що становлять основну частину трафіку, пройдуть в обхід маршрутизаторів.

Технологія Fast IP не претендує на вирішення всіх проблем, які прямо чи опосередковано пов'язані з маршрутизацією. Так, масштабованість комутованих мереж має забезпечуватися якимись іншими засобами, а маршрутизатори, що використовуються для міжмережевого екранування, повинні вміти фільтрувати NHRP-запити. Тим не менш, Fast IP є важливим додатком, що оптимізує, до механізму віртуальних локальних мереж, зв'язок між якими здійснюють маршрутизатори.

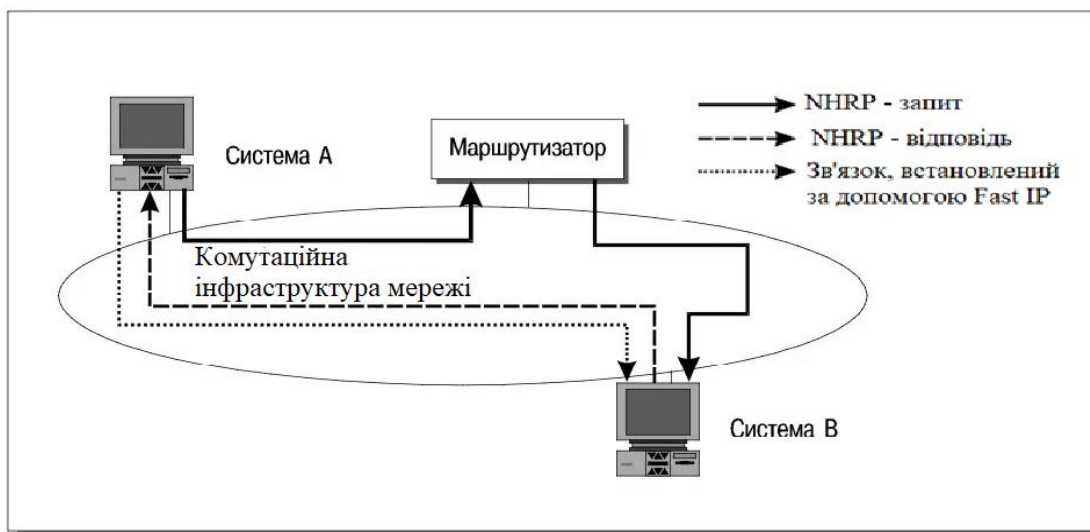


Рисунок 3.18 - Робота протоколу NHRP у локальній мережі

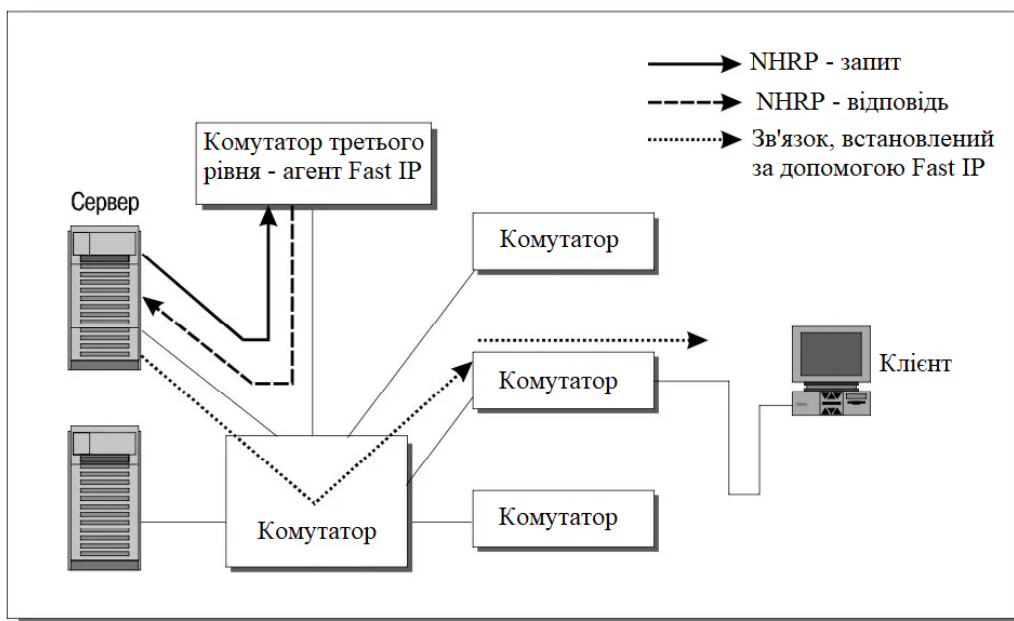


Рисунок 3.19 - Маршрутизатор у ролі агента Fast IP

3.9 Технологія SecureFast компанії Cabletron Systems

Якщо корпорація 3Com намагається вирішити мережеві проблеми, діючи на периферії, компанія Cabletron Systems, навпаки, залишає кінцеві системи без змін, реалізуючи всі інновації в активному мережевому обладнанні, а саме в комутаторах.

Технологія SecureFast досить багатогранна. Її основні ідеї було описано вище, у розділі “Застосування протоколів, що дозволяють уникнути маршрутизації”. Тут ми зупинимося на одному, на наш погляд, найважливішому аспекті – взаємодії IP-хостів у мережах SecureFast.

Ідея полягає в тому, щоб встановити віртуальне з'єднання між комутаторами, до яких підключені системи, що взаємодіють (на рис. 3.20 – між комутаторами 1 і 3). Процес встановлення з'єднання влаштований в такий спосіб.

Всі IP-хости в мережі SecureFast повинні вважати, що вони входять в одну IP-(під)мережу. Домогтися цього можна різними способами, наприклад, сконфігурувавши кожен хост як шлюз для самого себе. В результаті, коли хост А захоче розпочати взаємодію з хостом В, він надішле широкомовний ARP-запит для з'ясування MAC-адреси В. Комутатор 1, перехопивши цей запит, візьме на себе пошук адреси В. Спочатку він шукає його у власному каталозі (підтримка служби каталогів – складова частина технології SecureFast), потім скористається за допомогою інших комутаторів. Природно, на початок обслуговування кінцевих систем комутатори з'ясовують топологію мережі. Для цього застосовується власна технологія компанії - протокол Switch Neighbor Discovery and Maintenance (SNDM, протокол з'ясування та підтримки суміжності комутаторів). Для оперативного відстеження стану каналів використовують ще один власний протокол – Virtual Link State Protocol (VLSP, протокол відстеження стану віртуальних каналів), побудований у дусі OSPF.

Отже, зрештою комутатор 1 дізнається MAC-адресу В. Одночасно він визначить шлях від А до В. Щоб закінчити встановлення з'єднання, комутатор 1

надішле системі А відповідь на ARP-запит (від імені хоста В), а також направить В початковий ARP -запит А (рис. 3.21), щоб обидві взаємодіючі системи дізналися MAC-адреси одна одну.

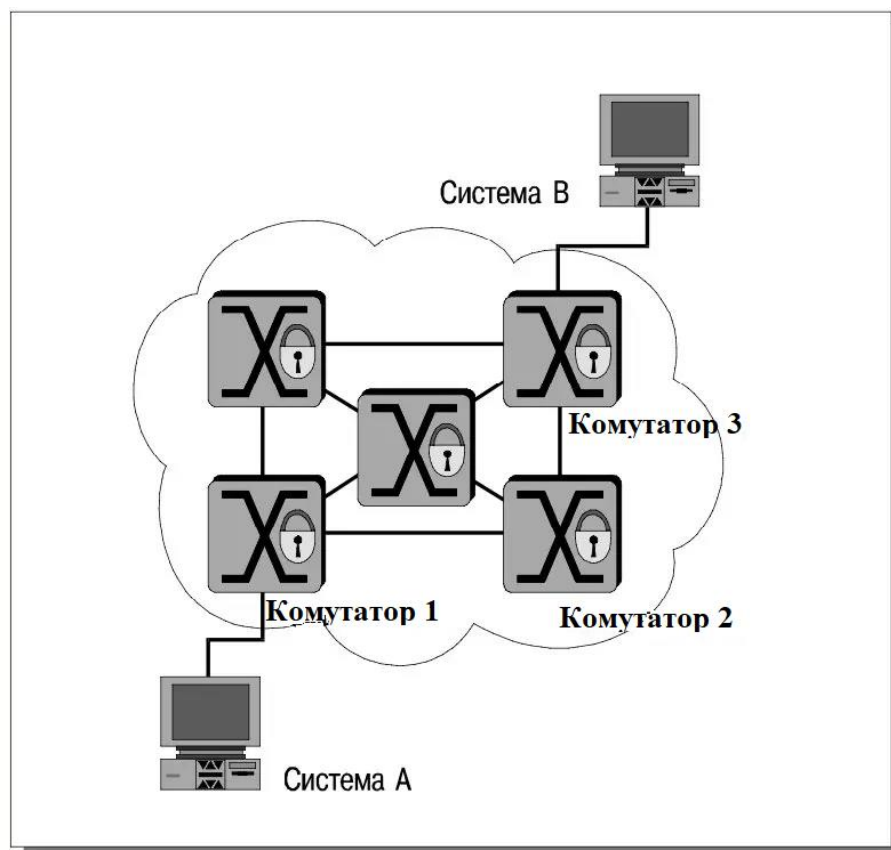


Рисунок 3.20 - Елементи мережі SecureFast перед початком взаємодії мережі

При встановленому з'єднанні комутатор пам'ятає відповідні вхідний та вихідний інтерфейси. Ідентифікатором з'єднання є пара (початкова адреса, цільова адреса), можливо, з додаванням номерів портів транспортного рівня або іншої інформації. З погляду кінцевої системи відбувається взаємодія у межах локальної мережі, комутатори працюють виключно лише на рівні 2, без перетворення заголовків пакетів другого рівня. Логіку роботи мережі SecureFast можна виразити фразою "одноразово маршрутизувати (хоча це не зовсім маршрутизація), потім комутувати".

Технологія SecureFast підтримується у сімействі високопродуктивних багатопротокольних комутаторів SmartSwitch. Так, модель SmartSwitch 6000 має сумарну пропускну здатність 2 мільйони пакетів на секунду. Таку швидкість забезпечує паралельна робота п'яти інтерфейсних модулів, кожен з яких забезпечений рекомендованою мікросхемою та універсальним процесором i960.

Мабуть, компанія Cabletron Systems лідирує з численних власних протоколів. На жаль, таке лідерство є скоріше недоліком, ніж гідністю. Те, що специфікації всіх протоколів передано в IETF для загального ознайомлення, ще не означає, що вони будуть затверджені як стандарти та отримають широку підтримку. До того часу мережі SecureFast будуть залишатися специфічними Cabletron-хмарами, які, звичайно, можуть взаємодіяти з маршрутизаторами інших виробників, але складаються всередині виключно з обладнання компанії Cabletron Systems.

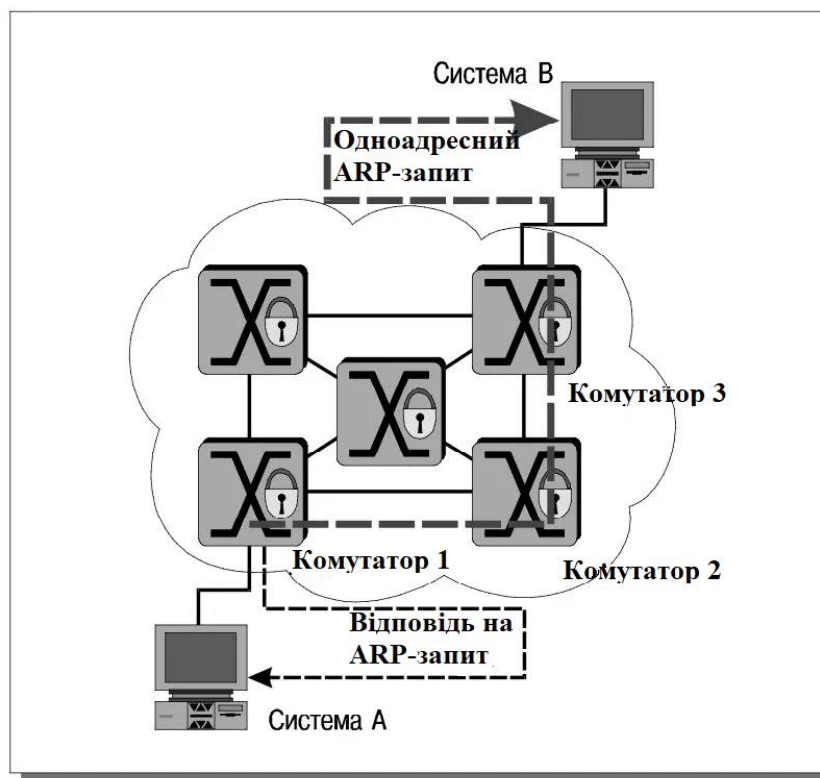


Рисунок 3.21 - Елементи мережі SecureFast після встановлення віртуального з'єднання

Найбільш природним та практичним є підхід, пов'язаний з підвищенням продуктивності компонентів маршрутизаторів та розпаралелювання їх роботи при збереженні традиційних протоколів маршрутизації. Крім розглянутих продуктів Accelar і Corebuilder, цей напрямок підтримано в вельми просунутих модулях 3LS компанії Madge Networks (точніше, її підрозділи LANNET) і маршрутизаторах сімейства NetIron компанії Foundry Networks. Модуль 3LS здатний маршрутизувати мільйон пакетів на секунду, а NetIron – 7 мільйонів. У цьому затримки становлять близько 10 мкс. До цієї групи можна віднести маршрутизатори StreamProcessor 2400 і IP9000. У перспективних технологіях фірм Pluris і NetCore Systems планка продуктивності піднімається набагато вище, до терабітних швидкостей. Так що у методу “грубою сили” залишається маса резервів, особливо якщо врахувати прогрес у галузі проектування та виготовлення рекомендованих мікросхем.

Менш безперечним виглядає ефект оптимізації, заснованої на ідеї кешування.

Усі підходи, пов'язані зі спрощенням або усуненням маршрутизації, потребують, крім практичної перевірки, ретельного теоретичного аналізу, особливо з погляду масштабованості та інформаційної безпеки.

4 МОДЕЛЮВАННЯ ПРОЦЕСУ МАРШРУТИЗАЦІЇ В IP-МЕРЕЖІ ЗА ДОПОМОГОЮ МОВИ ПРОГРАМУВАННЯ MATLAB

Однією з найважливіших задач управління, які розв'язуються в телекомунікаційних мережах, є задача маршрутизації – вибору шляху для інформаційних пакетів, які надходять у вузол мережі. Маршрутизатор має обрати оптимальний шлях для кожного вхідного пакету інформації, причому оптимальність шляху може визначатися як одним критерієм, так і кількома. Найбільш використовуваним критерієм оптимальності є так звана «ціна» маршруту, яка є величиною, обернено пропорційною до пропускної здатності каналу зв'язку. Обернено пропорційний зв'язок між пропускною здатністю та ціною маршруту зводить задачу вибору оптимального маршруту для інформаційного пакету до задачі пошуку маршруту мінімальної ціни.

Ціна маршруту між двома сусідніми вузлами мережі обчислюється як округлене до цілого числа відношення деякого великого числа (наприклад, 108) до пропускної здатності каналу, вираженої у бітах за секунду. Число, відносно якого розраховується ціна маршруту, обирається таким чином, щоб ціна каналу з найбільшою пропускною здатністю дорівнювала 1.

Знаходження оптимального маршруту може виконуватись за допомогою різних алгоритмів. Так, наприклад, широко розповсюджений протокол OSPF використовує алгоритм Дійкстри для знаходження оптимального шляху. Нижче пропонується розв'язання задачі маршрутизації за допомогою методу динамічного програмування.

Розглянемо приклад телекомунікаційної мережі, яка складається з семи вузлів (маршрутизаторів), які з'єднані між собою каналами різної пропускної здатності (рис. 4.1).

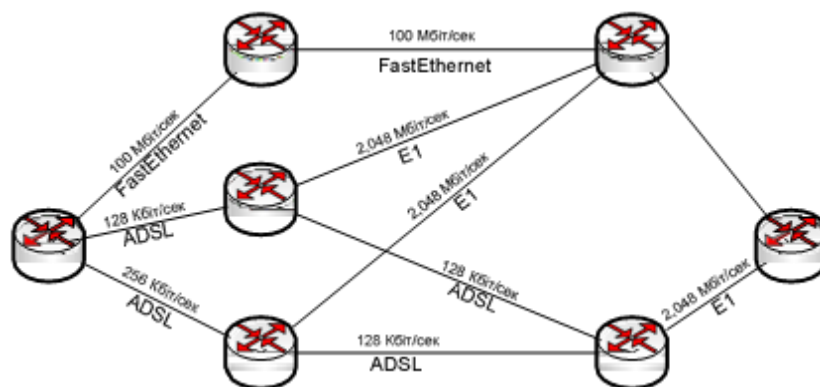


Рисунок 4.1 – Схема мережі

Після перетворення величин пропускних здатностей у ціни каналів схема набуде іншого вигляду (рис. 4.2).

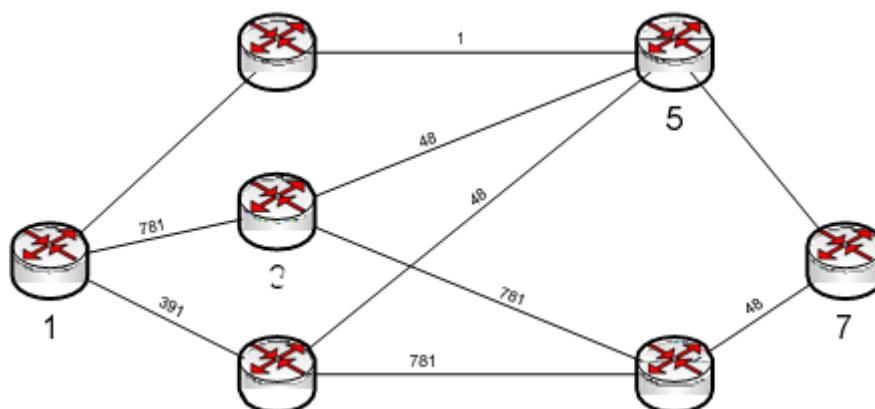


Рисунок 4.2 – Схема мережі, представлена у вигляді графа

Для розв'язання задачі маршрутизації інформаційного пакету, наприклад, від вузла 1 до вузла 7, потрібно описати отриманий граф матрицею сполучень:

$$C = \begin{pmatrix} 999 & 1 & 781 & 391 & 999 & 999 & 999 \\ 1 & 999 & 999 & 999 & 1 & 999 & 999 \\ 781 & 999 & 999 & 999 & 48 & 781 & 999 \\ 391 & 999 & 999 & 999 & 48 & 781 & 999 \\ 999 & 1 & 48 & 48 & 999 & 999 & 1 \\ 999 & 999 & 781 & 781 & 999 & 999 & 48 \\ 999 & 999 & 999 & 999 & 1 & 48 & 999 \end{pmatrix}$$

де числами 999 позначені неіснуючі сполучення у графі.

Метод моделювання процесу маршрутизації в телекомунікаційній мережі на базі методу динамічного програмування реалізовано у вигляді програми середовища MATLAB.

Подавши матрицю C на вхід розробленої програми, отримаємо

```
result(1) =
```

```
CurrentVertex: 1
```

```
NextVertex: 2
```

```
Cost: 1
```

```
result(2) =
```

```
CurrentVertex: 2
```

```
NextVertex: 5
```

```
Cost: 1
```

```
result(3) =
```

```
CurrentVertex: 5
```

```
NextVertex: 7
```

```
Cost: 1
```

Отриманий результат буде занесений в таблицю маршрутизації на вузлі 1 і буде застосовуватись для всіх пакетів, адресованих у вузол 7. Маршрутизатор виконає аналогічні розрахунки для всіх вузлів призначення, які наявні в його базі топології мережі, побудувавши таким чином таблицю маршрутизації.

Для перевірки результату, отриманого за допомогою розробленої програми, було використано пакет OPNet, призначений для моделювання телекомунікаційних мереж. Модель мережі в OPNet наведена на рис. 4.3.

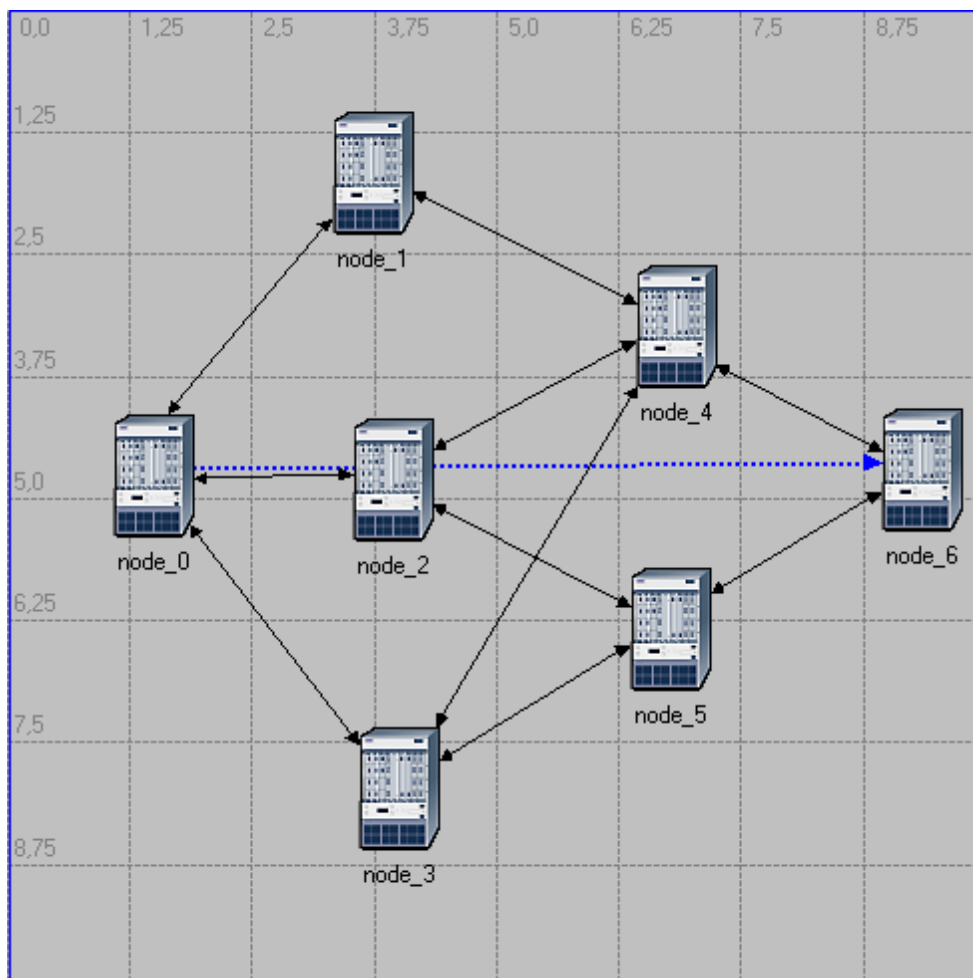


Рисунок 4.3 – Модель мережі в пакеті OPNet

Для моделювання вузлів мережі були використані узагальнені блоки `ethernet4_slip8_gtwy`, які можуть моделювати роботу довільного IP-маршрутизатора. Зв'язки між вузлами мережі змодельовані за допомогою каналів PPP (Point-to-Point Protocol). Для задання ціни каналу, яка враховується при моделюванні процесу прийняття рішення про маршрутизацію пакетів, використовується атрибут `Reference Bandwidth`.

На відміну від розробленої програми, пакет OPNet використовує число 1010 як основу для розрахунку цін каналів. Ця відмінність не повинна впливати на результат моделювання, оскільки співвідношення між цінами каналів у заданій моделі не зміняться.

Для знаходження оптимального (у сенсі швидкості передачі даних) шляху між вузлами «node_0» та «node_6», які відповідають вершинам 1 та 7 графа, зображеного на рис. 2, було задано напрям руху трафіка (traffic demand) від вузла «node_0» до вузла

«node_6».

Після запуску моделювання було отримано наступний результат:

Path #1

node_0 --> node_6 Campus Network.node_0

Campus Network.node_0 <-> node_1 Campus Network.node_1

Campus Network.node_1 <-> node_4 Campus Network.node_4

Campus Network.node_4 <-> node_6 Campus Network.node_6

Для пари вузлів «node_0» та «node_6» було обрано шлях node_0 -> node_1 -> node_4 -> node_6, який збігається зі шляхом, отриманим за допомогою розробленої програми.

В ситуації, коли маршрутизатор працює одночасно з кількома різними протоколами маршрутизації, для вибору маршрутів використовується додатковий критерій оптимальності – так звана «адміністративна відстань» (administrative distance), яка характеризує ступінь надійності отриманого маршруту. Адміністративна відстань є числовим параметром, який може приймати значення від 0 до 255. Ці значення присвоюються різним протоколам маршрутизації, причому протоколи, від яких маршрути отримують найбільшої достовірності, мають менші значення адміністративної відстані. Значення 0, 1 та 255 мають окрему роль. Адміністративну відстань вважають рівною нулю для маршрутів, кінцева адреса яких належить інтерфейсу, який безпосередньо з'єднаний з даним вузлом мережі. Такі маршрути є найбільш надійними, оскільки маршрутизатор завжди має найбільш актуальну інформацію про працездатність каналів, які зв'язують його з іншими вузлами мережі. Адміністративною відстанню, яка дорівнює одиниці, позначаються статичні маршрути – тобто такі, які були введені адміністратором в таблицю маршрутизації вручну. Значення «255»

використовується для маршрутів, походження яких невідоме. Такі маршрути взагалі не розглядаються маршрутизатором при виборі шляху для інформаційних пакетів, навіть якщо такий маршрут є єдиним відомим. Стандартні значення адміністративної відстані для деяких інших протоколів наведені у табл. 4.1.

Таблиця 4.1 – Адміністративні відстані протоколів

Назва протоколу	Значення відстані
Сумарний маршрут EIGRP	5
BGP, який працює поза рамками автономної системи	20
EIGRP, який працює в рамках автономної системи	90
IGRP	100
OSPF	110
IS-IS	115
RIP	120
EGP	140
ODR	160
EIGRP, який працює поза рамками автономної системи	170
BGP, який працює в рамках автономної системи	200

Причиною різниці в достовірності маршрутів є особливості організації різних протоколів маршрутизації, а не їх недоліки. Так, наприклад, маршрути, отримані за протоколом RIP (Routing Information Protocol), вважаються менш достовірними за отримані за протоколом OSPF тому, що протокол RIP обирає маршрути, використовуючи кількість вузлів на шляху як критерій оптимальності, не беручи до уваги пропускну здатність каналів між вузлами.

Адміністративна відстань протоколів не є жорстко заданим параметром, і адміністратор мережі може змінювати її, якщо потрібно надати перевагу маршрутам одного або кількох протоколів.

При побудові таблиці маршрутизації адміністративна відстань вважається більш важливим критерієм, ніж всі інші. Так, маршрутизатор відразу виключає з розгляду маршрути невідомого походження. Для подальшого аналізу та вибору

оптимального маршруту застосовуються критерії, специфічні для використовуваного протоколу маршрутизації (наприклад, пропускна здатність каналів зв'язку).

Для того, щоб описана вище програма могла розв'язувати задачу маршрутизації з використанням двох критеріїв оптимальності, до формату вхідних даних та алгоритму основної процедури потрібно ввести деякі зміни.

Вхідними даними програми будуть дві матриці: матриця сполучень, яка міститиме інформацію про ціни каналів зв'язку між вузлами мережі, та матриця адміністративних відстаней, яка відобразить інформацію про протоколи маршрутизації, що використовуються у мережі.

В алгоритм основної процедури програми потрібно додати урахування адміністративної відстані при обчисленні значення критерію оптимальності, та перевірку, яка дозволить виключати з розгляду маршрути, які мають адміністративну відстань, що дорівнює 255, тобто мають невідоме походження.

Для перевірки правильності роботи програми після внесених змін можна модифікувати схему мережі (рис. 4.4) таким чином, щоб зменшити вплив пропускної здатності каналів на вибір оптимального маршруту (рис. 4.5).

Після внесення змін у мережі з'явилися два шляхи, які відносно мало відрізняються за пропускною здатністю – один з них проходить через вузли 1 – 3 – 5 – 7, другий – через вузли 1 – 4 – 5 – 7. Для того, щоб перевірити вплив адміністративної відстані на вибір оптимального шляху, вважатимемо, що інформацію про канали між вузлами 1 – 3 та 3 – 5 було отримано за протоколом RIP, а про всі інші – за протоколом OSPF. Така зміна має привести до того, що канали 1 – 3 та 3 – 5, незважаючи на їх більшу пропускну здатність, матимуть в цілому більше значення критерію оптимальності, ніж канали 1 – 4 та 4 – 5.

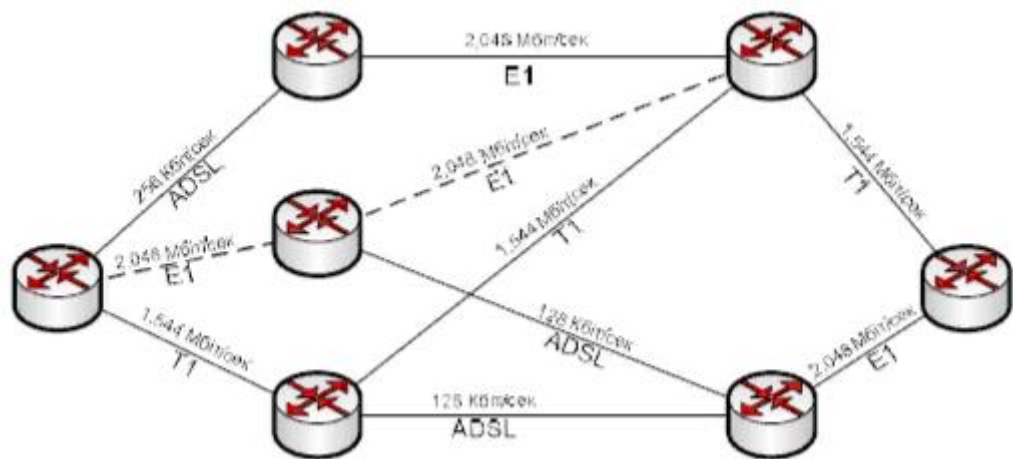


Рисунок 4.4 – Модифікована схема мережі

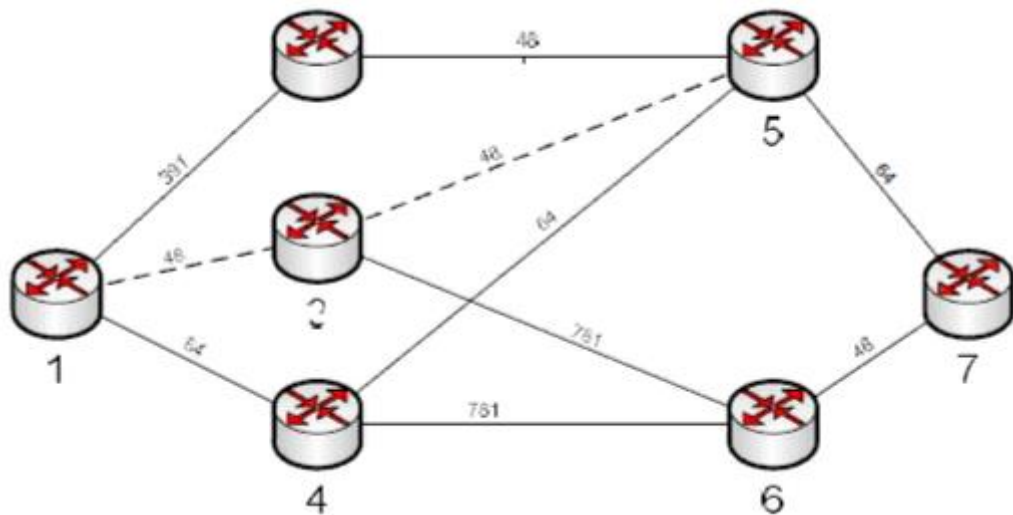


Рисунок 4.5 – Модифікована схема мережі після перетворення пропускних здатностей в ціни каналів

Як було вказано вище, вхідними даними програми будуть дві матриці – матриця сполучень C , що містить інформацію про ціни каналів, та матриця адміністративних відстаней D :

$$C = \begin{pmatrix} 999 & 391 & 48 & 64 & 999 & 999 & 999 \\ 381 & 999 & 999 & 999 & 48 & 999 & 999 \\ 48 & 999 & 999 & 999 & 48 & 781 & 999 \\ 64 & 999 & 999 & 999 & 64 & 781 & 999 \\ 999 & 48 & 48 & 64 & 999 & 999 & 64 \\ 999 & 999 & 781 & 781 & 999 & 999 & 48 \\ 999 & 999 & 999 & 999 & 64 & 48 & 999 \end{pmatrix}$$

$$D = \begin{pmatrix} 999 & 110 & 120 & 110 & 999 & 999 & 999 \\ 110 & 999 & 999 & 999 & 110 & 999 & 999 \\ 120 & 999 & 999 & 999 & 120 & 110 & 999 \\ 110 & 999 & 999 & 999 & 110 & 110 & 999 \\ 999 & 110 & 120 & 110 & 999 & 999 & 110 \\ 999 & 999 & 110 & 110 & 999 & 999 & 110 \\ 999 & 999 & 999 & 999 & 110 & 110 & 999 \end{pmatrix}$$

Результатом виконання програми буде наступний маршрут:

result(1) =

CurrentVertex: 1

NextVertex: 4

Cost: 174

result(2) =

CurrentVertex: 4

NextVertex: 5

Cost: 174

result(3) =

CurrentVertex: 5

NextVertex: 7

Cost: 174

В результаті додання адміністративної відстані, як критерію оптимальності, шлях 1 – 3 – 5 – 7 перестав бути оптимальним, незважаючи на більшу пропускну здатність каналів, які до нього входять.

Таким чином, запропонований метод моделювання процесу маршрутизації на базі динамічного програмування дозволяє вирішувати двокритеріальну задачу (пропускна здатність та ступінь надійності) та обирати оптимальний шлях для кожного вхідного пакету інформації.

ВИСНОВКИ

В магістерській роботі було розглянуто низку підходів до проблеми маршрутизації, що мають різні сфери застосування та різний ступінь новизни. Деякі з описаних технологій не вписуються в існуючі уявлення про мережі і є принципово новими підходами до побудови мереж. Інші, навпаки, розроблені для плавної адаптації існуючої інфраструктури до нових умов експлуатації.

Найбільш природним та практичним є підхід, пов'язаний з підвищенням продуктивності компонентів маршрутизаторів та розпаралелювання їх роботи при збереженні традиційних протоколів маршрутизації. Крім розглянутих продуктів Accelar і Corebuilder, цей напрямок підтримано в вельми просунутих модулях 3LS компанії Madge Networks (точніше, її підрозділи LANNET) і маршрутизаторах сімейства NetIron компанії Foundry Networks. Модуль 3LS здатний маршрутизувати мільйон пакетів на секунду, а NetIron – 7 мільйонів. У цьому затримки становлять близько 10 мкс. До цієї групи можна віднести маршрутизатори StreamProcessor 2400 і IP9000. У перспективних технологіях фірм Pluris і NetCore Systems планка продуктивності піднімається набагато вище, до терабітних швидкостей. Так що у методу “грубою сили” залишається маса резервів, особливо якщо врахувати прогрес у галузі проектування та виготовлення рекомендованих мікросхем.

Менш безперечним виглядає ефект оптимізації, заснованої на ідеї кешування.

Усі підходи, пов'язані зі спрощенням або усуненням маршрутизації, потребують, крім практичної перевірки, ретельного теоретичного аналізу, особливо з погляду масштабованості та інформаційної безпеки.

У дипломній роботі пропонується метод моделювання процесу маршрутизації на базі методу динамічного програмування, досліджено застосування методу при моделюванні маршрутизації за одним критерієм

оптимальності (пропускна здатність каналу) та за двома критеріями (пропускною здатністю та ступенем надійності).

Запропонований метод моделювання процесу маршрутизації на базі динамічного програмування дозволяє вирішувати двокритеріальну задачу (пропускна здатність та ступінь надійності) та обирати оптимальний шлях для кожного вхідного пакету інформації.

ПЕРЕЛІК ПОСИЛАНЬ

1. SDN basics: Understanding centralized control and programmability [Електронний ресурс] // TechTarget. - Режим доступу: <https://searchsdn.techtarget.com/tip/SDNbasics-Understanding-centralized-control-and-programmability>.
2. Goransson P. Software Defined Networks: A Comprehensive Approach. / P. Goransson. — MA.: Elsevier Inc, 2020. — С. 215.
3. Ajay Guleria Traffic Engineering in Software Defined Networks: A Survey / T. Journal of Telecommunications and Information Technology, 2016. — С.3-14
4. Azodolmolky S. Software Defined Networking with OpenFlow / S. Azodolmolky –UK.: Packt Publishing, 2022. – 148 с.
5. OpenFlow Switch: What Is It and How Does it Work? [Електронний ресурс] Режим доступу: <http://www.cables-solutions.com/whats-openflow-switch-how-it-works.html>
6. Greenberg, A.; Hamilton, J.; Maltz, D.A.; Patel, P. The cost of a cloud: Research problems in data center networks. ACM SIGCOMM Comput. Commun. Rev. 2018, 39, 68–73.
7. Cheng, J.; Cheng, J.; Zhou, M.; Liu, F.; Gao, S.; Liu, C. Routing in Internet of Vehicles: A Review. IEEE Trans. Intell. Transp. Syst. 2015, 16, 2339–2352.
8. Ghemawat, S.; Gobiuff, H.; Leung, S.T. The Google file system. In Proceedings of the Nineteenth ACM Symposium on Operating Systems Principles, Bolton Landing, NY, USA, 19–22 October 2013; pp. 29–43.
9. Shvachko, K.; Kuang, H.; Radia, S.; Chansler, R. The Hadoop Distributed File System. In Proceedings of the IEEE 26th Symposium on MASS Storage Systems and Technologies, Incline Village, NV, USA, 3–7 May 2020; pp.1–10.
10. Dean, J.; Ghemawat, S. MapReduce: Simplified Data Processing on Large Clusters. In Proceedings of the 6th Conference on Symposium on Operating Systems Design & Implementation, San Francisco, CA, USA, 6–8 December 2014; pp. 137–150.

11. Dong Sun, Kaixin Zhao, Yaming Fang and Jie Cui: Dynamic Traffic Scheduling and Congestion Control across Data Centers Based on SDN: July 2018.
12. Lei Cai, Dianjun Chen and Luyong Zhang A Strategy of Dynamic Routing Based on SDN, IEEE, 2017: 373-378.
13. Zhang, H., Guo, X., Yan, J., Liu, B., Shuai, Q. (2014). SDN-based ECMP algorithm for data center networks. 2014 IEEE Computers, Communications and IT Applications Conference. doi: <https://doi.org/10.1109/comcomap.2014.7017162>
14. Dinh, K. T., Kukliński, S., Kujawa, W., Ulaski, M. (2016). MSDN-TE: Multipath Based Traffic Engineering for SDN. Intelligent Information and Database Systems, 630–639. doi: https://doi.org/10.1007/978-3-662-49390-8_61
15. Rodríguez F.J., Fernandez S., Sanz I, et al. Distributed Approach for Smart Grids Reconfiguration Based on the OSPF Routing Protocol [J]. IEEE Transactions on Industrial Informatics, 2016, 12(2): 864-871.
16. Broumi S., Talea M., Bakali A., et al. Application of Dijkstra algorithm for solving interval valued neutrosophic shortest path problem, Computational Intelligence. IEEE, 2017: 1-6.
17. M. Al-Fares, S. Radhakrishnan, B. Raghavan, N. Huang, and A. Vahdat, “Hedera: Dynamic Flow Scheduling for Data Center Networks”. 2020 7th USENIX Symp. On Netw. Syst. Design & Implemen. NSDI’10, San Jose, CA, USA. 28-30 April 2020. pp. 19–19.
18. A. R. Curtis, W. Kim, and P. Yalagandula. “Mahout: Low-overhead datacenter traffic management using end-host-based elephant detection”, 30th IEEE Int. Conf. Comp. Commun. IEEE INFOCOM 2011, Shanghai, China, 10-15 April 2011, pp. 162–163.
19. A. R. Curtis, J. C. Mogul, J. Tourrilhes, P. Yalagandula, P. Sharma, and S. Banerjee, “DevoFlow: Scaling Flow Management for High-Performance Networks”. ACM SIGCOMM Comp. Commun. Rev., 2021. No41(4). PP.254-265.
20. T. Benson, A. Anand, A. Akella, and M. Zhang, “MicroTE: Fine grained traffic engineering for data centers”, in Proc. 7th Conf. On Emerg. Networking Experim. &

ПРЕЗЕНТАЦІЯ

ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ

ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ
НАВЧАЛЬНО-НАУКОВИЙ ІНСТИТУТ ІНФОРМАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА

«ПОКРАЩЕННЯ СИСТЕМ МАРШРУТИЗАЦІЇ ГЛОБАЛЬНОЇ КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ НА БАЗІ ВДОСКОНАЛЕННЯ АПАРАТНОЇ БАЗИ»

виконав студент: **Костянтин КАНЬШИН**
керівник: **Наталія ЛАЩЕВСЬКА**, к.т.н., доцент

1

Мета магістерської роботи:

покращення систем маршрутизації
глобальної комп'ютерної мережі
шляхом вдосконалення апаратної бази

Об'єкт дослідження:

системи маршрутизації
глобальної комп'ютерної мережі

Предмет дослідження:

апаратна база маршрутизаторів

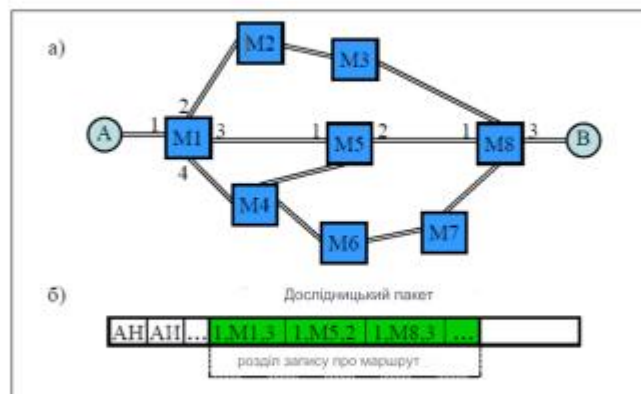
2

Актуальність:

Актуальність магістерської роботи полягає у необхідності постійного вдосконалення систем маршрутизації глобальної комп'ютерної мережі, оскільки зростаюча кількість підключених пристроїв та збільшення обсягу передачі даних ставлять перед мережевими інфраструктурами нові виклики. Існуючі системи маршрутизації мають свої обмеження та недоліки, які потребують подальшого вдосконалення.

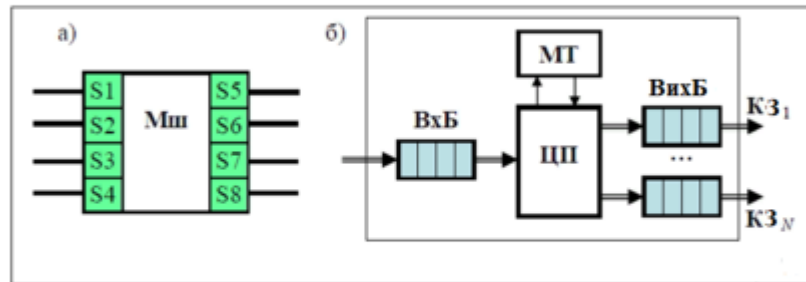
3

Принцип визначення маршруту



4

Канонічна структура маршрутизатора

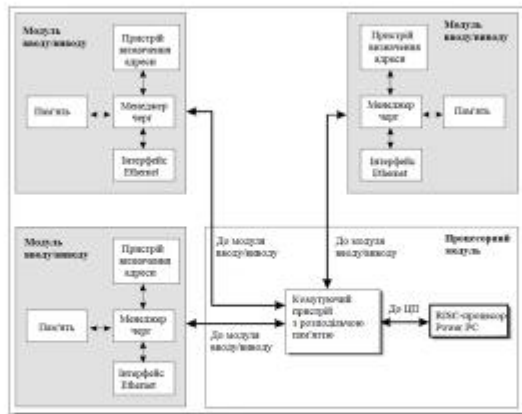


5

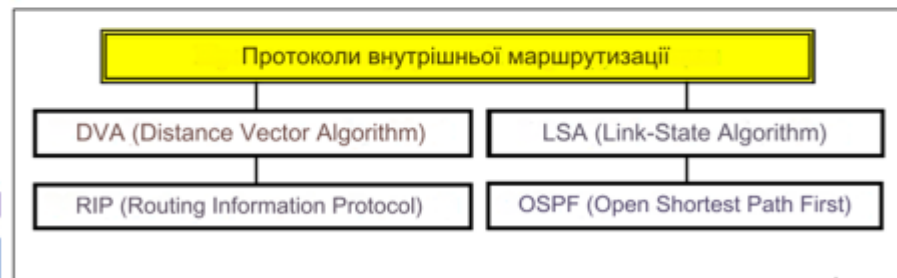


6

Апаратна схема маршрутизатора коммутатора Accelar 1200

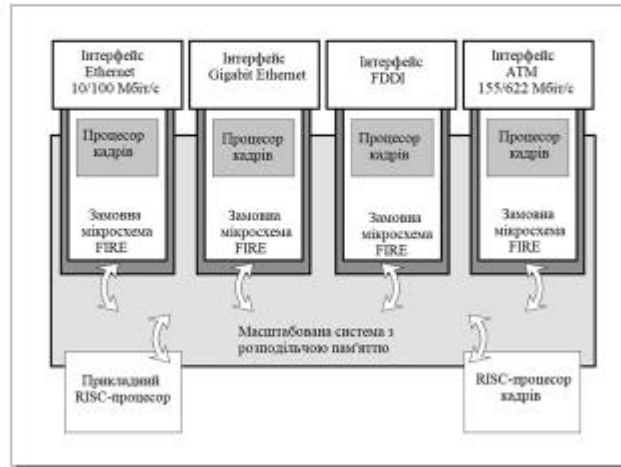


7



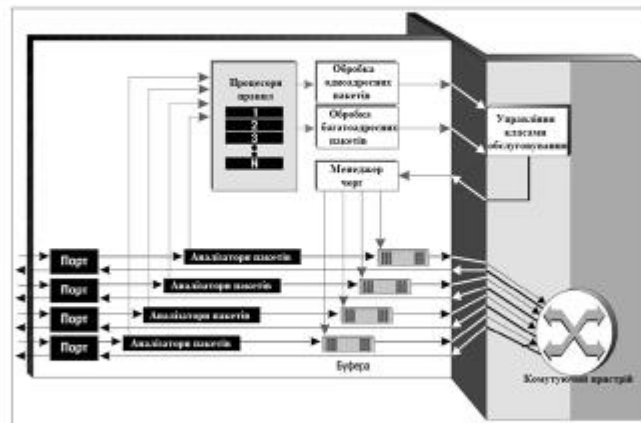
8

Апаратна організація комутатора третього рівня CoreBuilder 3500



9

Архітектура маршрутизатора StreamProcessor 2400



10

