

Міністерство освіти і науки України
Харківський національний університет радіоелектроніки

Навчально-науковий центр заочної форми навчання

(повна назва)

Кафедра

Інформаційно-мережної інженерії

(повна назва)

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА Пояснювальна записка

рівень вищої освіти другий (магістерський)

Дослідження маршрутизації потоків в мультисервісній IP-мережі

(тема)

Виконав:

здобувач 2 року навчання,

групи ІМІзм-23-1

Наливайко В.М.

(прізвище, ініціали)

Спеціальність 172 «Електронні

комунікації та радіотехніка»

(код і повна назва спеціальності)

Тип програми освітньо-професійна

(освітньо-професійна або освітньо-наукова)

Освітня програма «Інформаційно-мережна інженерія»

(повна назва освітньої програми)

Керівник доц. Колтун Ю.М.

(посада, прізвище, ініціали)

Допускається до захисту

Зав. кафедри

(підпис)

Безрук В.М.

(прізвище, ініціали)

2025 р.

Не містить відомостей заборонених до відкритого публікування.

Здобувач

/ Наливайко В.М. /

Керівник

/ Колтун Ю.М. /

Харківський національний університет радіоелектроніки

Навчально-науковий центр заочної форми навчання

Кафедра Інформаційно-мережної інженерії
(повна назва)

Рівень вищої освіти другий (магістерський)

Спеціальність 172 Електронні комунікації та радіотехніка
(код і повна назва)

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

Освітня програма «Інформаційно-мережна інженерія»
(повна назва)

ЗАТВЕРДЖУЮ:

Зав. кафедри _____
(підпис)

« 07 » листопада 2024 р.

ЗАВДАННЯ
НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ

здобувачеві Наливайку Владиславу Миколайовичу
(прізвище, ім'я, по батькові)

1. Тема роботи Дослідження маршрутизації потоків в мультисервісній IP-мережі

затверджена наказом університету від « 07 » листопада 2024 р. № 186 Стз

2. Термін подання студентом роботи до екзаменаційної комісії 23 січня 2025 р.

3. Вихідні дані до роботи Транспортна платформа мультисервісної мережі – IP-мережі. Метод маршрутизації потоків трафік – динамічна маршрутизація. Алгоритми і протоколи маршрутизації: дистанційно-векторний Беллмана-Форда(RIP, IGRP), вибору найкоротшого маршруту за станом каналу Дейкстри (OSPF), дифузійного оновлення інформації (EIGRP).

Проаналізувати методи, механізми і протоколи динамічної маршрутизації. Дослідити принципи маршрутизації потоків трафіку у мультисервісній IP мережі із застосуванням алгоритмів і протоколів динамічної маршрутизації

4. Перелік питань, що потрібно опрацювати в роботі.

Вступ

1. Загальні особливості, класифікація та принципи маршрутизації в мультисервісних IP-мережах.

2. Аналіз методів, механізмів і протоколів динамічної маршрутизації та основних принципів їх роботи.

3. Дослідження принципів функціонування алгоритмів динамічної маршрутизації потоків у мультисервісних IP-мережах.

Висновки

5. Перелік графічного матеріалу із зазначенням креслеників, схем, плакатів, комп'ютерних ілюстрацій (слайдів) Слайди у форматі Power Point (назва, мета і актуальність кваліфікаційної роботи, тривірна модель подання мультисервісної мережі зв'язку у відповідності з практичними принципами реалізації NGN, поняття і принципи маршрутизації, механізми та методи маршрутизації, дистанційно-векторна маршрутизація, маршрутизація за станом каналу, гібридна маршрутизація за протоколом EIGRP, балансування навантаження за двома маршрутами, що мають рівну вартість, дистанційно-векторний алгоритм Беллмана-Форда, алгоритм дифузійного оновлення інформації (DUAL) за протоколом EIGRP, маршрутизація в мережі за протоколом EIGRP, маршрутизація за станом каналу по протоколу OSPF, відмінності між алгоритмами динамічної маршрутизації потоків, висновки).

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№	Назва етапів роботи	Терміни виконання етапів роботи	Примітка
1	Ознайомлення із завданням. Уточнення ТЗ.	07.11 – 09.11.24	виконано
2	Підбір літератури за темою роботи.	10.11 – 17.11.24	виконано
3	Виконання розділу 1	18.11 – 28.11.24	виконано
4	Виконання розділу 2	29.11 – 16.12.24	виконано
5	Виконання розділу 3	17.12 – 06.01.25	виконано
6	Оформлення пояснювальної записки	07.01 – 12.01.25	виконано
7	Оформлення презентаційного матеріалу та подання роботи до ЕК	13.01 – 23.01.25	виконано
8	Підготовка до захисту та захист у ЕК	24.01 – 30.01.24	виконано

Дата видачі завдання 07 листопада 2024 р.

Здобувач _____
(підпис)

Керівник роботи _____
(підпис)

(доц. Колтун Ю.М.)
(посада, прізвище, ініціали)

РЕФЕРАТ

Пояснювальна записка: 85 с., 30 рис., 3 табл., 24 джерела, 2 додатки.

МАРШРУТИЗАЦІЯ, СТАТИЧНА МАРШРУТИЗАЦІЯ, ДИНАМІЧНА МАРШРУТИЗАЦІЯ, БАЛАНСУВАННЯ НАВАНТАЖЕННЯ, RIP, IGRP, OSPF, EIGRP, BGP, ДИСТАНЦІЙНО-ВЕКТОРНИЙ АЛГОРИТМ, АЛГОРИТМ БЕЛЛМАНА-ФОРДА, МАРШРУТИЗАЦІЯ ЗА СТАНОМ КАНАЛУ, АЛГОРИТМ ВИБОРУ НАЙКОРОТШОГО ШЛЯХУ, SPF, АЛГОРИТМ ДЕЙКСТРИ, АЛГОРИТМ ДИФУЗІЙНОГО ОНОВЛЕННЯ ІНФОРМАЦІЇ, DUAL

Об'єкт дослідження – IP-мережа, методи, протоколи і алгоритми динамічної маршрутизації.

Мета роботи – дослідження методів, алгоритмів і відповідних протоколів динамічної маршрутизації, які застосовуються в мультисервісних IP-мережах для організації ефективної передачі потоків трафіку.

Розглянуті загальні особливості, поняття і принципи маршрутизації, а також механізми та методи маршрутизації. Визначені і описані протоколи динамічної маршрутизації, такі як RIP, OSPF, EIGRP і BGP, розглянуті їх особливості і механізми застосування у процесах маршрутизації потоків IP-мереж. Досліджені принципи функціонування алгоритмів динамічної маршрутизації потоків у мультисервісних IP-мережах, такі як дистанційно-векторний алгоритм Беллмана-Форда, алгоритм вибору найкоротшого шляху Дейкстри, алгоритм дифузійного оновлення інформації.

THE ABSTRACT

Explanatory note 85 pages, 30 fig., 3 tab., 24 sources, 2 app.

ROUTING, STATIC ROUTING, DYNAMIC ROUTING, LOAD BALANCING, RIP, IGRP, OSPF, EIGRP, BGP, DISTANCE VECTOR ALGORITHM, BELLMAN-FORD ALGORITHM, LINK-STATE ROUTING, SHORTEST PATH FIRST ALGORITHM, SPF, DIJKSTRA ALGORITHM, DIFFUSION UPDATE ALGORITHM, DUAL

Object of research – IP network, methods, protocols and algorithms for dynamic routing.

The purpose of work – study of methods, algorithms and corresponding dynamic routing protocols used in multiservice IP networks to organize efficient transmission of traffic flows.

The general features, concepts and principles of routing, as well as mechanisms and methods of routing are considered. Dynamic routing protocols, such as RIP, OSPF, EIGRP and BGP, are defined and described, their features and mechanisms application in the processes of routing IP network flows are considered. The principles operation of dynamic flow routing algorithms in multiservice IP networks, such as the Bellman-Ford distance-vector algorithm, the Dijkstra shortest path algorithm, and the diffusion information update algorithm, are investigated.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК СКОРОЧЕНЬ	9
ВСТУП	10
1 ЗАГАЛЬНІ ОСОБЛИВОСТІ, КЛАСИФІКАЦІЯ ТА ПРИНЦИПИ МАРШРУТИЗАЦІЇ В МУЛЬТИСЕРВІСНИХ ІР-МЕРЕЖАХ	12
1.1 Поняття мультисервісної мережі, її подання та особливості	12
1.2 Загальні особливості, поняття і принципи маршрутизації	15
1.3 Механізми та методи маршрутизації	21
1.3.1 Механізм прямого з'єднання.....	22
1.3.2 Принципи статичної маршрутизації та маршрутизації за замовчуванням ..	23
1.3.3 Принципи динамічної маршрутизації	27
1.4 Перевірка маршрутів.....	29
2 АНАЛІЗ МЕТОДІВ, МЕХАНІЗМІВ І ПРОТОКОЛІВ ДИНАМІЧНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ ТА ОСНОВНИХ ПРИНЦИПІВ ЇХ РОБОТИ.....	31
2.1 Протоколи динамічної маршрутизації за типом міжмережної взаємодії....	31
2.2 Протоколи внутрішньої динамічної маршрутизації	32
2.2.1 Аналіз протоколів дистанційно-векторної динамічної маршрутизації..	33
2.2.2 Аналіз протоколів динамічної маршрутизації за станом каналу	37
2.2.3 Гібридні протоколи динамічної маршрутизації.....	39
2.3 Протоколи зовнішньої динамічної маршрутизації	43
2.4 Механізм балансування навантаження у протоколах динамічної маршрутизації	44
3 ДОСЛІДЖЕННЯ ПРИНЦИПІВ ФУНКЦІОНУВАННЯ АЛГОРИТМІВ ДИНАМІЧНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ ПОТОКІВ У МУЛЬТИСЕРВІСНИХ ІР- МЕРЕЖАХ	47
3.1 Дистанционно-векторный алгоритм Беллмана-Форда.....	47
3.2 Принцип функціонування алгоритму дифузійного оновлення інформації за протоколом EIGRP.....	52

3.3 Принцип функціонування алгоритму маршрутизації за станом каналу у мультисервісній мережі	59
ВИСНОВКИ	64
ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ	68
ДОДАТОК А ПУБЛІКАЦІЇ	71
ДОДАТОК Б СЛАЙДИ ПРЕЗЕНТАЦІЇ	75

ПЕРЕЛІК СКОРОЧЕНЬ

- AD (Administrative Distance) – адміністративна відстань;
API (Application Programming Interface) – прикладний програмний інтерфейс;
AS (Autonomous System) – автономна система;
BGP (Border Gateway Protocol) – протокол прикордонного шлюзу;
DUAL (Diffusing Update Algorithm) – алгоритм дифузійного оновлення;
EGP (External Gateway Protocols) – протоколи зовнішньої маршрутизації;
EIGRP (Enhanced Interior Gateway Routing Protocol) – розширений (удосконалений) протокол маршрутизації внутрішніх шлюзів;
FD/AD (Feasible/Advertised Distance) – виконувана/заявлена відстань;
IGP (Interior Gateway Protocol) – протоколи внутрішнього шлюзу;
IS-IS (Intermediate-System-to-Intermediate-System) – протокол обміну маршрутною інформацією між проміжними системами;
LSA (Link State Advertisement) – повідомлення про стан каналів
NGN (Next Generation Network) – мережа наступного покоління;
OSPF (Open Shortest Path First) – протокол вибору найкоротшого шляху;
QoE (Quality of Experience) – якість сприйняття;
QoS (Quality of Service) – якості обслуговування;
RIP (Routing Information Protocol) – протокол маршрутної інформації;
SPF (Shortest Path First) – алгоритм вибору найкоротшого шляху;
TCP (Transmission Control Protocol) – протокол управління передачею;
- АС – автономна система;
БД – база даних;
ВО – вузол-одержувач;
ДВА – дистанційно-векторний алгоритм;
ДВМ – дистанційно-векторна маршрутизація;
ДМ – динамічний маршрут;
ЕМВВС – еталонна модель взаємодії відкритих систем;
ММЗ – мультисервісна мережа зв'язку;
СМ – статичний маршрут;
СМЗ – статичний маршрут за замовчуванням.

ВСТУП

Найважливішою вимогою до існування будь-якої сучасної мережної структури, як складової частини глобальної інформаційної інфраструктури, є якість і швидкість послуг, що надаються оператором. Це передбачає надійну і гарантовану доставку інформації будь-якого виду від джерела до одержувача за показниками швидкості передачі, різних часових затримок, джиттера, числа втрачених пакетів, а також за так званими показниками якості сприйняття користувача (Quality of Experience, QoE). Перед усім, така функціональна вимога є однією з основних у разі розгортання мереж наступного покоління (Next Generation Network, NGN), які з точки зору практичної реалізації є єдиною інфокомунікаційною структурою і описуються загальним поняттям – мультисервісна мережа (ММЗ). Особливістю ММЗ у рамках концепції NGN є розділення функцій транспортування пакетів і надання різних за своїм вмістом і структурою інфокомунікаційних послуг. Таке функціональне розділення дозволяє відокремити задачі, що відносяться до управління викликами, від фізичних особливостей, які є характерними для технологій передачі даних і комутації. Технологічною платформою побудови ММЗ є універсальна транспортна мережна структура з розподіленою комутацією пакетів, яка для більшості таких мереж реалізується на базі технологій, що використовують мережний IP-протокол. Він забезпечує підтримку передачі даних за допомогою транспортного протоколу управління передачею (Transmission Control Protocol, TCP), який гарантує надійну передачу даних між віддаленими мережами, вузлами або прикладними мережними процесами [1, 2].

Функції управління процесом передачі даних і підтримки якості обслуговування (Quality of Service, QoS) в IP-мережах забезпечують маршрутизатори. Вони підтримають певні методи, алгоритми і протоколи маршрутизації для визначення найоптимальнішого шляху доставки пакетів даних між вузлом-відправником і вузлом-одержувачем (одержувачами). Для цього ці мережні пристрої створюють таблиці маршрутизації та забезпечують підтримку вимог щодо необхідного рівня QoS [3].

Зокрема, розвиток ММЗ із високошвидкісними каналами передачі даних у напрямі розширення сфери використання IP-технологій у складі таких мереж, а також жорсткі вимоги до трафіку, який створюють сучасні сервіси та додатки, до

якості передачі даних, визначають актуальність рішень, що орієнтовані на застосування засобів ширококомовної (broadcast) і групової багатоадресної (multicast) маршрутизації. Multicast – це процес здійснення передачі пакета від одного хоста до деякої обмеженої групи хостів. Відповідно broadcast реалізує процес відправки пакета від одного хоста до всіх хостів у мережі. Слід підкреслити ефективність підходу multicast, що передбачає створення і підтримку декількох альтернативних маршрутів передачі даних [4, 5].

Основними вимогами, що висуваються до multicast маршрутизації, є забезпечення високої пропускнуєї здатності та малого значення часу затримки. Крім того, із збільшенням розмірів мультисервісних IP-мереж виникає необхідність у їх масштабованості при одночасному збереженні ефективності передачі даних. Таким чином, маршрутизація має розв'язувати не тільки задачі багатоадресної і багатошляхової передачі та переспрямування трафіку, але й реалізувати балансування потоків трафіку залежно від параметрів мережі та здійснювати розподіл потоків трафіку за кількома оптимальними маршрутами. Традиційна статична IP-маршрутизація, що базується на обробці пакетів на мережному рівні, не дає змоги ефективно розв'язувати поставлені задачі в сучасних мультисервісних IP-мережах [4, 6].

Одним із рішень цих задач є застосування динамічної маршрутизації, алгоритми і протоколи якої дозволяють оптимізувати продуктивність мережі у процесі передачі потоків трафіку. Зокрема під такою оптимізацією розуміється мінімізація часових затримок і втрат пакетів в процесі їх передачі по мережі, реалізація механізмів управління маршрутизацією трафіку, тощо.

У зв'язку з цим метою цієї магістерської кваліфікаційної роботи є дослідження алгоритмів і відповідних протоколів динамічної маршрутизації, які застосовуються в мультисервісних IP-мережах для організації ефективної передачі потоків трафіку. Таке дослідження стосовно цієї кваліфікаційної роботи полягає у вирішенні задач щодо забезпечення передачі потоків трафіку між маршрутизаторами таким чином, щоб мінімізувати вартість здійснення передачі між вузлами мережі і оптимізувати кількість маршрутів, які будуть для цього використовуватися, а також забезпечити збалансованість навантаження в мережі для мінімізації затримок і втрат пакетів, що свідчить про актуальність роботи [6, 7].

1 ЗАГАЛЬНІ ОСОБЛИВОСТІ, КЛАСИФІКАЦІЯ ТА ПРИНЦИПИ МАРШРУТИЗАЦІЇ В МУЛЬТИСЕРВІСНИХ ІР-МЕРЕЖАХ

1.1 Поняття мультисервісної мережі, її подання та особливості

Як вже зазначалося у вступі, розширення можливостей традиційних мереж стосовно надання різноманітних послуг із забезпеченням гарантій щодо потрібних якісних показників їх доставки кінцевим користувачам обумовило появу концепції NGN. В цих сучасних мережах жорсткі вимоги висуваються до мультисервісного обслуговування мультимедійного трафіку, що у свою чергу призвело до якісно нового перетворення всієї мережної інфраструктури. В таких мережах головною функціональною особливістю є здійснення передачі і маршрутизації пакетів, де основні елементи і компоненти її транспортної інфраструктури (канали, маршрутизатори, комутатори, шлюзи), механізми для управління викликами та також послугами фізично та логічно відокремлені один від одного. Тобто ця транспортна інфраструктура є універсальним середовищем в основі створення якого лежать мережі і технології, що підтримують функціонування за принципом розподіленої пакетної комутації [1].

В аспекті практичних принципів реалізації платформи NGN у сучасних мережах зв'язку – це ММЗ з можливістю децентралізованого управління викликами і послугами, ядром якої і є універсальна транспортна інфраструктура, що була згадана вище. Крім традиційних мережних вузлів, таких як комутатори, мультиплексори, маршрутизатори та інше мережне обладнання, апаратну базу такої мережі можуть формувати також контролери сигналізації та різне за своїм призначенням шлюзове обладнання. Зокрема у мультисервісній мережі кожна її підсистема може використовувати різні технології для здійснення обробки свого виду трафіку (голосу, даних або відео). Роботу цих підсистем систем потрібно привести до єдиного формату, що є задачею, яка вимагає значних обчислювальних ресурсів. Ці ресурси надаються відповідними шлюзами (транспортні, медіа-шлюзи, шлюзи доступу, тощо). Для здійснення доступу до послуг NGN, що надаються за допомогою спеціалізованих серверів додатків, використовуються кінцеві та кінцево-транзитні вузли, які функціонують як вузли служб [1, 8].

У відповідності із функціональною особливістю та практичними принципами реалізації NGN базова структура ММЗ може бути подана тривірневою моделлю, що описується трьома незалежними логічними рівнями: транспортним рівнем, рівнем управління комутацією та рівнем управління послугами (рис. 1.1). Під незалежністю цих рівнів мається на увазі те, що елементи одного рівня можна вільно розвивати, змінювати і модернізувати без шкоди для виконання своїх функцій іншими рівнями і загального функціонування мультисервісної мережі в цілому [9].

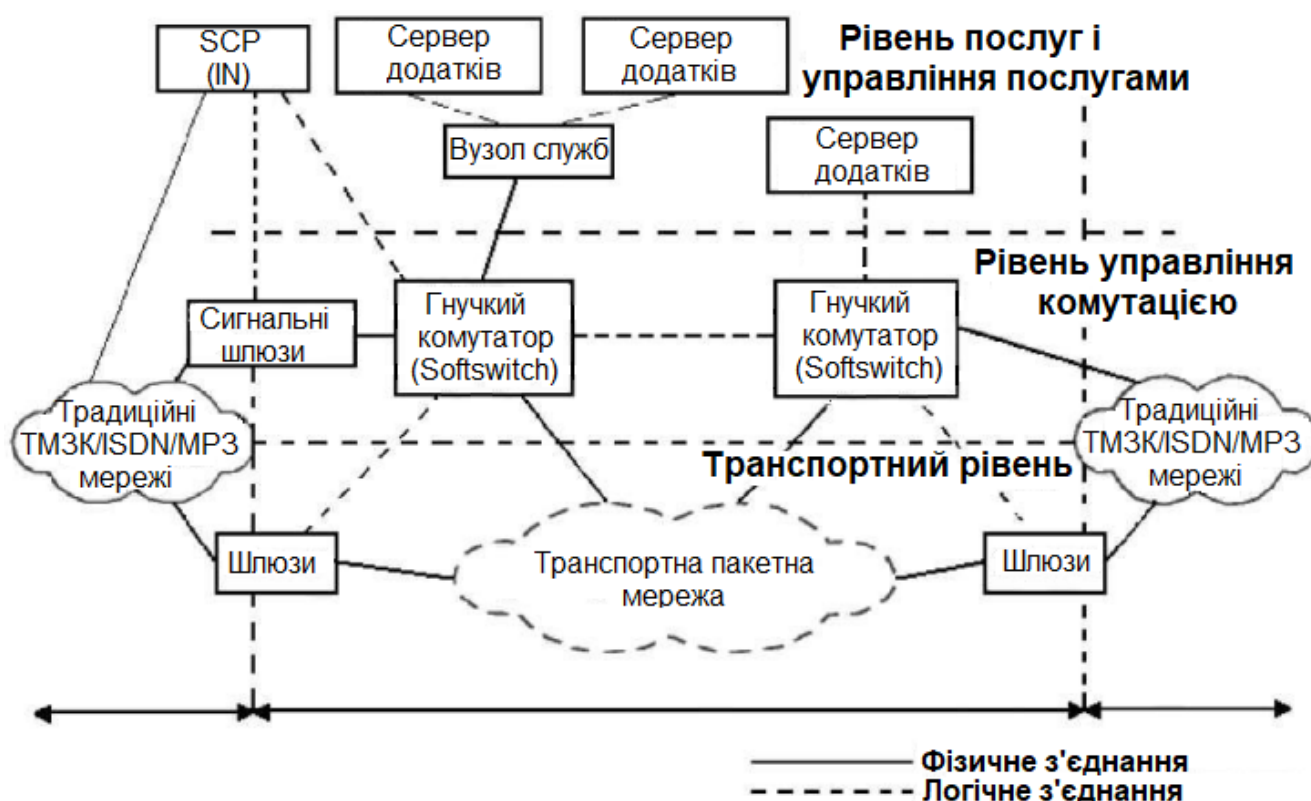


Рисунок 1.1 – Тривірнева модель подання мультисервісної мережі зв'язку у відповідності з практичними принципами реалізації NGN

Транспортний рівень у цій моделі відповідає за прозору передачу трафіку, причому ефективність використання смуги пропускання, яка притаманна пакетним мережам, призводить до того, що в мультисервісних мережах NGN, найбільш поширеним є використання IP-технологій. Також на цьому рівні здійснюється підтримка взаємодії із існуючими традиційними мережами зв'язку [9].

Рівень комутації реалізує логіку управління, яка необхідна для обробки і маршрутизації трафіку. Тут здійснюється зокрема обробка сигнальної інформації,

забезпечуються функції управління встановленням з'єднання і управління викликами. Ці функції реалізуються на рівні елементів транспортної мережі під зовнішнім управлінням гнучкого комутатора, що більш відомий під назвою Softswitch. Цей пристрій є «носієм інтелектуальних можливостей» мультисервісної мережі і, крім вже зазначених функцій, реалізує також функції доступу до серверів додатків, тарифікації і збору статистичної інформації, автентифікації та авторизації користувачів, що підключаються до мультисервісної мережі, і багато інших [1, 9].

Поєднання платформ NGN і Softswitch для побудови мультисервісних мереж надає такі переваги щодо їх функціонування [1, 8]:

- підтримка ефективною динамічною маршрутизації і сигналізації, що сприяє спрощенню мережного планування;
- наскрізна підтримка функцій QoS на операторському рівні;
- забезпечення міжмережної взаємодії на основі єдиної для ММЗ транспортної інфраструктури;
- ефективне управління процесом передачі мультимедійного трафіку (голос, відео) і трафіку даних, впровадження нових, високорентабельних видів обслуговування в конвергентних мережах;
- висока продуктивність обробки викликів і можливість гнучкої підтримки і впровадження високорентабельних видів їх обслуговування.

Рівень послуг відповідає за підтримку баз даних (БД) логіки послуг і додатків, що необхідно для швидкого, гнучкого і персоналізованого їх надання кінцевому користувачеві. Це є однією з найголовніших умов успішного функціонування сучасних ММЗ на основі платформ NGN [1, 8].

Між рівнями моделі, що наведена на рис. 1.1, розміщуються відкриті прикладні програмні інтерфейси (Application Programming Interface, API) і стандартні мережні інтерфейси (стосовно тієї чи іншої пакетної технології, яка використовується для створення транспортної інфраструктури ММЗ), що підтримують взаємодію між обладнанням різних постачальників. Зокрема, між транспортним і рівнем управління комутацією для взаємодії мережних пристроїв реалізовані інтерфейси на основі стандартних протоколів сигналізації, передачі даних і мережної взаємодії, такі як H.323, SIP, MGCP, INAP та інші. Між рівнями управління комутацією та послуг застосовуються різні API-інтерфейси, за допомогою яких реалізується можливість щодо швидкого створення та впровадження послуг і додатків для користувачів. Ці інтерфейси дають

операторам ММЗ можливість надавати користувачам послуги та/або додатки, які можуть розміщуватися як на серверах цієї ж ММЗ, так і на серверах інших мережних операторів. При цьому не має значення, яке обладнання використовується і під управлінням якої операційної системи воно працює [8].

Особливо треба звернути увагу на те, що в якості транспортної інфраструктури під час організації ММЗ на сьогоднішній день найбільше застосування знайшли технології, що є орієнтованими на підтримку IP-протоколу у процесі функціонування. Це, головним чином, зумовлено його підтримкою переважною більшістю додатків і послуг, адже він є базовим протоколом передачі в глобальній мережі Internet. Крім того, передача насамперед мультимедійної інформації по IP-мережах приваблює насамперед своєю універсальністю, адже такий трафік перетворюється на потік IP-пакетів у будь-якій точці мережної інфраструктури: на магістралі операторської мережі, на кордоні територіально розподіленої мережі, у корпоративній або локальній мережі і навіть безпосередньо в термінальному обладнанні кінцевого користувача. Однак, незважаючи на універсальність і гетерогенність IP-протоколу, IP-мережі в чистому вигляді є недостатньо надійними, погано масштабованими і можуть піддаватися впливам пульсацій трафіку, що знижує їх ефективність і навіть призводить до виникнення перевантажень. Але грамотно спланована і спроектована мережна інфраструктура з ефективними механізмами забезпечення QoS, такими як, наприклад, технологія MPLS і реалізація ефективної маршрутизації можуть значно нівелювати ці недоліки. Перш за все ефективність маршрутизації залежить від протоколів маршрутизації, які вносять вагомий внесок у забезпечення потрібних значень параметрів QoS на транспортному рівні ММЗ. Зокрема ці протоколи відповідають за вибір оптимального шляху передачі пакетів, уздовж якого б був доступний необхідний канальний і/або буферний мережний ресурс. Тільки завдяки наявності такого маршруту можна далі проводити перерозподіл мережного ресурсу за допомогою механізмів управління чергами [1, 8].

1.2 Загальні особливості, поняття і принципи маршрутизації

Маршрутизація – це процес здійснення передачі пакетів даних між мережами або підмережами за допомогою пристроїв третього рівня еталонної моделі взаємодії відкритих систем (EMBBC). Для здійснення маршрутизації використовуються таблиці і протоколи маршрутизації, які підтримують відповідні

алгоритми маршрутизації для визначення найбільш оптимального маршруту передачі пакетів, що формують трафік даних [10].

Ці алгоритми мають відповідати певним вимогам, серед яких основними є такі [3, 4]:

- оптимальність – здатність алгоритму вибрати найкращий шлях;
- простота – алгоритм не повинен вимагати великого і складного програмного втілення;
- живучість – алгоритм має функціонувати в умовах будь-яких обставин, навіть таких непередбачуваних, як можлива відмова обладнання, високі навантаження у мережі, тощо;
- швидка сходимість – процес угоди між усіма маршрутизаторами за найкращими шляхами. Тобто, наприклад, у разі відмови будь-якого маршрутизатора, повідомлення про оновлення топології мережі мають дійти до інших маршрутизаторів із мінімальною затримкою. У кінцевому підсумку маршрутизатори мають перерахувати маршрути і вибрати найоптимальніший. Алгоритми, які сходяться повільно, можуть призвести до небажаних наслідків, таких, наприклад, як поява петель, вихід з ладу всієї мережі, тощо;
- гнучкість – алгоритм мусить точно і швидко адаптуватися до змін у мережі (наприклад, мережної топології, смуги пропускання, затримок, тощо).

Пристрій, який визначає цей оптимальний маршрут для передачі даних з однієї мережі в іншу, називається маршрутизатором. Для просування пакетів у мережі або між мережами маршрутизатор формує таблицю маршрутизації. Вона містить список мережних адрес, а також дані про місця призначення і зв'язки з наступними вузлами. Аналізуючи ці зв'язки маршрутизатор визначає, чи можна дістатися до вузла призначення безпосередньо або через інші проміжні маршрутизатори. На рисунку 1.2 показаний приклад таблиці маршрутизації, що може формуватися типовим маршрутизатором Cisco. Як можна бачити вона містить такі записи [10, 11]:

- ■ механізм, завдяки якому був отриманий маршрут;
- ■ логічний одержувач (наприклад, внутрішні приватні адреси мереж або підмереж (див. рис. 1.2));
- ■ метрика маршруту;
- ■ адміністративна відстань (Administrative Distance, AD);
- ■ час наявності маршруту в таблиці;

- адреса інтерфейсу маршрутизатора, що розташований на відстані однієї пересилки, через який буде доступна мережа одержувач;
- вихідний інтерфейс маршрутизатора, через який буде доступна мережа одержувач.

```

Codes: C - connected, S - static, I - IGRP, R - RIP, M - mobile, B - BGP
       D - EIGRP, EX - EIGRP external, O - OSPF, IA - OSPF inter area
       N1 - OSPF NSSA external type 1, N2 - OSPF NSSA external type 2
       E1 - OSPF external type 1, E2 - OSPF external type 2, E - EGP
       i - IS-IS, L1 - IS-IS level-1, L2 - IS-IS level-2, ia - IS-IS inter area
       * - candidate default, U - per-user static route, o - ODR
       P - periodic downloaded static route

Gateway of last resort is 172.16.0.1 to network 0.0.0.0

172.16.0.0/28 is subnetted, 1 subnets
C    172.16.0.0 is directly connected, Serial0
10.0.0.0/8 is variably subnetted, 9 subnets, 3 masks
D    10.89.1.64/26 [90/5639936] via 10.93.1.18, 00:04:50, Serial2
D    10.93.1.16/28 is directly connected, Serial2
D    10.89.1.0/26 [90/5639936] via 10.93.1.2, 00:05:15, Serial1
D    10.93.1.0/26 is a summary, 00:08:57, Null0
C    10.93.1.0/28 is directly connected, Serial1
C    10.95.0.32/28 is directly connected, Loopback0
D    10.93.1.32/28 [90/5514496] via 10.93.1.2, 00:04:51, Serial1
      [90/5514496] via 10.93.1.18, 00:04:51, Serial2
D    10.95.0.44/30 [90/5639936] via 10.93.1.18, 00:04:51, Serial2
D    10.95.0.40/30 [90/5639936] via 10.93.1.2, 00:05:16, Serial1
D*   0.0.0.0/0 [90/5514496] via 172.16.0.1, 00:00:15, Serial0

```

Рисунок 1.2 – Приклад таблиці маршрутизації

Тут у таблиці маршрутизації символом «С» позначено мережі що безпосередньо підключені (connected) до відповідних інтерфейсів маршрутизатора. Мережа 172.16.0.0 підключена до інтерфейсу Serial 0 (або S0), мережа 10.93.1.16/28 – до інтерфейсу Serial 2 (або S2), мережа 10.93.1.0/28 – до інтерфейсу Serial 1 (або S1), мережа 10.95.0.32/28 – до інтерфейсу Loopback0. Зазначимо, що інтерфейс Loopback фактично майже не відрізняється від інших інтерфейсів, за винятком того, що не існує фізично і тому до нього нічого не може бути підключено. Він програмно створений усередині самого мережного пристрою. Такий інтерфейс є і в багатьох операційних системах (зокрема Windows і Linux-подібних). Він переважно використовується в поданні прикладів побудови мереж для того, щоб не описувати велику кількість маршрутизаторів із своїми підмережами [12, 13].

Маршрути можуть створюватися власноруч адміністратором (у випадку статичної маршрутизації). Статичні маршрути в таблиці маршрутизації позначаються символом «S» (у наведеному прикладі на рис. 1.2 такі маршрути відсутні). Таблиця маршрутизації може також створюватися, оновлюватися і підтримуватися динамічно (автоматично) за допомогою динамічних протоколів маршрутизації [12].

Крім того, у таблиці маршрутизації можуть прописуватися маршрути до віддалених мереж, які можуть бути позначені символом «R». Таке позначення говорить про те, що джерелом утворення маршрутів до віддалених мереж є протокол RIP. Також можуть бути присутніми маршрути, які позначені символом «O», тобто маршрут утворений за протоколом OSPF або, як у прикладі на рис. 1.2, символом «D» – маршрут до віддаленої мережі утворений протоколом EIGRP. Перелік протоколів маршрутизації, що підтримуються якимось маршрутизатором, можна дізнатися за командою `Router(config)#router ?` [12].

У таблиці маршрутизації також відображаються адреси мереж, до яких прокладено шлях. Наприклад, у прикладі таблиці, що наведений на рис. 1.2, зазначений наступний маршрут [11]:

```
D 10.89.1.64/26 [90/5639936] via 10.93.1.18, 00:04:50, Serial2.
```

У цьому рядку вказано маршрут до мережі 10.89.1.64/26, який пролягає через адресу наступного переходу (next hop) 10.93.1.18 і вихідний інтерфейс Serial 2. Таким чином, пакет, що надійшов на один з інтерфейсів маршрутизатора, та який є адресованим вузлу в мережі 10.89.1.64, має бути зкомутований через вихідний інтерфейс Serial 2. Також у вищенаведеному прикладі рядка таблиці вказане значення таймера: 00:04:50, яке характеризує час присутності маршруту [12].

У процесі визначення найбільш оптимального маршруту від вузла-відправника до вузла-одержувача бувають ситуації, коли є кілька маршрутів для здійснення такої передачі інформації. Треба розуміти, що протокол маршрутизації використовує свої метрики для визначення найкращого шляху. Якщо ж використовуються різні протоколи, то оптимальний шлях визначається на основі адміністративної відстані (AD), яка є своєрідним ступенем надійності джерела

маршрутної інформації (є три джерела інформації щодо маршрутів: безпосередньо під'єднані мережі, протоколи динамічної маршрутизації та статичні маршрути). Цей запис у таблиці маршрутизації використовується маршрутизуючим обладнанням для визначення оптимального маршруту за наявності двох або більше різних шляхів до одного вузла-одержувача за різними маршрутними протоколами. Кожному такому протоколу за допомогою значення AD призначається пріоритет надійності (достовірності) – від максимального до мінімального. Протокол, що має найменше значення, буде обраним як більш надійний. У таблиці 1.1 представлені AD, які застосовуються в маршрутизаторах Cisco для різних маршрутних протоколів [11, 14].

Таблиця 1.1 – Значення адміністративних відстаней для протоколів, які підтримуються маршрутизаторами Cisco

Джерело маршруту	Значення відстаней за замовчуванням	Позначення в таблиці маршрутизації
(Connected) Інтерфейс, що підключений	0	C
(Static) Статичний маршрут	1	S
(EIGRP summary) Об'єднаний маршрут за протоколом EIGRP	5	D
(eBGP) Протокол BGP	20	B
(iEIGRP) Внутрішній протокол EIGRP	90	D
Протокол IGRP	100	I
Протокол OSPF	110	O
Протокол IS-IS	115	i
Протокол RIP	120	R
Протокол EGP	140	E
Протокол ODR	160	O
(eEIGRP) Зовнішній протокол EIGRP	170	D EX
(iBGP) Внутрішній протокол BGP	200	B
(Unknown) Невідомий або непередбачений	255 (не буде використовуватися для передачі трафіку)	

Слід зазначити, що поняття «протокол маршрутизації» не є тотожним поняттю «маршрутизований протокол». Маршрутизовані протоколи (routed protocol) організують передачу даних через мережу, а протоколи маршрутизації (routing protocol) реалізують механізми, за допомогою яких маршрутизатори

визначають необхідний напрямок (шлях, маршрут) для доставки даних з одного вузла до іншого [15].

Маршрутизований протокол – це може бути будь-який мережний протокол, адреса мережевого рівня якого надає потрібний обсяг інформації для доставки пакета від вузла-відправника до вузла-одержувача відповідно із схемою адресації, що використовується цим протоколом. Такий протокол, як правило, не володіє повною інформацією про весь маршрут від вузла-відправника до вузла-одержувача (наприклад, IP-протокол) [11, 15].

Протокол маршрутизації (або маршрутизуючий протокол) – це протокол, який підтримує маршрутизовані протоколи та надає механізми обміну маршрутною інформацією. Протокол маршрутизації дає змогу маршрутизаторам обмінюватися таблицями маршрутизації, а також відповідною інформацією для оновлення записів у них та спільного використання цієї інформації про доступні маршрути. Тобто ці протоколи дають змогу маршрутизаторам обирати маршрут для маршрутизованих протоколів після того, як будуть виявлені всі можливі шляхи до вузла-одержувача [11, 15].

Потрібно зауважити, що ідеального протоколу маршрутизації не існує, тому що кожен протокол використовує власні підходи щодо визначення оптимального маршруту. Це обумовлено тим, що їх робота ґрунтується на безлічі різних показників, які називаються метриками. Вона являє собою число, що генерує алгоритм для кожного маршруту. У прикладі таблиці маршрутизації, що наведена на рис. 1.2, у квадратних дужках окремих рядків таблиці маршрутизації зазначені, наприклад: $AD = 90$ і метрики – 5639936 або 5514496, що відповідає записам маршрутів, створеним за протоколом EIGRP. Якби у створенні маршрутів також приймав би участь протокол RIP, то для його маршрутів використовувався б запис в таблиці виду $[120/1]$ ($AD = 90, M = 1$), тобто значення метрики дорівнювало б «1». Це свідчить про те, що відстань до маршрутизатора, до якого підключена мережа призначення, становить один перехід. Зауважимо, що найменша метрика вказує на найкращий маршрут, а метрика статичного маршруту завжди дорівнює «0» [11, 12].

Складні алгоритми маршрутизації при здійсненні вибору маршруту можуть базуватися на безлічі показників або їх комбінаціях, що показуються у вигляді відповідних значень метрики. Частіше за все в сучасних алгоритмах маршрутизації використовують такі метрики [10, 11]:

- ширина смуги пропускання (або швидкість передачі даних у каналі) є показником, за яким робиться оцінка обсягу інформації, який може бути переданий по каналу передачі;

- затримка – час, який необхідний для переміщення пакета по кожному з визначених каналів зв'язку від вузла-відправника до вузла-одержувача. Затримка залежить від пропускної здатності проміжних каналів, розміру черг у портах маршрутизаторів, завантаження мережі та фізичної відстані;

- завантаження – середня завантаженість каналу зв'язку маршрутизатора або іншого мережного ресурсу в певну часову одиницю;

- надійність – відносна кількість збоїв, помилок або відмов каналу передачі;

- кількість переходів – кількість мережних вузлів (маршрутизаторів), які мають пройти пакети, перш ніж вони надійдуть до вузла-одержувача;

- вартість – значення, що як правило визначається на основі пропускної здатності каналу, у грошовому еквіваленті або інших показниках чи вимірах, що встановлюються адміністратором.

Після того, як була сформована таблиця маршрутизації, маршрутизатору треба підтримувати її точну відповідність щодо реальної топології мережі. Така підтримка здійснюється або в ручному режимі адміністратором мережі, або за допомогою використання протоколів динамічної маршрутизації. Незалежно від того, як здійснюється конфігурування маршрутів, тобто вручну чи шляхом використання динамічних протоколів маршрутизації, – точність подання маршрутів є головним фактором у спроможності маршрутизатора здійснювати передачу даних до їх отримувачів [11].

1.3 Механізми та методи маршрутизації

Є декілька основних механізмів маршрутизації, які використовуються маршрутизатором для створення та збереження в потрібному стані своєї таблиці маршрутизації. Ці механізми є функціональною основою алгоритмів маршрутизації, які на практиці у мережах реалізуються маршрутизаторами завдяки застосуванню відповідних протоколів маршрутизації. У процесі формування таблиці маршрутизації маршрутизатор у загальному випадку реалізує такі основні методи маршрутизації, як: пряме з'єднання, статична і динамічна маршрутизації, маршрутизація за замовчуванням [11].

Зазначимо, що ці алгоритми не є взаємовиключними і можуть застосовуватися маршрутизатором комбінативно, навіть незважаючи на наявні в кожному алгоритмі переваги та недоліки.

1.3.1 Механізм прямого з'єднання

Пряме з'єднання – це механізм встановлення локального щодо маршрутизатора маршруту. Якщо один з інтерфейсів маршрутизатора з'єднаний з якоюсь мережею безпосередньо, то у разі отримання пакета, що адресований такій мережі, маршрутизатор одразу відправляє цей пакет на той інтерфейс, до якого вона під'єднана. При цьому не використовуються більш складні алгоритми встановлення маршрутів, тобто в даному випадку немає необхідності задіювати протоколи маршрутизації (рис. 1.3). Оскільки маршрутизатор завжди «знає» мережу, яка безпосередньо до нього підключена, то механізм прямих з'єднань є найефективнішим механізмом маршрутизації [11].

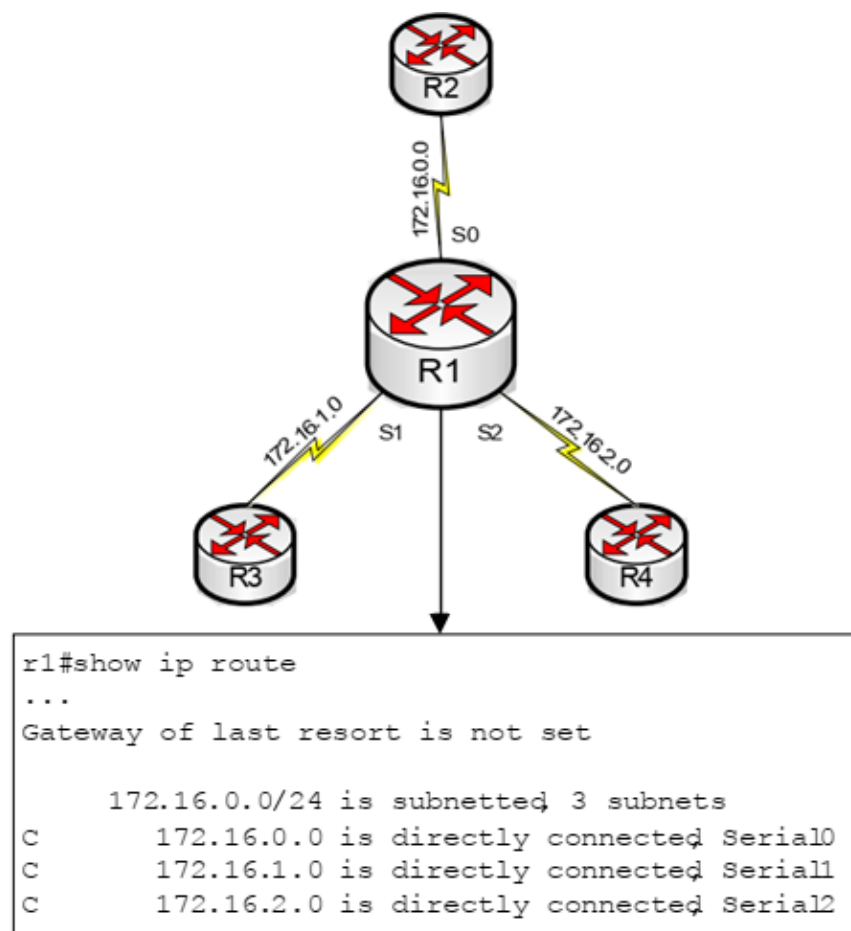


Рисунок 1.3 – Приклад механізму прямого з'єднання

1.3.2 Принципи статичної маршрутизації та маршрутизації за замовчуванням

При застосуванні алгоритмів статичної маршрутизації конфігурація маршруту в таблиці маршрутизації маршрутизатора здійснюється адміністратором мережі вручну, але це може призвести до проблем у разі зміни топології мережі чи відмови на будь-якій її ділянці. Тому алгоритми маршрутизації, що засновані на цьому механізмі, не є придатними для здійснення маршрутизації у великих мережах [10, 11].

Статична маршрутизація застосовується насамперед тоді, коли [11]:

- у адміністратора є потреба у здійсненні повного контролю маршрутів, що використовуються маршрутизатором;
- є необхідність у здійсненні резервування динамічних маршрутів;
- є мережа або декілька мереж, що можуть бути досяжними лише по єдиному доступному маршрутові;
- небажано використовувати службовий трафік, що необхідний для здійснення оновлення таблиць маршрутизації, зокрема у випадку використання комутованих каналів зв'язку;
- у мережі працюють моделі маршрутизаторів, які застаріли і не мають необхідного обсягу обчислювальних ресурсів для роботи з динамічними протоколами маршрутизації.

Для здійснення конфігурації статичного маршруту (SM) використовується команда `ip route`, загальний приклад синтаксису якої має наступний вигляд [11]:

```
(config) ip route prefix mask {ip-address | interface-type
interface-number [ip-address]} [dhcp] [distance] [name]
[permanent] [tag tag] (config) no ip route prefix mask
```

В табл. 1.2 показано опис вищенаведених параметрів команди `ip route` [11].

Таблиця 1.2 – Параметри команди `ip route` та їх стисле значення

Параметр	Стислий опис значення
<code>prefix</code>	Префікс мережі призначення
<code>mask</code>	Маска мережі призначення

Продовження таблиці 1.2

<i>ip-address</i>	IP-адреса наступного маршрутизатора, що може бути використаний для можливості дістатися до мережі призначення
<i>interface-type</i> <i>interface-number</i>	Тип і номер інтерфейсу, на який потрібно передати пакет для відправки у мережу призначення
dhcp	Надає можливість серверу DHCP поширювати статичний маршрут як маршрут за замовчуванням.
<i>distance</i>	AD маршруту
<i>name</i>	Присвоєння імені визначеному маршруту
permanent	Позначення того, що маршрут неможна вилучати з таблиці маршрутизації, якщо інтерфейс, на який він вказує, буде недоступним
tag <i>tag</i>	Ярлик для використання у разі здійснення контролю за перерозподілом маршрутів

СМ потрібно задавати на обох кінцях каналу зв'язку між маршрутизаторами, бо в іншому разі віддалений маршрутизатор не знатиме маршруту, за яким треба передавати пакети відповідей. Тобто буде створений лише односторонній зв'язок (рис. 1.4) [11].

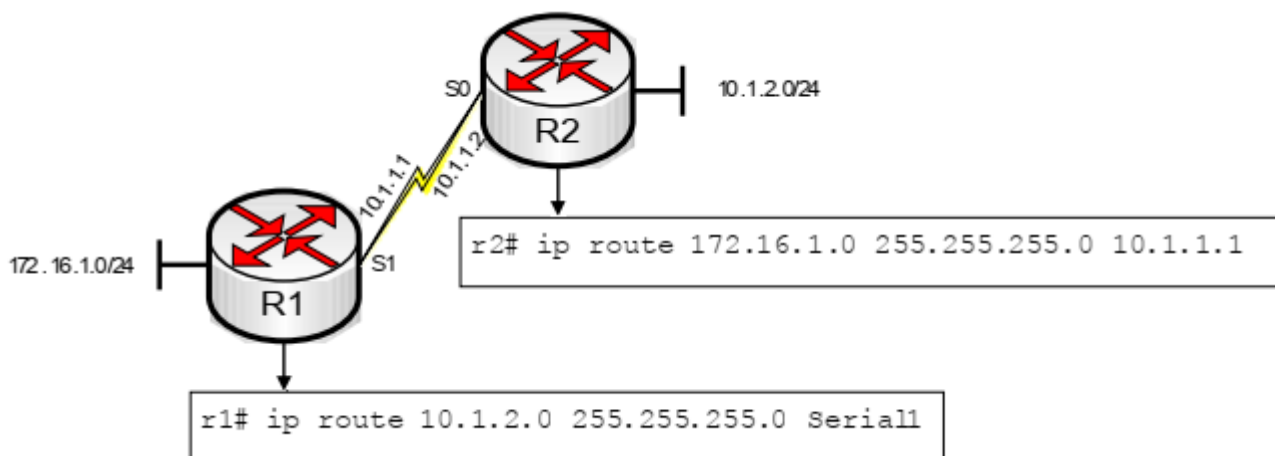


Рисунок 1.4 – Задання статичних маршрутів

Вихідною адресою маршрутизатора для формування СМ можна безпосередньо зазначити вихідний інтерфейс маршрутизатора або ж використовувати IP адресу вхідного інтерфейсу сусіднього маршрутизатора. Різниця між цими двома видами запису команди буде полягати у значенні AD маршруту при відображенні його в таблиці маршрутизації. За замовчуванням для адреси наступного переходу, у разі її використання, значення AD встановлюється рівною

«1», а, якщо вказується вихідний інтерфейс, то $AD=0$. Якщо потрібно встановити AD , значення якої буде відрізнятися від стандартної, то треба ввести значення в інтервалі від «0» до «255» як параметр *distance* команди `ip route` (див. табл. 1.1). У ситуації, за якою маршрутизатор не може задіяти вихідний інтерфейс, що був зазначений у СМ, то такий маршрут не буде записаний в таблицю маршрутизації [11].

Треба зазначити, що статичні маршрути можна також використовувати як резервні. Завдяки наявності параметра AD маршрутизатор більше надає довіри саме СМ. У випадку потреби створити резервний СМ для динамічного маршруту (ДМ), то в даній ситуації статичний маршрут не може бути використаний, доки є доступним ДМ. За допомогою параметру *distance* можна зробити СМ менш пріоритетним, ніж ДМ, або один СМ зробити більш пріоритетним, а ніж інший СМ. Статичний маршрут, що є налаштований у такий спосіб, з'явиться у таблиці маршрутизації тільки в тоді, коли не буди доступним динамічний маршрут. Адже як тільки ДМ знову буде доступним, то СМ буде видалено з таблиці маршрутизації. Такі СМ називаються «плаваючими» (рис. 1.5) [11].

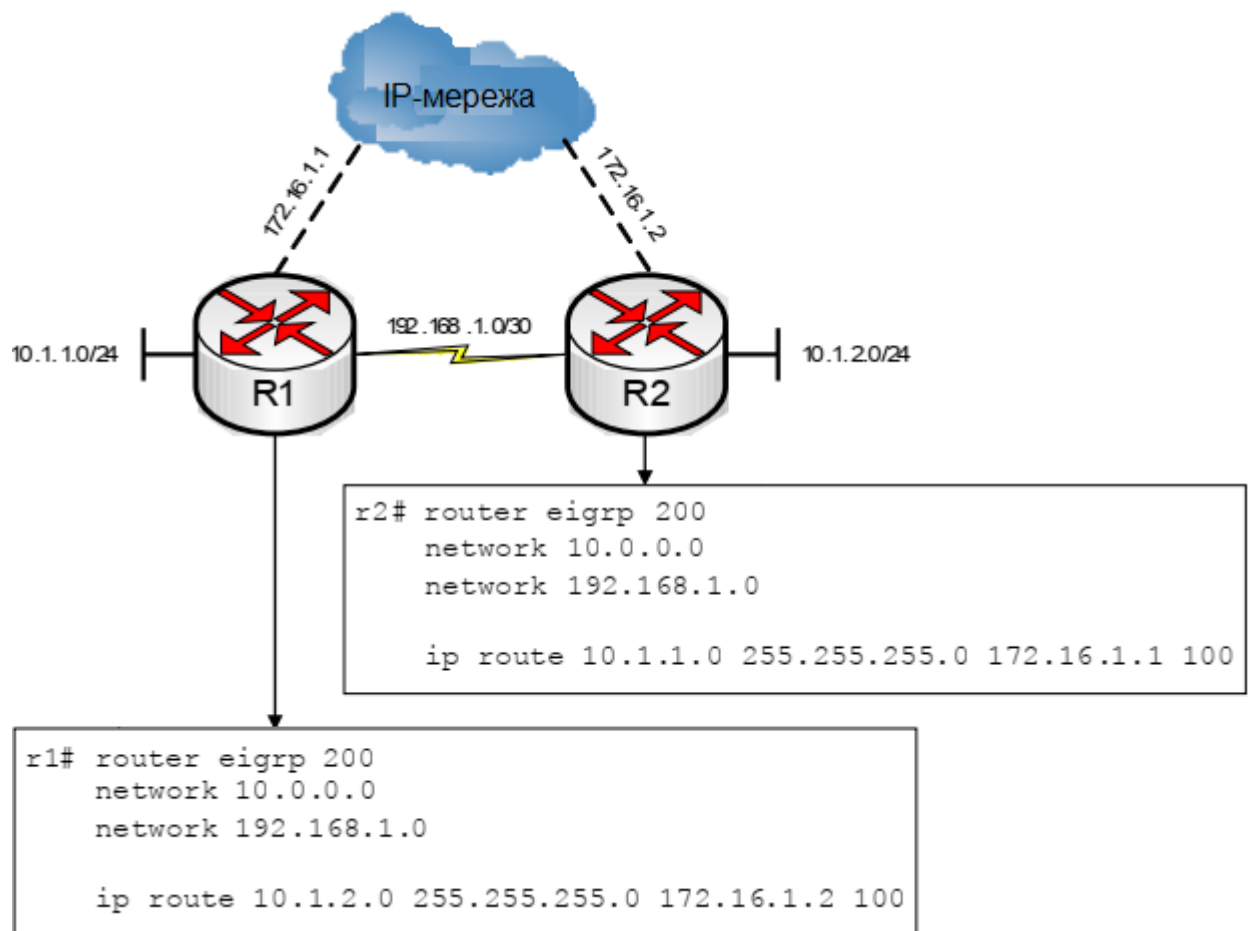


Рисунок 1.5 – Використання плаваючих статичних маршрутів

На рис. 1.5 показано, що маршрутизатори R1 і R2 з'єднані швидкісним каналом зв'язку через IP-мережу. Також є можливість встановлення резервного каналу зв'язку, для випадку коли основний канал зв'язку може бути недоступним. Поки він доступний, СМ не прописується до таблиці маршрутизації, тому що його AD є більшою, ніж у маршруту, що сформований за протоколом динамічної маршрутизації. Якщо цей ДМ основного каналу стане недоступним, то його буде вилучено з таблиці маршрутизації, а на заміну буде внесено СМ, що задіється по резервному комутованому каналу [11].

Приватним випадком статичної маршрутизації є маршрутизація за замовчуванням. У цьому випадку маршрутизатор налаштовується так, щоб передавати весь трафік або його частину по спеціальному маршруту, що не є зафіксованим у таблиці маршрутизації та, який і називається маршрутом за замовчуванням (рис. 1.6). Ці маршрути можуть надаватися маршрутизатору протоколами динамічної маршрутизації або ж бути налаштованими на ньому вручну [11].

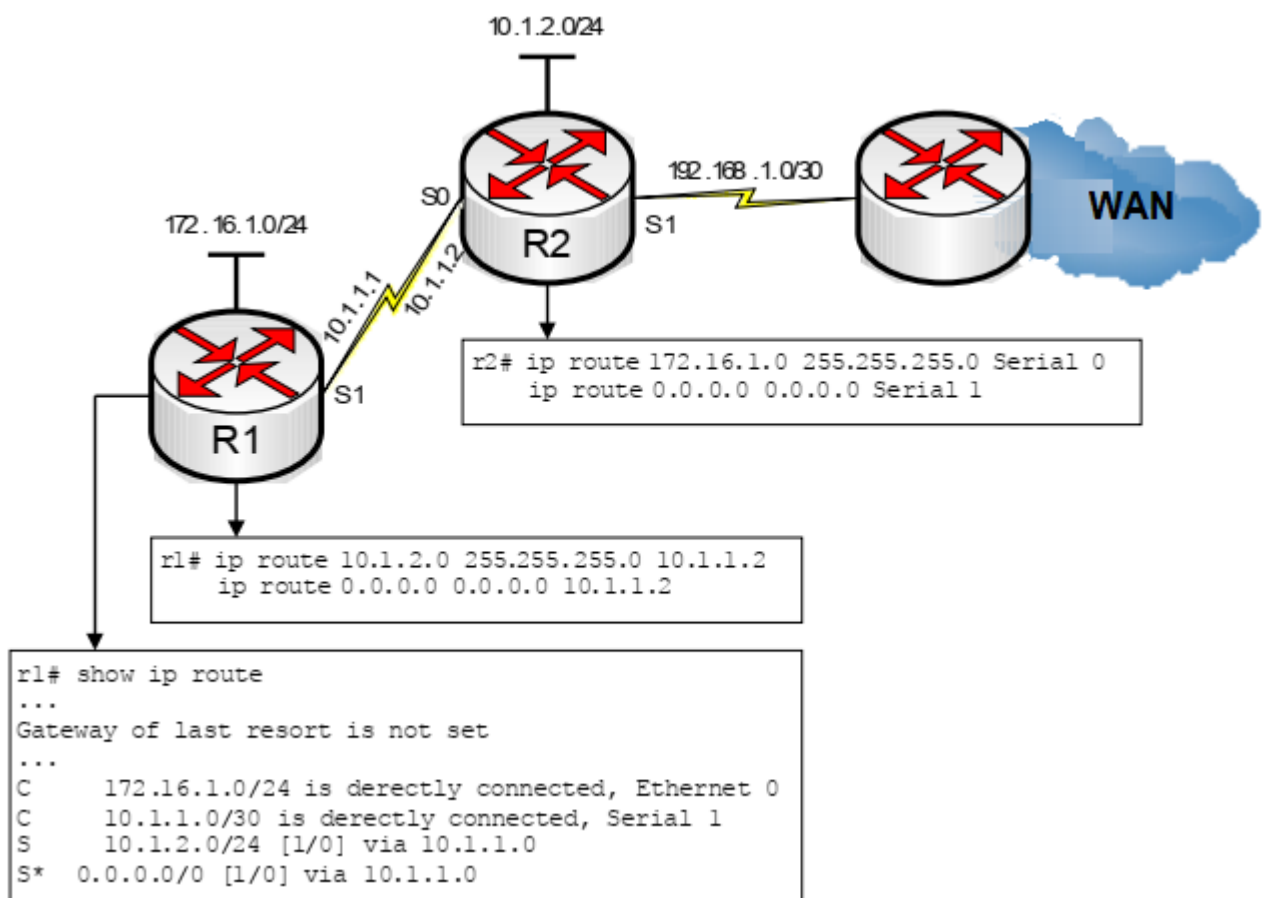


Рисунок 1.6 – Встановлення і використання маршруту за замовченням

Для встановлення СМ за замовчуванням (СМЗ) застосовується вказаний нижче формат команди `ip route` [11]:

```
(config) ip route 0.0.0.0 0.0.0.0 [next-hop-address | outgoing interface],
```

де *next-hop-address* – це параметр СМЗ, що вказує IP-адресу маршрутизатора до якого здійснюється перенаправлення пакета;

outgoing interface – це параметр СМЗ, що описує вихідний інтерфейс, на який має бути переданий пакет для здійснення подальшої передачі.

Зазначимо, що маршрут за замовчуванням може бути встановлений для будь-якої адреси мережі одержувача. Перш ніж маршрутизатор звернеться до маршруту за замовчуванням, він буде аналізувати мережі, що є в таблиці маршрутизації, і намагатиметься знайти найбільш відповідний запис маршруту до адреси одержувача. Якщо в таблиці маршрутизації немає потрібного маршруту, то буде застосований маршрут за замовчуванням [11].

Треба зазначити, що у процесі розвитку мережі, в основу функціонування якої закладені принципи статичної маршрутизації, може відбутися її поступове розширитися до десятків і сотень маршрутизаторів із безліччю підмереж, що підключені до них. Пропорційно збільшенню числа маршрутизаторів у мережі буде також збільшуватися і кількість СМ у таблицях маршрутизації. Щоразу у разі додавання нової підмережі або маршрутизатора, адміністратор мережі муситиме додавати нові СМ до таблиць маршрутизації на всіх необхідних маршрутизаторах, що згодом значно буде уповільнювати його роботу і знизить масштабованість і ефективність функціонування самої мережі. В такій ситуації необхідно звернути увагу на можливість використання у мережі динамічних протоколів маршрутизації, які можуть у автоматичному режимі здійснювати моніторинг зміни в топології мережі [11].

1.3.3 Принципи динамічної маршрутизації

При використанні протоколів динамічної маршрутизації маршрутизатори можуть відстежувати топологію мережі та коригувати маршрути. Адміністратор мережі робить налаштування вибраного протоколу на кожному

маршрутизаторі, після чого вони здійснюють обмін маршрутною інформацією між собою шляхом передачі повідомлень про їх оновлення. Водночас маршрутизатори здійснюють обмін маршрутною інформацією тільки з тими маршрутизаторами, де працює той же протокол динамічної маршрутизації. Подібний обмін даними дає змогу маршрутизаторам автоматично отримувати відомості про нові мережі, а також знаходити альтернативні шляхи в разі несправності каналу до поточної мережі. Маршрутизатори, які отримали таку інформацію, автоматично додають ці відомості до власних таблиць маршрутизації. Залежно від протоколу, що застосовується, оновлення можуть надходити періодично або ж тільки у разі зміни топології, що є значною перевагою динамічної маршрутизації [10, 11].

Мережа буде по різному пристосовуватися до можливих змін топології у залежності від того, який тип маршрутизації використовується: статична або динамічна (рис. 1.7) [10, 11].

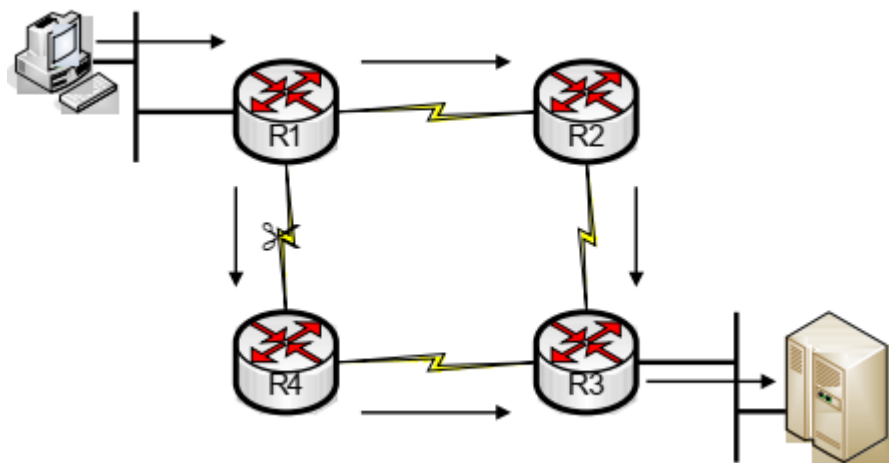


Рисунок 1.7 – Встановлення динамічного маршруту

Статична маршрутизація надає можливість передати пакет з однієї мережі в іншу завдяки маршрутам, що встановлюються адміністратором в ручному режимі. Відповідно з цим у прикладі на рис. 1.7 маршрутизатор R1 може, наприклад, завжди робити передачу потоків даних, що адресовані маршрутизатору R3, через маршрутизатор R4. Для здійснення цього процесу маршрутизатор звертається до своєї таблиці маршрутизації і відповідно до запису в ній про СМ, що знаходиться там, направляє пакет до вузла-одержувача. У випадку, коли шлях від маршрутизатора R1 до R4 з якоїсь причини не функціонує, то R1 відповідно не

може передати пакет до R4 за маршрутом, який є прописаним у таблиці маршрутизатора R4. Тобто, поки адміністратор не зробить повторне ручне налаштування маршрутизатора R1 щодо створення СМ для здійснення передачу пакетів через маршрутизатор R2, зв'язок із вузлом-одержувачем R4 буде неможливим [11].

Застосування динамічної маршрутизації надає більшу гнучкість просування пакету даних по мережі. Наприклад, будемо вважати, що згідно із таблицею маршрутизації, що створена на маршрутизаторі R1, пакет може бути доставлений до вузла-одержувача за більш прийнятним маршрутом через маршрутизатор R4 (рис. 1.7). Однак у разі динамічної маршрутизації залишається можливим і другий маршрут до вузла-одержувача R3, тобто через маршрутизатор R2. Зокрема, якщо R1 виявить, що маршрут до маршрутизатора R4 недоступний, то R1 зробить оновлення своєї таблиці маршрутизації та позначить маршрут через маршрутизатор R2 переважним маршрутом до вузла-одержувача R3. Тобто обмін пакетами між маршрутизаторами R1 та R3 буде неперервним у разі виходу з ладу одного із маршрутів, тому що передача пакетів продовжиться по резервному маршруту. Після того як маршрут між маршрутизаторами R1 і R4 буде знову відновлений, то R1 зробить оновлення своєї таблиці маршрутизації і повернеться до первісного основного маршруту через маршрутизатор R4 [11].

1.4 Перевірка маршрутів

Після того як маршрути відповідно до принципів статичної або динамічної маршрутизації були створені і налаштовані, важно перевірити, що вони прописані в таблиці маршрутизації, а просування пакетів по них здійснюється відповідним чином. Для перегляду таблиці маршрутизації та з'ясування наявності в ній потрібного маршруту застосовується команда `show ip route`, синтаксис якої має наступний вигляд [11]:

```
show ip route [ip-address [mask] [longer-prefixes] | protocol  
[process-id] | list [access-list-number | access-list-name]
```

В таблиці 1.3 показано опис вищенаведених параметрів команди `show ip route` [11].

Таблиця 1.3 – Параметри команди `show ip route` та їх стисле значення

Параметр	Стислий опис значення
<i>ip-address</i>	IP адреса, за якою потрібно вивести маршрутну інформацію
<i>mask</i>	Маска підмережі
<i>longer-prefixes</i>	Виведення інформації про маршрути, котрі мають більший префікс, ніж <i>ip-address mask</i>
<i>protocol</i>	Ім'я протоколу або методу маршрутизації, відповідно з яким потрібно зробити виведення маршрутної інформації
<i>process-id</i>	Номер процесу для визначеного протоколу маршрутизації
<i>list</i>	Виведення інформації про маршрути, що є відфільтрованою за списком доступу
<i>access-list-number</i>	Номер списку доступу
<i>access-list-name</i>	Ім'я списку доступу

Для здійснення перевірки наскрізного з'єднання між маршрутизаторами потрібно використовувати команду `ping`. Для виведення маршруту пакета через маршрутизатори, що знаходяться між маршрутизаторами, застосовується команда `tracert` [10, 11].

Треба мати на увазі, що статична і динамічна маршрутизації, а також їх комбінування мають одну і ту ж саму мету, а саме – забезпечення обміну даними між віддаленими вузлами. Але в силу того, що статична маршрутизація, не зважаючи на свою простоту і ефективність, потребує постійних налаштувань у ручному режимі, і тому, чим більше IP-мережа, тим складніше в ній забезпечити безперебійну взаємодію вузлів і мереж у процесі обміну потоками даних, навіть, коли можна організувати декілька маршрутів передачі трафіка. Звідси у сучасних мультисервісних IP-мережах найбільше розповсюджені механізми і алгоритми динамічної маршрутизації, що знайшли своє втілення у відповідних протоколах. Тому далі проаналізуємо більш докладно алгоритми і протоколи динамічної маршрутизації та їх основні принципи роботи.

2 АНАЛІЗ МЕТОДІВ, МЕХАНІЗМІВ І ПРОТОКОЛІВ ДИНАМІЧНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ ТА ОСНОВНИХ ПРИНЦИПІВ ЇХ РОБОТИ

2.1 Протоколи динамічної маршрутизації за типом міжмережної взаємодії

Протоколи динамічної маршрутизації в цілому розрізняються за тим, яким чином здійснюється міжмережна взаємодія. Перш за все відмінності міжмережної взаємодії пов'язані з двома поняттями: «автономна система» (АС або Autonomous System, AS) та домен маршрутизації. Домен маршрутизації – це сукупність мереж і їх маршрутизаторів, в яких використовується один і той же самий протокол маршрутизації. Відповідно під АС розуміють сукупність мереж, що знаходяться під єдиним адміністративним управлінням. Маршрутизатори в одній окремій АС функціонують за однією загальною стратегією і правилам маршрутизації. Для зовнішніх мереж АС виглядає як деякий єдиний об'єкт (рис. 2.1) [10, 11].

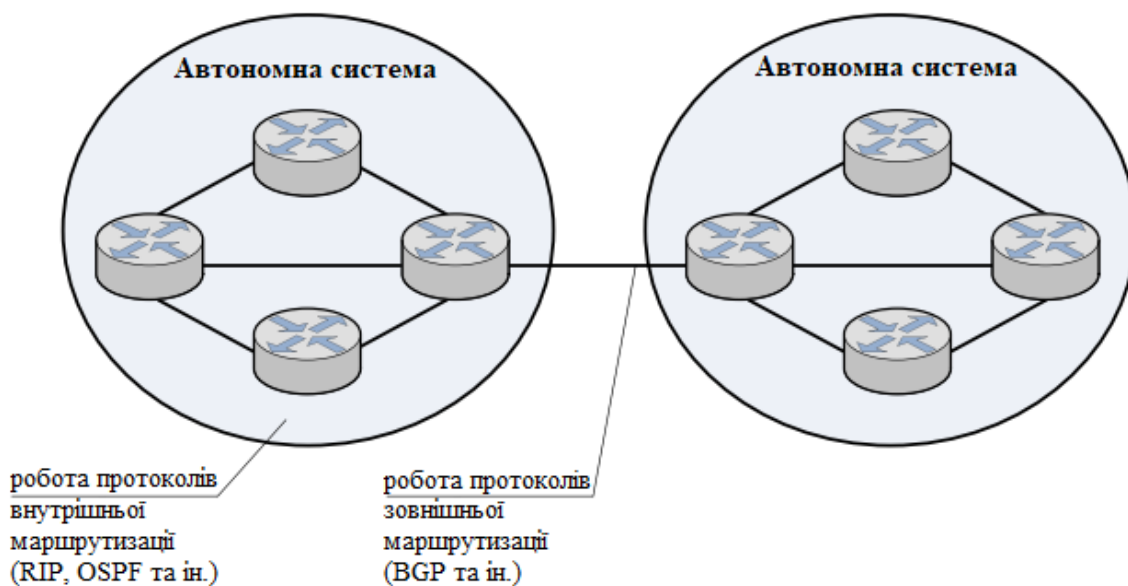


Рисунок 2.1 – Поділ протоколів динамічної маршрутизації за типом міжмережної взаємодії

Виходячи з наведеного визначення АС за типом міжмережної взаємодії протоколи динамічної маршрутизації розділяються на дві категорії: протоколи внутрішньої маршрутизації або ще їх називають протоколами внутрішнього шлюзу (Interior Gateway Protocols, IGP) і протоколи зовнішньої маршрутизації

(External Gateway Protocols, EGP). Прикладами IGP є такі протоколи, наприклад, як: протокол маршрутної інформації (Routing Information Protocol, RIP), розширений (удосконалений) протокол маршрутизації внутрішніх шлюзів (Enhanced Interior Gateway Routing Protocol, EIGRP), протокол вибору найкоротшого шляху (Open Shortest Path First, OSPF) та протокол обміну маршрутною інформацією між проміжними системами (Intermediate-System-to-Intermediate-System, IS-IS), а відповідно найбільш відомим прикладом EGP є протокол прикордонного шлюзу (Border Gateway Protocol, BGP) Ці протоколи досить різні, але головна відмінність між ними в тому, що IGP забезпечують зв'язок в середині однієї АС (наприклад, компанії чи організації), а протоколи EGP забезпечують маршрутизацію між різними АС, тобто іншими словами реалізують маршрутизацію в мережі Інтернет, в якій мережі різних компаній взаємодіють між собою [14].

Кожен IGP протокол є представником одного домену маршрутизації всередині автономної системи. У межах АС може існувати безліч доменів IGP. Маршрутизатори, що підтримують один і той же самий протокол IGP, обмінюються інформацією один з одним у межах домену маршрутизації. Маршрутизатори, що працюють більш ніж з одним IGP, (наприклад, RIP і EIGRP), називаються граничними, тобто входять до декількох доменів [11].

Протоколи EGP забезпечують з'єднання окремих АС і транзит даних, що передаються, між цими АС і через АС. Ці протоколи тільки розпізнають АС в ієрархії маршрутизації, а на внутрішні протоколи не звертають уваги. Граничні маршрутизатори різних АС зазвичай підтримують будь-який тип IGP через інтерфейси всередині своїх автономних систем, а також підтримують, наприклад, зовнішній протокол BGP, який через зовнішні інтерфейси, забезпечує взаємодію власної АС з віддаленою [11].

2.2 Протоколи внутрішньої динамічної маршрутизації

Протоколи внутрішньої динамічної маршрутизації можна класифікувати за трьома категоріями, що реалізують відповідні однойменні методи маршрутизації [11]:

- дистанційно векторні протоколи динамічної маршрутизації, які визначають напрямок або вектор і відстань (наприклад, кількість переходів) до необхідного вузла іншої мережі, шляхом розсилки вектору. При отриманні вектору від сусіда маршрутизатор збільшує відстань, а також додає інформацію про відомі

йому мережі і розсилає нове значення вектору по мережі. Недолік цього методу полягає в тому, що у великих мережах ширококомовна розсилка негативно впливатиме на роботу мережі;

- протоколи динамічної маршрутизації на основі стану каналу, в основі функціонування яких лежить алгоритм вибору найкоротшого шляху (Shortest Path First, SPF). Особливістю цього алгоритму є те, що на кожному маршрутизаторі відтворюється топологія мережі на основі відомостей про стан каналу, якими вони обмінюються між собою. Після цього алгоритм видаляє зайві шляхи і складає своє дерево найкоротших шляхів;

- збалансований гібридний протокол, в якому поєднуються особливості алгоритмів маршрутизації, що реалізовані у попередньо згаданих протоколах.

Розглянемо ці категорії протоколів динамічної маршрутизації більш докладно

2.2.1 Аналіз протоколів дистанційно-векторної динамічної маршрутизації

В основі роботи протоколів цього типу лежать алгоритми Белламана-Форда, суть яких полягає у розв'язанні задачі пошуку найкоротшого шляху на орієнтованому графі від вихідної вершини до всіх інших. Процес побудови структури мережі відповідно до принципів дистанційно-векторної маршрутизації (ДВМ) на базі алгоритми Белламана-Форда, починається з визначення кожним маршрутизатором сусідніх маршрутизаторів. Між ними відбувається регулярний обмін інформацією своїх таблиць маршрутизації, але, оскільки кожен маршрутизатор знає тільки сусідні з ним пристрої, то дистанційно-векторні протоколи не можуть сформувати для маршрутизаторів точної топології всієї мережі. Зокрема на рисунку 2.2 показано, що маршрутизатор R2 отримує інформацію від R1. Маршрутизатор R2 додає значення вектора відстані, як кількість переходів, що збільшує результуючий вектор відстані. Після цього він передає свою нову таблицю маршрутизації на сусідній для нього маршрутизатор R3. Таким чином, відповідно до цього методу в мережі йде накопичення відстаней, що дає змогу підтримувати БД, яка містить інформацію про топологію мережі [11, 16].

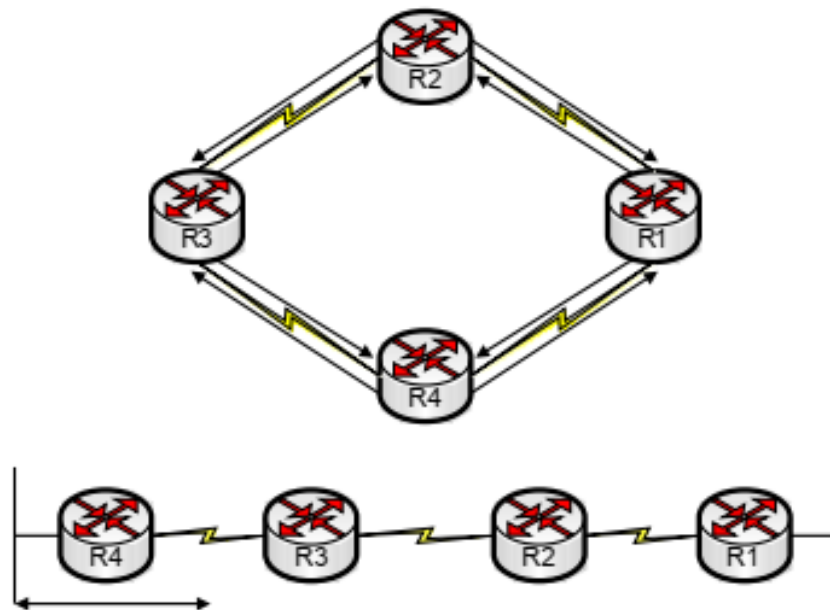


Рисунок 2.2 – Функціонування мережі за методом дистанційно-векторної маршрутизації

Принцип формування вектору відстані та побудови структури мережі показано на рис. 2.3. Для кожного інтерфейсу, що веде до безпосередньо підключеної мережі, вектор відстані встановлюється рівним «0». По мірі того, як процес розрахунку вектору відстані триває, маршрутизатори знаходять найкращий маршрут до мереж одержувачів на основі інформації, яку вони отримали від своїх сусідів [11].

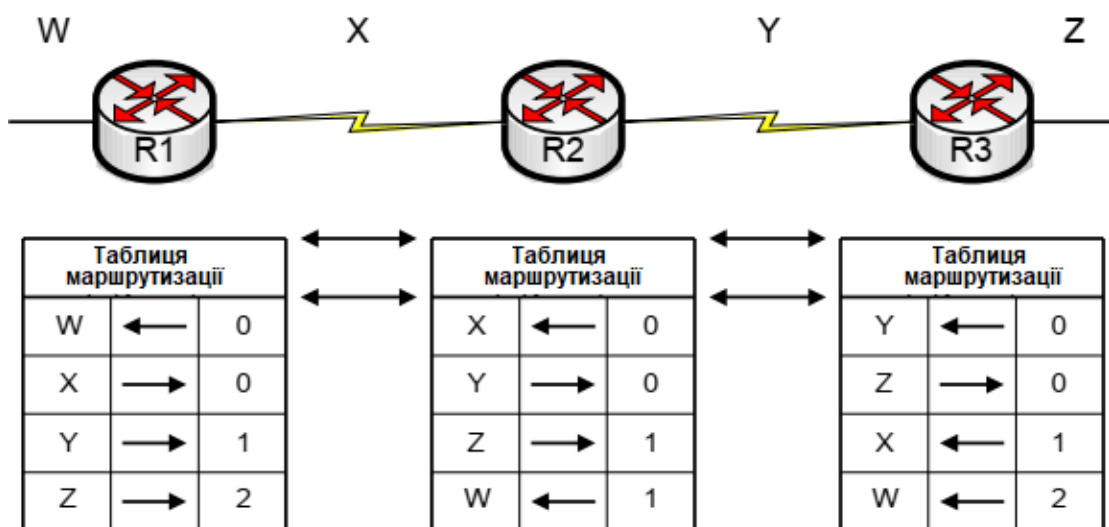


Рисунок 2.3 – Принцип формування вектору відстані та побудови структури мережі у разі дистанційно-векторної маршрутизації

Застосування протоколів ДВМ накладає жорсткі обмеження на діаметр мережі, бо вони не призначені для функціонування у великих об'єднаних мережах, що складаються із сотень підмереж і безлічі каналів зв'язку. Максимальний діаметр мережі визначає відстань, на яку можна передати пакет, після чого вузол-одержувач вважається недосяжним. Ця максимальна відстань вимірюється числом переходів від відправника до одержувача. Зокрема правило максимальної відстані стверджує, що між двома маршрутизаторами не можна встановити з'єднання, якщо вони перебувають на відстані, що є більшою за деяку кількість X переходів [11].

Найвідомішими прикладом протоколів з ДВМ є протокол маршрутної інформації (RIP). Він є найпростішим протоколом маршрутизації та застосовується у відносно невеликих і однорідних мережах. RIP надає змогу маршрутизаторам динамічно оновлювати інформацію щодо маршруту (напрямок і/або відстань вимірюється хопами (hop)), отримуючи її від сусідніх маршрутизаторів. Хоп (перехід, транзитна ділянка) – це ділянка (у розумінні відстані) між двома маршрутизаторами мережі по якій передаються пакети. Чим більше хопів між маршрутизаторами, тим далі вони знаходяться один від одного, та тим складніший маршрутний шлях. Максимальне число переходів для протоколу RIP дорівнює 15-ти, тобто це значить, що діаметр мережі не має перевищувати 15-ти маршрутизаторів [2].

Для здійснення управління продуктивністю протокол RIP використовує три типи таймерів [17]:

- таймер оновлення маршруту (Route Update Timer), який встановлює інтервал (за замовчуванням 30 с) між періодами оновлення інформації про маршрутизацію. Тут маршрутизатор надсилає повну копію своєї таблиці маршрутизації всім своїм сусідам;

- таймер некоректного маршруту (Route Invalid Timer) – визначає час (за замовчуванням його значення становить 90 с), після закінчення якого маршрутизатор починає вважати шлях неправильним. Це рішення ґрунтується на тому, що за встановлений період часу не було жодних сповіщень про цей маршрут. Коли це відбувається, маршрутизатор надсилає оновлення всім своїм сусідам, вказуючи на некоректність такого маршруту;

- таймер очищення маршруту (Route Flush Timer) – встановлює час між визнанням маршруту некоректним і видаленням його з таблиці маршрутизації (за замовчуванням значення цього таймера становить 240 с). Перед видаленням

маршруту з таблиці маршрутизатор повідомляє своїх сусідів про його неправильність [17].

Значення таймера некоректного маршруту має бути меншим за значення таймера очищення маршруту. Це надасть маршрутизатору вдосталь часу для повідомлення сусідів про неправильний маршрут перед тим, як буде оновлено таблицю маршрутизації [17].

Протокол RIP v.2 підтримує безкласову маршрутизацію (тобто для організації адресації в мережі використовуються маски змінної довжини), що значно розширює його можливості.

Іншим прикладом протоколів з ДВМ є протокол маршрутизації внутрішнього шлюзу (Interior Gateway Routing Protocol, IGRP), який був розроблений компанією Cisco для зв'язку в межах однієї АС, що має складну топологію і мережні характеристики, що мають різне значення. Він призначений для вирішення проблем, що виникають під час маршрутизації у великих мережах, де неможливо використовувати такі протоколи, як, наприклад, протокол RIP. IGRP може обирати найшвидший маршрут на основі 24-ьох бітових метрик, таких як затримка, пропускна здатність, навантаження і надійність каналу. Ваговий коефіцієнт цих параметрів може бути обраний автоматично або встановлюється мережним адміністратором. Для здійснення порівняння маршрутів на основі цих метрик обчислюється підсумкова метрика [18].

Для управління продуктивністю IGRP використовує такі типи таймерів [17]:

- таймер оновлення маршруту (Update Timer), який показує, як часто необхідно надсилати повідомлення щодо оновлень про маршрутизацію (за замовчуванням його значення дорівнює 90 с);

- таймер некоректності (Invalid Timer), який вказує скільки потрібно очікувати маршрутизатору оголошення, що маршрут є неправильним у разі, коли маршрутизатор не отримує оновлень про нього (за замовчуванням його значення дорівнює 270 с);

- таймер утримання (Holdown Timer) – визначає період утримання (за замовчуванням його значення дорівнює 280 с);

- таймер очищення (Flush Timer) – вказує, наскільки довго слід відкласти очищення запису про маршрут у таблиці маршрутизації (за замовчуванням його значення дорівнює 630 с) [17].

Також треба зазначити, що в IGRP реалізується тільки класова маршрутизація.

Також треба звернути увагу, що, у процесі здійснення ДВМ важливою умовою є досягнення збіжності мережі. Вона досягається, коли всі маршрутизатори всередині домену маршрутизації мають узгоджену інформацію про доступні маршрути. Як зазначалося, маршрутизатор, що підтримує дистанційно-векторні протоколи, робить розсилку своєї таблиці маршрутизації всім сусіднім маршрутизаторам. Управління частотою розсилки здійснюють таймери. Коли маршрутизатор отримує оновлення маршрутної інформації, то він, перед тим, як передавати трафік, має зробити перерахунок усіх маршрутів і здійснити оновлення таблиці маршрутизації. Зазначимо, що протоколи такого типу характеризуються повільною збіжністю, і тому вони досить схильні до виникнення петель маршрутизації. Час, який потрібен для того, щоб усі маршрутизатори опрацювали маршрутну інформацію та оновили свої таблиці маршрутизації, називається часом збіжності. Це надзвичайно важливий параметр мережі, тому що в разі виникнення відмови каналу або маршрутизатора дані не передаються в об'єднаній мережі до тих пір, поки не будуть повністю оновлені всі таблиці маршрутизації [11].

2.2.2 Аналіз протоколів динамічної маршрутизації за станом каналу

Алгоритми вибору маршруту за станом каналу, як було вище зазначено, також відомі, як алгоритми SPF або Дейкстри. Вони підтримують складну топологічну структуру мережі, повну інформацію про віддалені маршрутизатори та про їх з'єднання між собою, тому є альтернативними щодо дистанційно-векторних алгоритмів, які не містять інформації про віддалені мережі. Одним із найбільш відомих протоколів маршрутизації на основі стану каналу є протокол OSPF. Основні принципи роботи алгоритму динамічної маршрутизації за станом каналу, реалізованого у протоколі OSPF, показані на рис. 2.4 [11].

Маршрутизатори із однієї автономної системи підтримують одну і ту ж саму базу даних (БД) щодо виявлених маршрутів, які описують топологію цієї АС. Вони обмінюються повідомленнями про стан каналів (Link State Advertisement, LSA), починаючи з безпосередньо підключених мереж. Фізично LSA – це невеликий пакет, у якому містяться інформація про сусідні маршрутизатори та оцінка маршруту (в якості метрики використовується коефіцієнт QoS). Кожен маршрутизатор створює свою персональну БД топології мережі (Topological Database), що складається з інформації, отриманої з оголошень LSA [11, 19, 20].

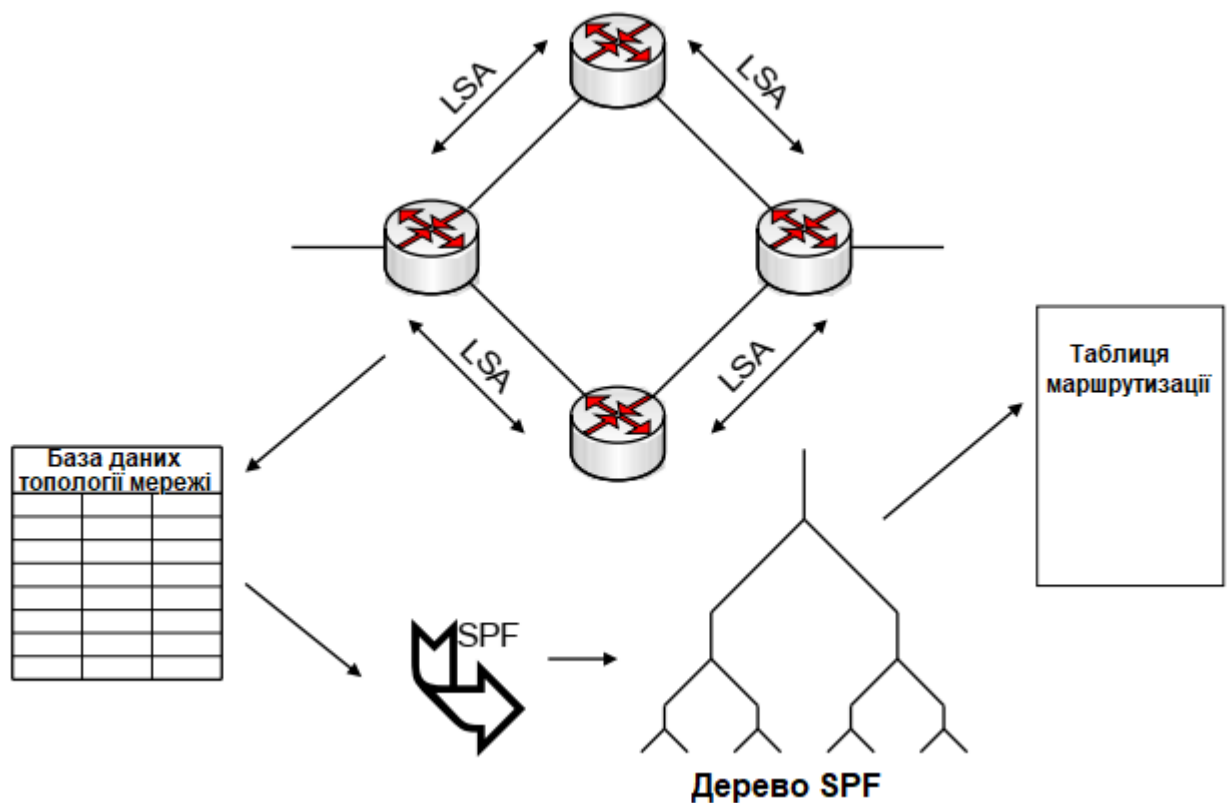


Рисунок 2.4 – Основні принципи роботи алгоритму динамічної маршрутизації за станом каналу

Використовуючи БД топології мережі, кожен маршрутизатор за допомогою алгоритму SPF будує основне дерево маршрутів, у якому сам маршрутизатор є його коренем, а гілками – всі можливі маршрути до всіх мереж, які входять у домен маршрутизації. Потім знов таки алгоритм SPF видаляє зайві зв'язки в дереві, а остаточне дерево і є деревом найкоротших шляхів до всіх можливих мереж домену маршрутизації, до якого входить сам маршрутизатор. Всі маршрути до вузлів-одержувачів, що були виявлені, записуються до таблиці маршрутизації [19, 20].

Час збіжності протоколів маршрутизації на основі стану каналів є набагато меншим, ніж у попередньо розглянутих дистанційно-векторних протоколів. Це пояснюється тим, що кожен маршрутизатор у домені маршрутизації володіє інформацією про фактичну топологію мережі та завдяки алгоритму SPF може самостійно проводити перерахунок маршрутів до вузлів-одержувачів у разі отримання пакетів LSA зі змінами мережної топології. Таким чином, по факту часом збіжності мережі буде час, який необхідний для здійснення обчислення нового SPF-дерева після отримання оголошень щодо змін мережної топології [11, 20].

2.2.3 Гібридні протоколи динамічної маршрутизації

Як було вище показано, серед методів динамічної маршрутизації виділяються також так звані збалансовані гібридні протоколи, в яких поєднуються риси протоколів, що були відмічені вище у дистанційно-векторних протоколах та на основі стану каналів OSPF.

Прикладом гібридного протоколу маршрутизації може слугувати протокол EIGRP. Цей протокол був розроблений компанією Cisco і по факту анонсується як удосконалена версія протоколу IGRP. Тобто по способу подання маршрутної інформації протокол EIGRP є більш подібним до дистанційно векторних протоколів. Він також простий в налаштуванні, як і IGRP, в ньому використовуються 32-ох бітові метрики (такі як пропускна здатність, затримка, навантаження, надійність і максимальна одиниця передачі даних (MTU)) для визначення оптимального маршруту. Особливістю є те що в протоколі EIGRP ліквідовано головний недолік дистанційно-векторних протоколів, що був зумовлений появою ситуацій із виникненням петель маршрутів. Це було досягнуто завдяки застосуванню замість алгоритму Беллмана-Форда спеціального алгоритму дифузійного оновлення інформації (Diffusing Update Algorithm, DUAL) про зміни в топології мережі. Він дає змогу маршрутизаторам обмінюватися інформацією про топологію мережі і здійснювати автоматичну корекцію маршрутів на основі найкращого доступного маршруту до місця призначення. Також протокол EIGRP є дуже ефективним завдяки швидшій конвергенції та меншому використанню пропускної здатності [11, 21].

Розглянемо основні принципи функціонування мережі за протоколом EIGRP (рис. 2.5). Перш за все треба зазначити, що маршрутизатори в процесі роботи здійснюють обмін службовими пакетами, яких у протоколі EIGRP є 5 типів [11]:

- Update – пакети оновлення маршрутів, які розсилаються для здійснення обміну даними про маршрути до вузлів-одержувачів. У разі зміни мережної топології маршрутизатор надсилає пакети оновлення всім маршрутизаторам із його таблиці сусідів;

- Query – пакети запити, що розсилаються всім сусідам з метою пошуку маршруту до вузла-одержувача, коли наступник маршруту є недоступним. Тут наступник – це сусідній маршрутизатор із найменшою метрикою маршруту до вузла-одержувача;

- Reply – пакет відповіді (відсилається у відповідь на Query-пакет);

- Hello – пакети привітання, використовуються для здійснення пошуку сусідів та подальшого підтвердження доступності і працездатності сусідніх маршрутизаторів. Їх розсилка здійснюється за груповою адресою і не потребує підтвердження;

- ACK (Acknowledgment) – пакет підтвердження щодо отримання пакетів оновлень, запитів і відповідей. Він являє собою порожній Hello-пакет, в якому вказаний номер того пакета, отримання якого ним підтверджується.

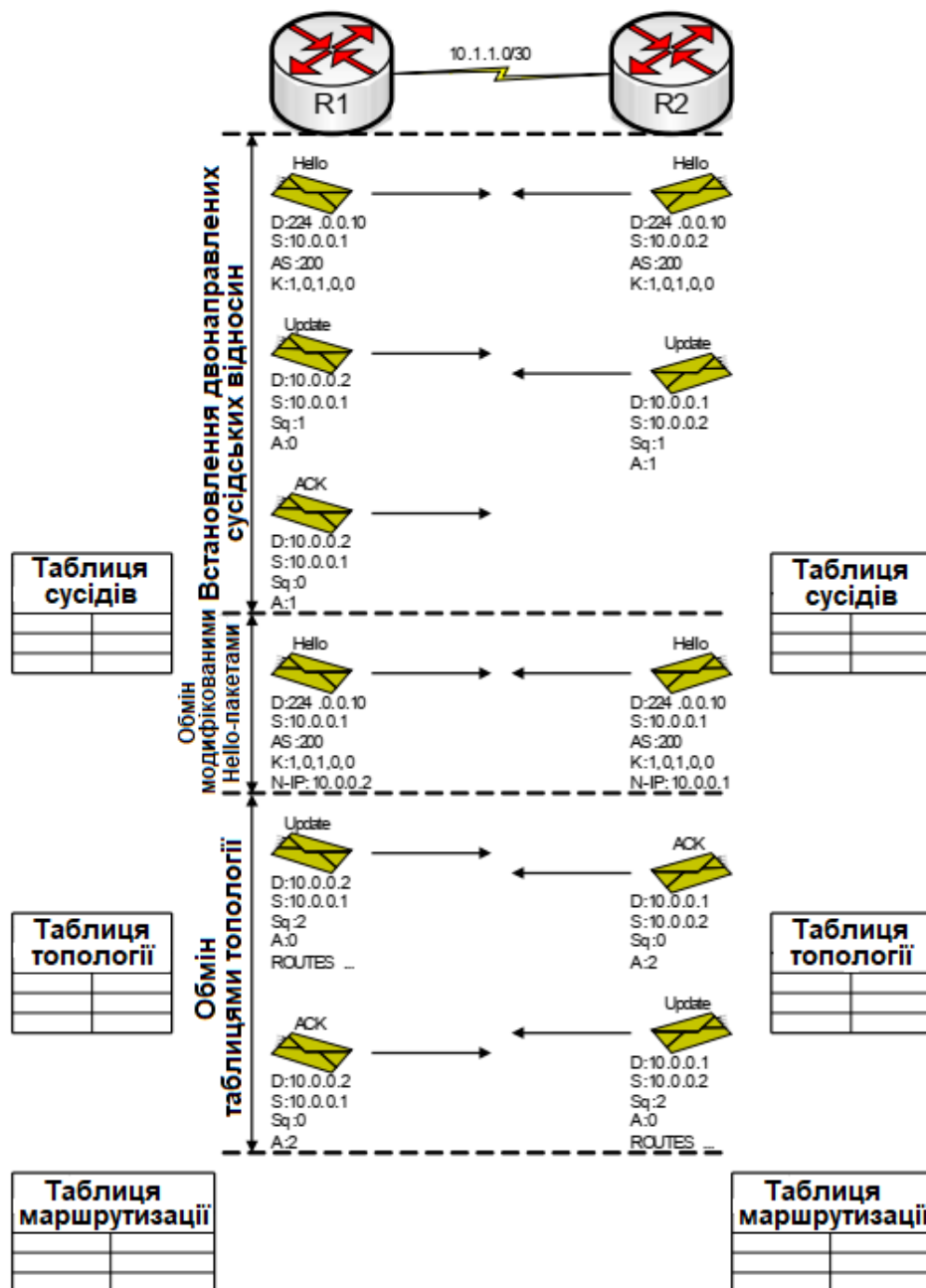


Рисунок 2.5 – Функціонування протоколу EIGRP у процесі встановлення сусідських відносин між маршрутизаторами

Протокол EIGRP свою роботу на маршрутизаторі починає з розсилання Hello-пакетів з усіх активних інтерфейсів на групову адресу 224.0.0.10. Така розсилка здійснюється кожні 5 с (за замовчуванням), за принципом багатоадресного розсилання. Коли маршрутизатор отримує на свій інтерфейс Hello-пакет від іншого маршрутизатора, що містить такий же самий номер АС, між маршрутизаторами розпочинається процес встановлення сусідських відносин. Зазначимо, що такі відносини не будуть встановлені, якщо не співпадають номери АС, або в отриманих Hello-пакетах вагові коефіцієнти метрик відрізнятимуться від тих, що вже налаштовані на маршрутизаторі. Якщо протягом 15 с (за замовчуванням), від сусіднього маршрутизатора не прийшов пакет, то він вважається недоступним [11].

Після надходження на свій інтерфейс Hello-пакета від сусіднього маршрутизатора, маршрутизатор R1 відсилає Update-пакет за індивідуальною адресою сусіднього маршрутизатора. Це робиться для того, щоб між маршрутизаторами встановилися двонаправлені відносини. Після його отримання маршрутизатор R2 також відсилає Update-пакет за індивідуальною адресою маршрутизатора R1, причому цей пакет буде і підтвердженням про отримання попереднього пакета. Додавання можливості про підтвердження раніше отриманого пакета за допомогою відправки наступного Update-пакета дає змогу значно знизити кількість пакетів АСК [11].

У процесі встановлення сусідських відносин ведеться заповнення таблиці сусідів, у якій зазначаються такі параметри, як: номер і адреса сусіднього маршрутизатора, час втримання (Holdtime), час існування сусідських відносин (Uptime), лічильник черги, номер останнього пакета, таймери циклу обміну повідомленнями та повторної передачі (рис. 2.6) [11].

```
IP-EIGRP neighbors for process 200
H   Address          Interface   Holdtime   Uptime     Q         Seq   SRTT   RTO
      (sec)           (h:m:s)   Count     Num   (ms)   (ms)
2   10.93.1.18        Serial2    13         00:06:38  0         8     7     282
1   10.93.1.2         Serial1    10         00:08:53  0         7     9     282
0   10.93.0.1         Serial0    12         00:18:24  0         11    164   984
```

Рисунок 2.6 – Приклад структури таблиці сусідів, що формується маршрутизатором за протоколом EIGRP

Після встановлення сусідських відносин маршрутизатори розпочинають обмін Update-пакетами, що містять копії таблиць топології. Ця таблиця являє собою карту всієї АС, у якій містяться всі мережі, підмережі та метрики маршрутів до всіх одержувачів. Процес створення і підтримки таблиці топології є результатом обміну маршрутною інформацією. Маршрутизатор EIGRP у процесі ініціалізації отримують повні копії таблиць топології від всіх своїх сусідів і на їх основі створюють свою таблицю топології домену маршрутизації (рис. 2.7) [11].

```
IP-EIGRP Topology Table for AS(200)/ID(10.95.0.2)
Codes: P - Passive, A - Active, U - Update, Q - Query, R - Reply,
       r - reply Status, s - sia Status
P 10.93.2.16/28, 1 successors, FD is 6535936
   via 10.93.0.1 (6535936/6023936), Serial0
P 10.93.1.16/28, 1 successors, FD is 5511936
   via Connected, Serial2
P 10.93.1.0/28, 1 successors, FD is 5511936
   via Connected, Serial1
P 10.93.0.0/28, 1 successors, FD is 5511936
   via Connected, Serial0
P 10.93.2.32/28, 1 successors, FD is 6538496
   via 10.93.0.1 (6538496/6026496), Serial0
P 10.93.1.32/28, 2 successors, FD is 5514496
   via 10.93.1.18 (5514496/28160), Serial2
   via 10.93.1.2 (5514496/28160), Serial1
```

Рисунок 2.7 – Приклад таблиці топології, яку формує маршрутизатор за протоколом EIGRP

У прикладі на рис. 2.7 містяться записи про шість підмереж, які є відомими маршрутизатору. Нижче описані позначення полів наведеної у прикладі таблиці топології [11]:

- статус маршруту – розрізняють пасивні маршрути (P), під якими розуміються стійкі та готові до використання маршрути, і активні (A), щодо яких алгоритм DUAL не закінчив процес розрахунку маршруту;

- число наступників (successors) – число маршрутів з рівною вартістю до вузла-одержувача;

- джерело маршруту (via) – адреса маршрутизатора, який анонсував маршрут. Параметр connected означає, що мережа безпосередньо підключена до маршрутизатора;

- виконувана/заявлена відстань (Feasible/Advertised Distance, FD/AD). FD є повною метрикою маршруту, яка дорівнює заявленій відстані від сусіднього маршрутизатора до вузла-одержувача плюс метрика маршруту до сусіднього маршрутизатора, що заявив його. AD – це метрика маршруту від сусіда до вузла-одержувача;

- вихідний інтерфейс маршрутизатора – це інтерфейс, через який є доступним вузол-одержувач.

Після заповнення таблиці топології маршрутизатори переходять до процесу побудови таблиць маршрутизації. Маршрутизатори EIGRP використовують дані з таблиці топології для того, щоб формувати і підтримувати в належному стані таблицю маршрутизації. Паралельно за допомогою алгоритму DUAL обчислюються маршрути до вузлів-одержувачів [11].

2.3 Протоколи зовнішньої динамічної маршрутизації

Зовнішні протоколи використовуються для обміну даними між АС (див. рис. 1.1). В якості прикладу можна навести протокол маршрутизації зовнішнього шлюзу (Border Gateway Protocol, BGP). Це протокол динамічної маршрутизації розроблений компаніями IBM та CISCO, який надає можливість різним АС підключатися одна до одної і здійснювати обмін трафіком. Головною задачею протоколу BGP є гарантована маршрутизація інформації між АС без утворення петель. BGP є протоколом з вектором шляхів, тобто робить обмін даними про доступність мереж і визначає оптимальний маршрут для трафіку, спираючись на політики, які встановлюються мережними адміністраторами. Також протокол BGP підтримує використання різних політик для здійснення управління потоком трафіку між АС, наприклад, таких як: налаштування маршрутизації, фільтрацію трафіку та розстановку пріоритетів трафіку. Він використовується для побудови маршрутизації в Internet, зокрема використовується провайдерами Internet і великими підприємствами для підключення своїх мереж до цієї мережі [2, 22].

Аналіз усіх можливостей і способів застосування протоколу BGP виходить за межі цієї магістерської кваліфікаційної роботи тому тут докладно цей протокол та його механізми роботи не розглядаються.

2.4 Механізм балансування навантаження у протоколах динамічної маршрутизації

Механізм балансування навантаження застосовується протоколами динамічної маршрутизації для покращення ефективності функціонування мережі за декількома маршрутами. Зокрема вище було показано, що для здійснення просування пакета до вузла-одержувача може існувати велика кількість маршрутів, і всі вони можуть відображатися в таблиці маршрутизації. Якщо існує більш ніж один маршрут до вузла-одержувача, то протокол маршрутизації повинен вибрати один найкращий маршрут і помістити його до таблиці маршрутизації. Проте чимало протоколів маршрутизації підтримують механізм балансування навантаження, в разі застосування якого в таблицю маршрутизації може бути записано декілька можливих маршрутів до вузла-одержувача, і передача трафіку буде відбуватися по кожному із цих маршрутів. Механізм працює для всіх стандартних протоколів маршрутизації, за винятком BGP, у якому зазвичай використовується тільки один маршрут [11, 20].

Можна налаштувати балансування навантаження на основі адреси призначення або на основі пакетів. У разі здійснення балансування навантаження за адресою призначення маршрутизатор розподіляє пакети наступним чином: якщо в наявності є два маршрути для доступу до однієї мережі, то всі пакети для адреси призначення «1» у цій мережі пересилаються за першим маршрутом, а всі пакети для адреси призначення «2» у цій мережі пересилаються за другим маршрутом, і т.д. При цьому зберігається порядок пакетів із потенційно нерівномірним використанням каналів. Якщо один вузол отримує більшу частину трафіку, то всі пакети використовують один канал, тоді як смуга пропускання інших каналів залишається невикористаною. Збільшення числа адрес призначення призводить до більш рівномірного використання каналів [23].

Балансування навантаження на основі пакетів передбачає, що маршрутизатор відправляє один пакет для адреси призначення «1» по першому маршруту, а другий пакет для цієї самої адреси – по другому маршруту, і т.д. Балансування навантаження на основі пакетів гарантує рівномірний розподіл навантаження між усіма каналами. Однак існує вірогідність, що порядок проходження пакетів буде порушено в разі їх надходження до адреси

призначення. Це може трапитися через можливе існування диференціальної затримки в мережі [23].

Для здійснення балансування навантаження на основі пакетів процес передачі встановлює вихідний інтерфейс для кожного пакета в процесі звернення до таблиці маршрутів і вибору останнього інтерфейсу, що був використаний. Це і забезпечує рівномірне використання каналів, але, з іншого боку, підвищує завантаження процесора та впливає на загальну продуктивність передачі. Цей тип балансування навантаження погано підходить для маршрутизаторів з високошвидкісними інтерфейсами [23].

На рис. 2.8 показаний варіант функціонування механізму балансування навантаження у разі припущення, що маршрутизатор R2 робить балансування навантаження трафіку до вузла PC5 за протоколом RIP по двох маршрутах, що мають рівну вартість [12].

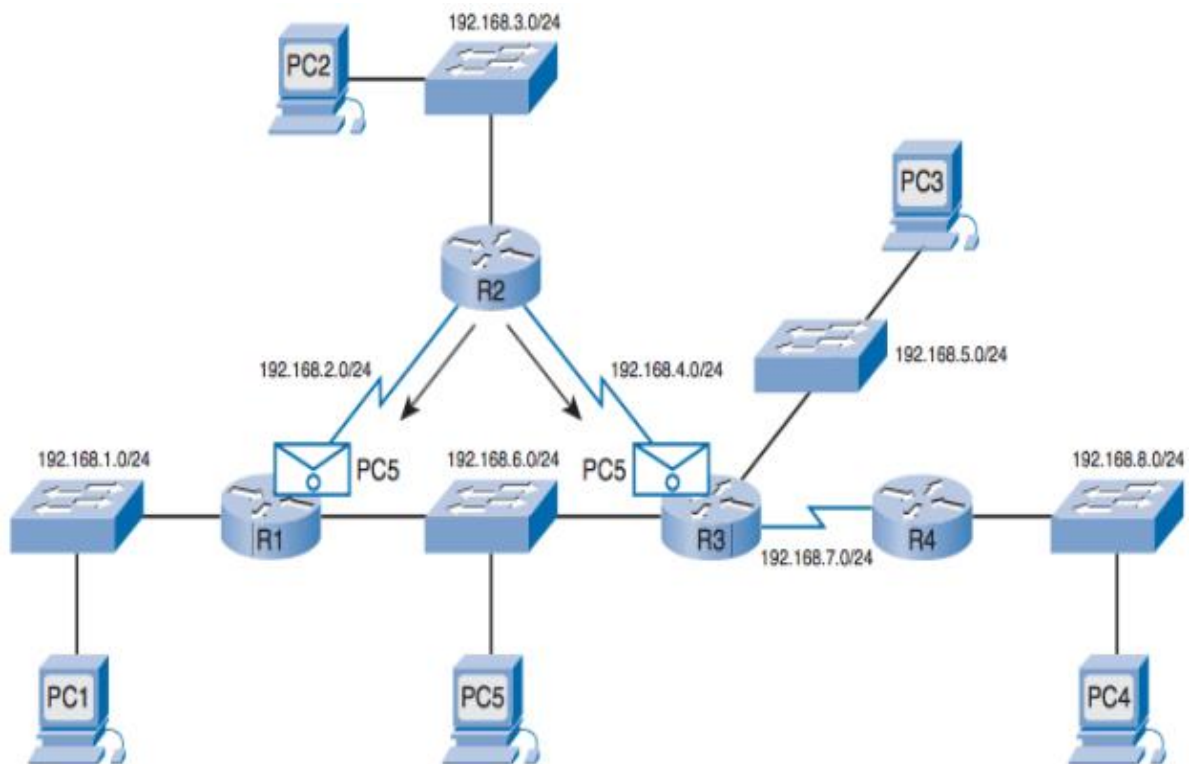


Рисунок 2.8 – Схема здійснення балансування навантаження за двома маршрутами, що мають рівну вартість

Процес балансування навантаження починає працювати, якщо два або більше маршрути будуть зв'язані з однією і тією ж самою адресою призначення в

таблиці маршрутизації. У наведеному на рис. 2.8 прикладі команда маршруту «Show IP» (показати IP) показує, що мережа з адресою призначення 192.168.6.0 є доступною через маршрути з адресами 192.168.2.1 (Serial 0/0/0) і 192.168.4.1 (Serial 0/0/1). Відповідно до алгоритму Беллмана-Форда маршрутизатор R2 посилає маршрутизатору R1 інформацію по маршруту з адресою 192.168.2.1 в мережу з адресою 192.168.6.0, при цьому додається «1» до значення вектора відстані, тобто метрика збільшується до одиниці. Таким чином, у таблиці маршрутизації R1 з'явиться інформація, що відстань до мережі 192.168.6.0 дорівнює одному переходу [120/1]. Аналогічно маршрутизатор R2 посилає маршрутизатору R3 інформацію по другому маршруту з адресою 192.168.4.1 у ту саму мережу 192.168.6.0. Тут також метрика збільшується до одиниці і в таблиці маршрутизації R3 з'явиться інформація, що відстань до мережі 192.168.6.0 також дорівнюватиме одному переходу [120/1]. Ці два сформовані маршрути рівної вартості будуть прописані у таблиці маршрутизації у наступному вигляді [12]:

```
R2# show ip route
<output omitted>
R 192.168.6.0/24 [120/1] via 192.168.2.1, 00:00:24, Serial0/0/0
    [120/1] via 192.168.4.1, 00:00:26, Serial0/0/1.
```

У квадратних дужках таблиці ([120/1]), крім значення метрики, також відображається і адміністративна відстань, яка для протоколу RIP згідно із табл. 1.1 становить $AD = 120$. Крім того, показано адреси наступних переходів маршрутів рівної вартості (192.168.2.1 і 192.168.4.1), їх вихідні інтерфейси (S0/0/0 і S0/0/1) і значення таймера, який налаштований на проміжок часу в 30 с, тобто наступне оновлення маршрутної інформації буде через 6 і 4 секунди відповідно [12].

3 ДОСЛІДЖЕННЯ ПРИНЦИПІВ ФУНКЦІОНУВАННЯ АЛГОРИТМІВ ДИНАМІЧНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ ПОТОКІВ У МУЛЬТИСЕРВІСНИХ ІР- МЕРЕЖАХ

3.1 Дистанційно-векторний алгоритм Беллмана-Форда

В основі роботи протоколу RIP лежить дистанційно-векторний алгоритм (ДВА) Беллмана-Форда. Головна задача, яку вирішує ДВА Беллмана-Форда, - це знаходження найкоротших маршрутів між вершинами графа. Зазначимо, що граф являє собою математичну абстракцію, у якій вершини з'єднані між собою ребрами. Кожне ребро має певну вартість його оцінки, яка при аналізі мережевої топології, що створена на основі мережевого графа, має значення метрики. Маршрут між двома вершинами складається із набору проміжних ребер і вершин, що з'єднують дві початкові вершини, що аналізуються. Вартість маршруту визначається як сума вартостей ребер, що його утворюють. Найкоротшим маршрутом між двома вершинами при цьому вважається той, що має найменшу вартість [11].

Роботу ДВА Беллмана-Форда можна описати такою послідовністю кроків, кожен з яких, у свою чергу, є окремим важливим правилом або дією у процесі вирішення головної задачі алгоритму [11]:

- на початку роботи ДВА кожна вершина знає лише маршрути до суміжних вершин, тобто вершин, з якими вона з'єднана ребрами;
- далі у процесі роботи ДВА суміжні вершини інформують одна одну про вершини, які є доступними для них;
- кожне повідомлення включає вершину-адресата і вартість найкоротшого маршруту, що є відомим для вершини, котра інформує;
- спершу кожна вершина повідомляє тільки про суміжні вершини з вартістю найкоротших маршрутів, що дорівнює вартості ребер;
- при отриманні повідомлення вершина розраховує вартість маршруту до оголошеної вершини через ту, що робить оголошення, як суму вартості ребра, що веде до вершини, яка робить оголошення, і вартості маршруту, що прописаний в оголошенні. Після цього вершина здійснює перевірку, чи вона вже обізнана про маршрут до оголошеної вершини-адресата;
- якщо не обізнана, або якщо вартість відомого маршруту більша за обчислену вартість нового маршруту, то вершина запам'ятовує новий маршрут до вершини-адресата;

- якщо новий маршрут замінює той, що існує, то останній буде відкинутий;
- якщо вартість існуючого маршруту є меншою або дорівнює вартості нового маршруту, то останній відкидається;
- після збереження нового маршруту вершина має оголосити суміжним вершинам вершину-адресата і вартість нового маршруту.

Таким чином, алгоритм Беллмана-Форда обчислює найкоротші шляхи між усіма парами вершин за кінцевий проміжок часу (рис. 3.1) [11].

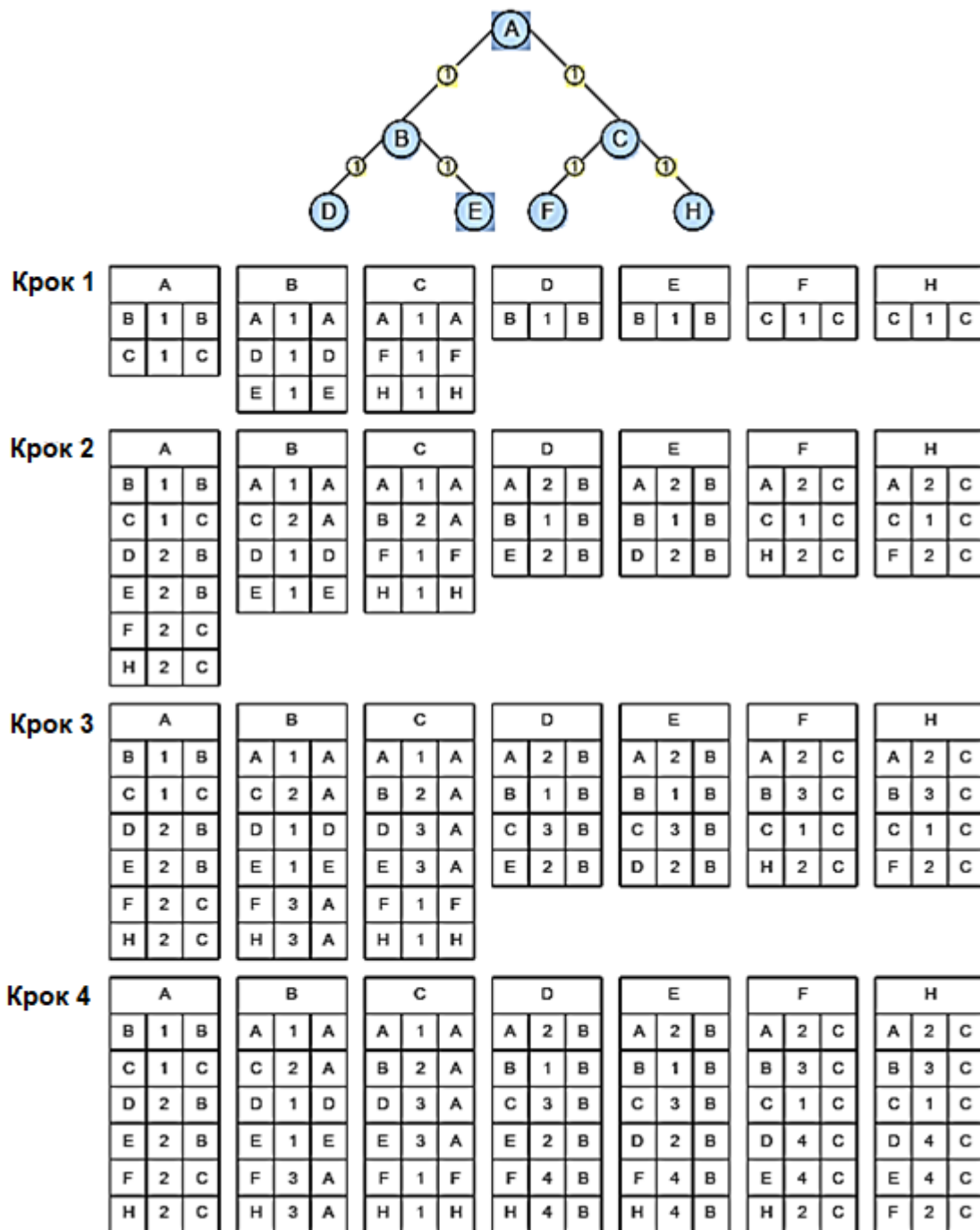


Рисунок 3.1 – Загальний принцип функціонування алгоритму Беллмана-Форда

Потрібно зазначити, що жодна вершина не матиме топологічних відомостей про жоден маршрут, причому - ні в процесі, ні після завершення функціонування цього алгоритму. Кожен виявлений маршрут подається лише вершиною-адресатом, вартістю шляху і наступною вершиною на шляху до цієї вершини-адресата, а подання самого маршруту не містить проміжних вершин і ребер. Саме звідси і походить назва цього алгоритму - «дистанційно-векторний». Тут вартість маршруту – це дистанція, а вершина-адресат, а також наступна вершина – це вектор [11].

Після завершення функціонування алгоритму результати, що були отримані, можуть бути використані в мережі для переходу між будь-якими двома вершинами графа. Перебуваючи у початковій вершині, наприклад, пакет даних, повинен знайти маршрут до вершини-адресата і відповідно переміститися в наступну вершину, що зазначена в маршруті. Відповідно вже перебуваючи в наступній вершині, пакет має знову знайти маршрут до вершини-адресата та вкотре переміститися в наступну вершину, зазначену в цьому маршруті. Ці дії пакет повинен здійснювати доти, доки не буде досягнута необхідна вершина (тобто вузол-призначення) [11].

Як можна бачити, наведений процес функціонування ДВА Беллмана-Форда, фактично описує процес маршрутизації. Маршрути, що є у наявності в кожній вершині, якраз і складають таблицю маршрутизації необхідної вершини. Таким чином, задача, яку вирішує ДВА, – це заповнення таблиці маршрутизації відповідними маршрутами, що, як уже зазначалося раніше, і вирішується протоколами динамічної маршрутизації, а в даному випадку протоколом RIP [11].

Однак слід зазначити, що протоколи маршрутизації, які базуються на ДВА Беллмана-Форда, мають дві концептуальні проблеми: можливість появи маршрутних петель і рахування до нескінченності. Обидві ці проблеми зумовлені тим, що маршрутизатори нічого не знають про справжню топологію мережі передачі даних. Усе, що вони знають, – це які мережі або вузли-одержувачі є доступними через кожного із сусідів. Коли в мережі відбуваються зміни, маршрутизатори намагаються здійснювати перемикання маршрутів відповідно до нових метрик, які їм стають відомі [11].

До виникнення маршрутних петель може призвести те, що метрики до моменту досягнення збіжності мережі можуть неточно відображати дійсну вартість маршрутів. В ДВА Беллмана-Форда основним механізмом боротьби із виникненням маршрутних петель є введення метрики, що буде дорівнювати нескінченності, у разі досягнення якої маршрут відповідно буде вважається

недоступним. Зазвичай маршрутизаторам необхідно виконати деяку кількість дій, перед тим як встановити метрику рівною нескінченності, а отже, час збіжності мережі з використанням ДВА значно буде збільшеним. Щоб прискорити сходимість мережі, доводиться застосовувати додаткові механізми, такі як, наприклад, правило розщеплення горизонту, метод зворотного оновлення, миттєві оновлення і таймери утримання інформації [11].

Як уже було показано, маршрутизатори у разі використання алгоритму Беллмана-Форда роблять обмін маршрутними оновленнями, у яких містяться відомі їм мережі і вузли-одержувачі. Кожен вузол-одержувач, супроводжується метрикою, яка говорить про те, наскільки далеко маршрутизатор, що відправляє це маршрутне оновлення, перебуває від цієї мережі. Відповідно маршрутизатор, який отримує це маршрутне оновлення, використовує із нього метрику для проведення розрахунку своєї власної метрики. У більшості випадків нова метрика буде містити вартість інтерфейсу, через який було отримано маршрутне оновлення. Якщо отримана метрика є найменшою для даної вузла-одержувача, то маршрутизатор сформує маршрут до цієї мережі. Він буде вказувати на маршрутизатор, який відправив маршрутне оновлення, і міститиме щойно розраховану метрику. Вона потім використовується маршрутизатором у своїх власних маршрутних оновленнях про цей вузол-одержувача [11].

У такій ситуації маршрутизатор, що отримує маршрутне оновлення, відкидає фрагмент надзвичайно важливої інформації, тобто метрику маршруту, яку він отримав від свого сусіда. Маршрутизатор використовує її для розрахунку своєї метрики, а потім ця метрика забувається. Розглянемо топологію мережі (рис. 3.2), де центральним є маршрутизатор R1. У нього є маршрут до деякого вузла-одержувача (ВО) через маршрутизатор R2 [11].

Стрілки з числами вказують, з якою метрикою маршрутизатор, з якого витікає стрілка, оголошує маршрут до ВП у відповідному каналі зв'язку. Числа в колах вказують вартість каналів зв'язку. Відповідно маршрутизатори роблять обчислення своїх метрик шляхом додавання метрики з маршрутного оновлення до вартості каналу зв'язку, через який оновлення було отримано [11].

Маршрутизатор R1 первісно вибрав сусідній маршрутизатор R2 в якості наступного маршрутизатора на маршруті до ВО, оскільки оголошена метрика маршрутизатора R2 (100) у сумі з вартістю каналу зв'язку до нього (5) дає найменше значення, тобто $100 + 5 = 105$ [11].

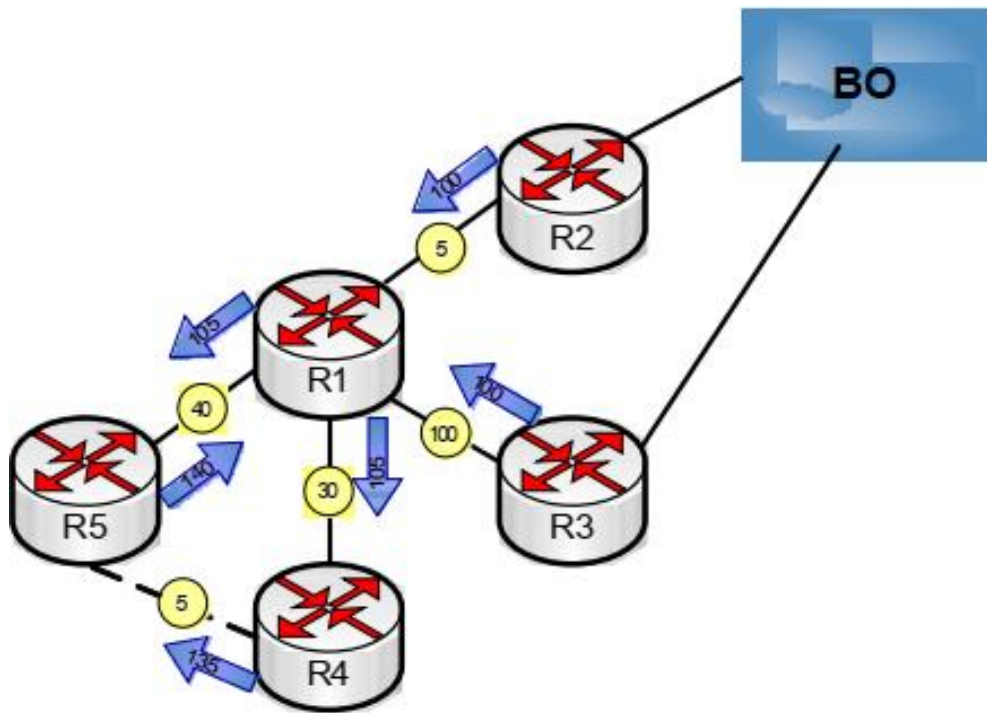


Рисунок 3.2 – Обробка мережної топології за ДВА Беллмана-Форда

Розташування маршрутизаторів R4 і R5 є таким, що незалежно від того, який маршрут вони виберуть для здійснення передачі трафіку до BO, цей маршрут буде проходити через R1. Наприклад, R5 може відправити трафік безпосередньо на маршрутизатор R1 через безпосередній канал зв'язку між двома цими маршрутизаторами. Або ж він може вибрати альтернативний маршрут, показаний на рисунку 2.2 пунктирною лінією. Цей маршрут спочатку йде на маршрутизатор R4, а з R4 трафік передається вже безпосередньо на R1 [11].

Як показано на рисунку, метрика альтернативного маршруту є меншою, ніж метрика прямого маршруту через маршрутизатор R1, і тому маршрутизатор R5 обирає альтернативний маршрут. Попри того, що метрика, яку оголошує маршрутизатор R1 (105), є меншою, маршрутизатор R5 обирає маршрут через іншого сусіда, тому що метрика «135», яку цей сусід оголошує, у сумі з вартістю сегмента, дає менше значення ($135 + 5 = 140$), ніж метрика маршруту через маршрутизатор R1 ($105 + 40 = 145$) [11].

Тепер розглянемо роботу маршрутизатора R1 за припущення того, що була виявлена відмова маршрутизатора R2 (рис. 3.3). Тут відповідно до принципу роботи ДВА маршрутизатор R1 відкидає оголошені його сусідом метрики для BO («105», див. рис. 3.2). І перед ним виникає наступна проблема, тому що дістатися BO можна через два маршрутизатори - R3 і R5. Проте, незважаючи на меншу

результуючу метрику маршруту до BO через R5, маршрутизатор R1 не може довіритися цій метриці, бо вона може бути застарілою. Тому R1 вимушений використовувати стандартні процедури досягнення стабільності, зокрема такі, як таймери утримання інформації, миттєві оновлення, а також інші описані раніше механізми, щоб переконатися, що він має справу не із застарілою інформацією про метрику [11].

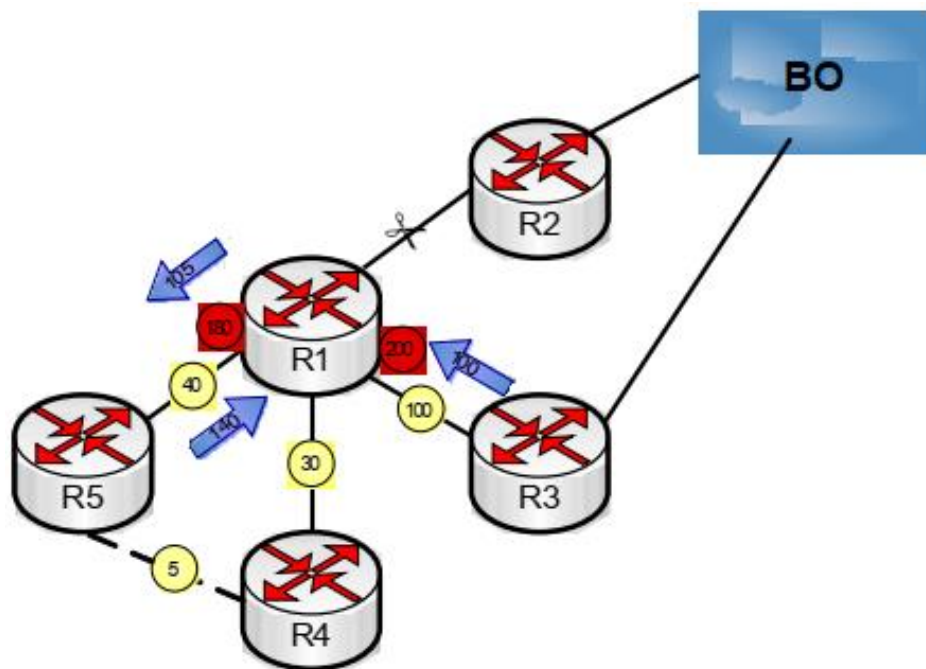


Рисунок 3.3 – Пошук альтернативного маршруту за ДВА Беллмана-Форда

3.2 Принцип функціонування алгоритму дифузійного оновлення інформації за протоколом EIGRP

Як було показано в попередньому розділі, алгоритм DUAL застосовується в протоколі EIGRP. Розглянемо принцип функціонування класичного алгоритму DUAL. Він являє собою машину з кінцевим числом станів, яка відстежує всі маршрути, що оголошуються сусідніми вузлами. У процесі функціонування DUAL використовує метрики маршрутів для визначення найкращого маршруту до BO [11].

Також уже раніше було показано, що повною метрикою маршруту до вузла-одержувача в протоколі EIGRP є виконувана відстань (FD), яку розраховують

шляхом додавання заявленої відстані (AD) від сусіднього маршрутизатора (метрики AD) до метрики маршруту до сусіднього маршрутизатора, який заявив цей маршрут [11].

Маршрутизатор, який повідомив про маршрут із найнижчою метрикою, стає наступником, тобто сусідом, на який передаватимуться пакети до мережі або вузла-одержувача. Може бути кілька наступників, якщо вони мають однакові FD до ВО. Усі наступники прописуються у таблиці маршрутизації. Алгоритм DUAL може розрахувати резервний маршрут через імовірного наступника. Маршрутизатор може бути визначений алгоритмом DUAL як імовірний наступник у тому випадку, коли заявлена ним відстань до ВО буде меншою, ніж FD до нього через маршрутизатор, що є наступником. Імовірні наступники не прописуються у таблиці маршрутизації, а зберігаються в таблиці топології. Причому в ній можуть міститися більш ніж один імовірний наступник [11].

Якщо маршрутизатор-наступник стає недоступним, а для цього маршруту є імовірний наступник, то його прописують у таблиці маршрутизації на місце наступника, але водночас не проводять додаткових перерахунків маршрутів [11].

Якщо маршрутизатор-наступник стає за якихось обставин недоступним, а в таблиці топології відсутні імовірні наступники, то за алгоритмом DUAL треба провести «вибори» нового наступника, якщо це можливо, що у свою чергу забере певний час, протягом якого пакети не будуть надсилатися до ВО [11].

Розглянемо приклад того, як вибирається наступник і імовірний наступник для сегмента мережі, що показана на рис. 3.4. Тут маршрутизатор R2 оголошує маршрутизатору R3 мережу 10.1.1.0/24 з AD = 1000. В нашому прикладі ця мережа буде виступати в якості мережі-одержувача. Маршрутизатор R3 заносить у свою таблицю топології заявлену відстань маршрутизатором R2 до мережі 10.1.1.0/24 і обчислює для неї FD через маршрутизатор R2. Можна бачити, що FD = 2000. Маршрутизатор R4 також оголошує маршрутизатору R3 мережу 10.1.1.0/24, але з AD = 1500. Маршрутизатор R3 також заносить у таблицю топології AD від маршрутизатора R4 і обчислює FD через нього (FD = 3000). Виходячи з цих даних, маршрутизатор R3 призначає наступником для мережі 10.1.1.0/24 маршрутизатор R2, оскільки FD через маршрутизатор R2 до мережі 10.1.1.0/24 є найменшим [11].

Однак AD, що була заявлена маршрутизатором R4 до мережі 10.1.1.0/24, є меншою за FD наступника, який був призначений маршрутизатором R3, отже R3 має право призначити маршрутизатор R4 імовірним наступником для мережі 10.1.1.0/24 [11].

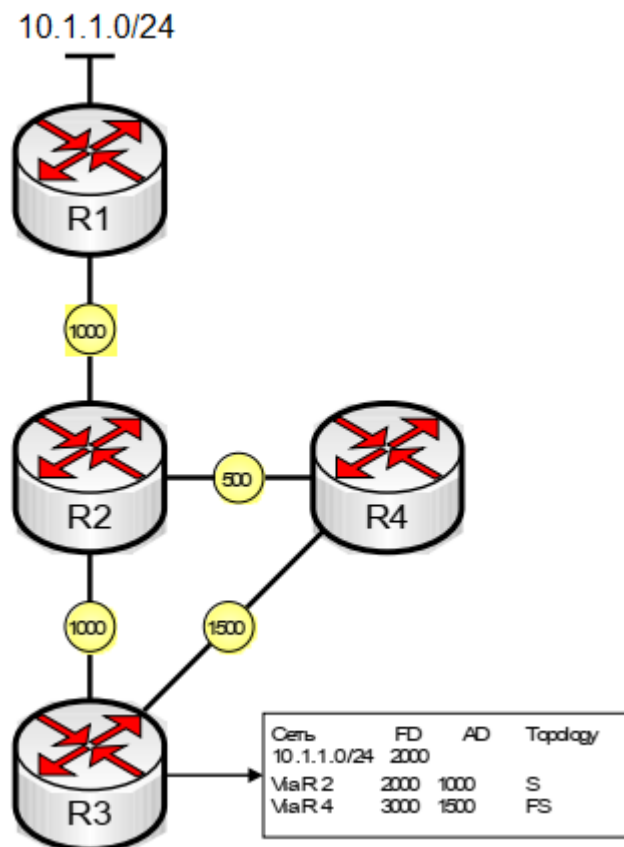


Рисунок 3.4 – Принцип вибору наступника та імовірного наступника

Якщо канал зв'язку між маршрутизаторами R2 і R3 виходить з ладу, то маршрутизатор R3 виключає з таблиці топології запис про маршрутизатор R2, і наступником для мережі 10.1.1.0/24 стає маршрутизатор R4, а відповідний маршрут записується в таблицю маршрутизації (рис. 3.5). Інших дій маршрутизатор R3 не виконує, при цьому передача трафіку не призупиняється [11].

Трапляються ситуації, коли немає можливості вибрати наступника. У наведеному на рис. 3.6 сегменті мережі маршрутизатор R4 не може вибрати для мережі 10.1.1.0/24 ймовірного наступника, оскільки заявлене AD маршрутизаторами R3 і R5 є більшим за FD через маршрутизатор R2, який був назначений маршрутизатором R4 наступником для мережі 10.1.1.0/24.

Розглянемо для ситуації щодо неможливості вибрати у мережі наступника випадок, коли маршрутизатор R4 виявить, що до маршрутизатору R2 немає доступу (рис. 3.7). За аналогією, що була розглянута на рис. 3.5, на маршрутизаторі R4 алгоритм DUAL помічає маршрут до мережі 10.1.1.0/24 через R2 як недоступний і видаляє цей маршрут із таблиці топології та таблиці маршрутизації [11].

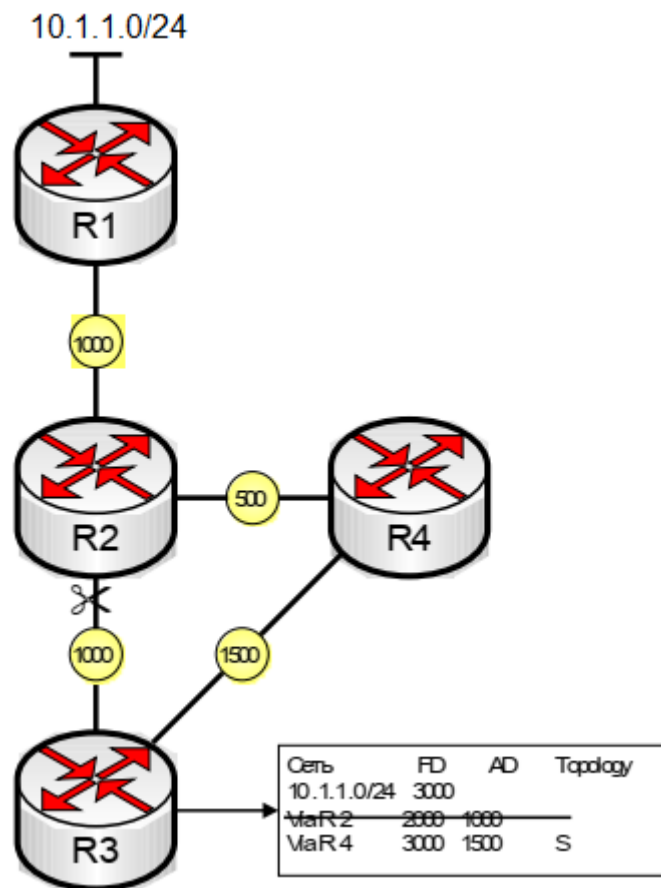


Рисунок 3.5 – Работа маршрутизатора, якщо наступник буде недоступним

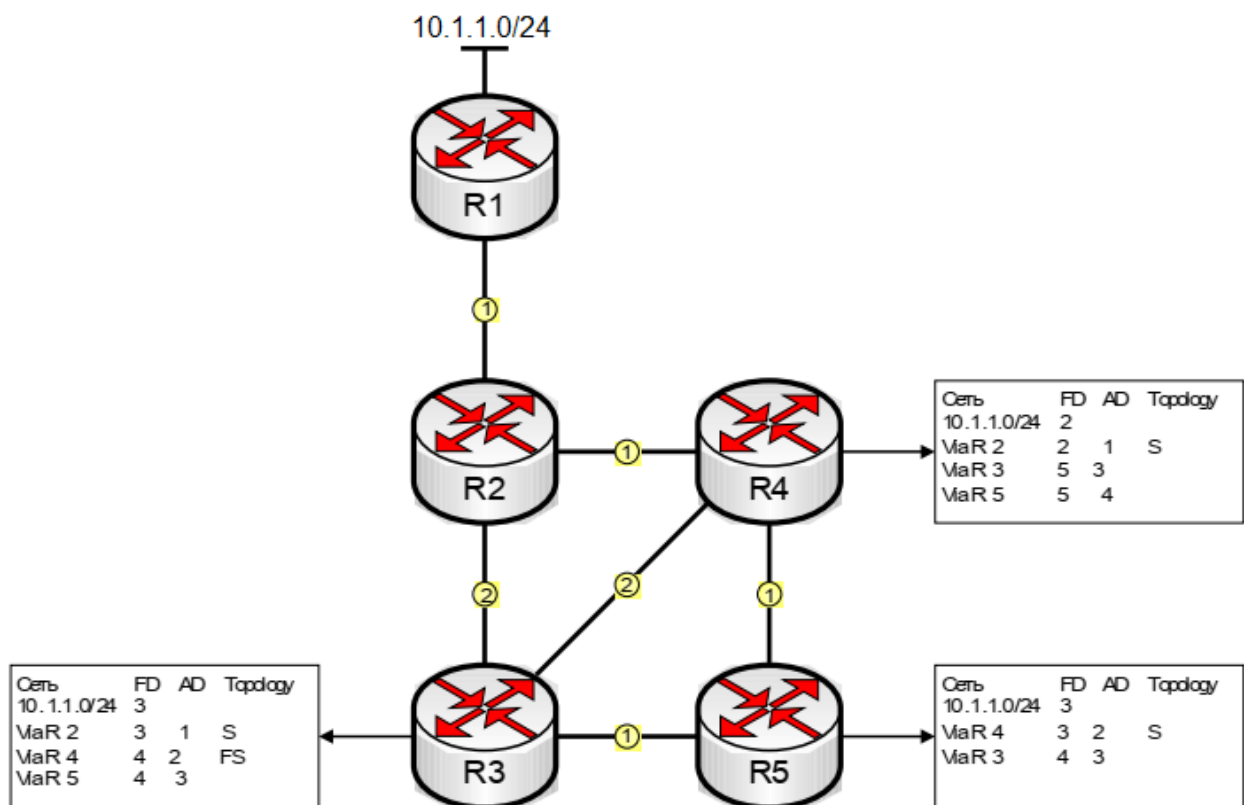


Рисунок 3.6 – Приклад сегменту мережі, де немає наступника

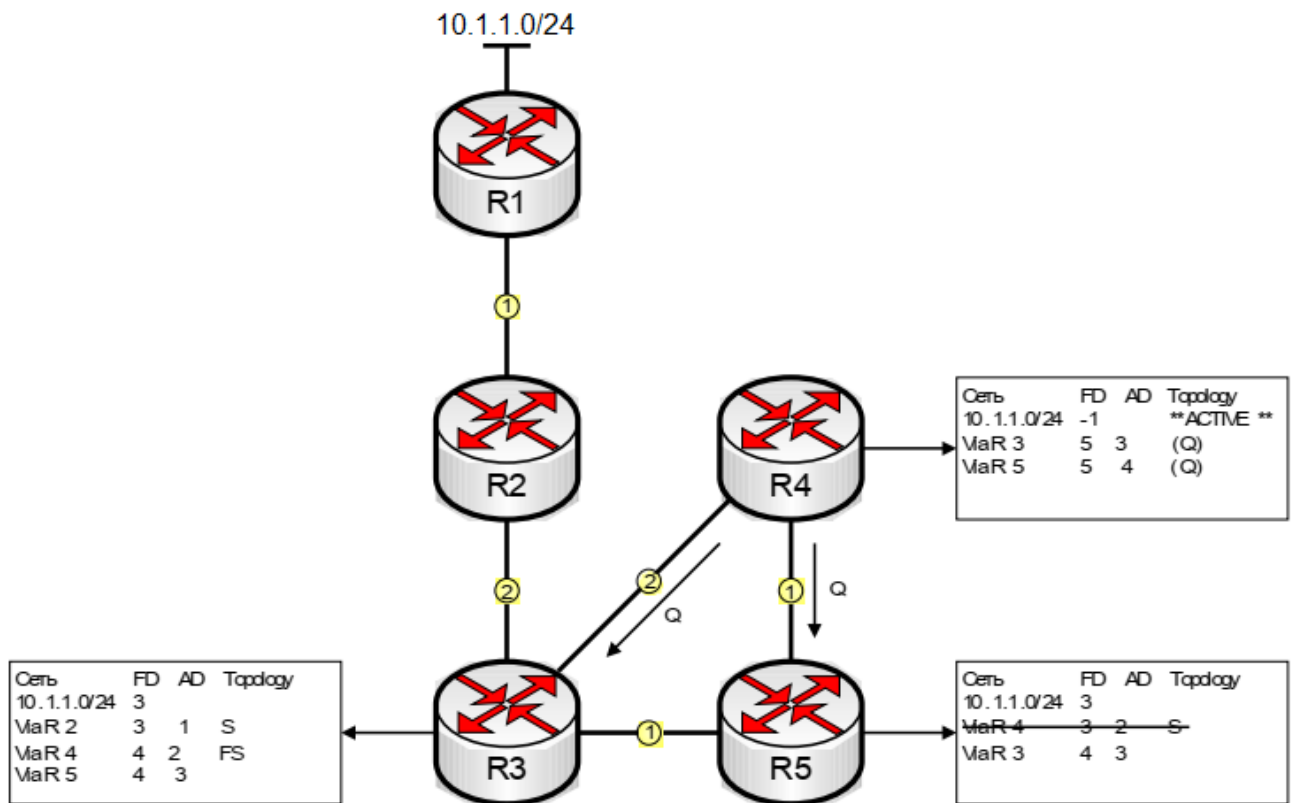


Рисунок 3.8 – Пошук маршрутизатором R4 нового наступника шляхом розсилання запитів сусіднім маршрутизаторам

Проте у маршрутизатора R3 в таблиці є маршрут до цієї мережі через маршрутизатор R2, причому R2 призначений наступником. Отже, маршрутизатор R3 може відповісти R4 на запит про маршрут до мережі 10.1.1.0/24. Маршрутизатор R4 приймає відповідь від R3 про наявність маршруту і знімає маркер запиту з рядка в таблиці топології, однак, мережа 10.1.1.0/24 все ще перебуває в активному стані, тому що від маршрутизатора R5 ще не надійшла відповідь на запит (рис. 3.9) [11].

Маршрутизатор R5 розраховує нову FD маршруту до мережі 10.1.1.1.0/24, визначає і заносить нового наступника (це маршрутизатор R3) у таблицю топології та переводить маршрут з активного стану в пасивний, але водночас R4 досі очікує на відповідь від маршрутизатора R5 (рис. 3.10) [11].

Далі R5 відповідає на запит про маршрут до мережі 10.1.1.1.0/24 маршрутизатору R4, який завдяки алгоритму DUAL отримує відповідь і видаляє прапор запиту з маршруту до мережі 10.1.1.0/24 через R5 [11].

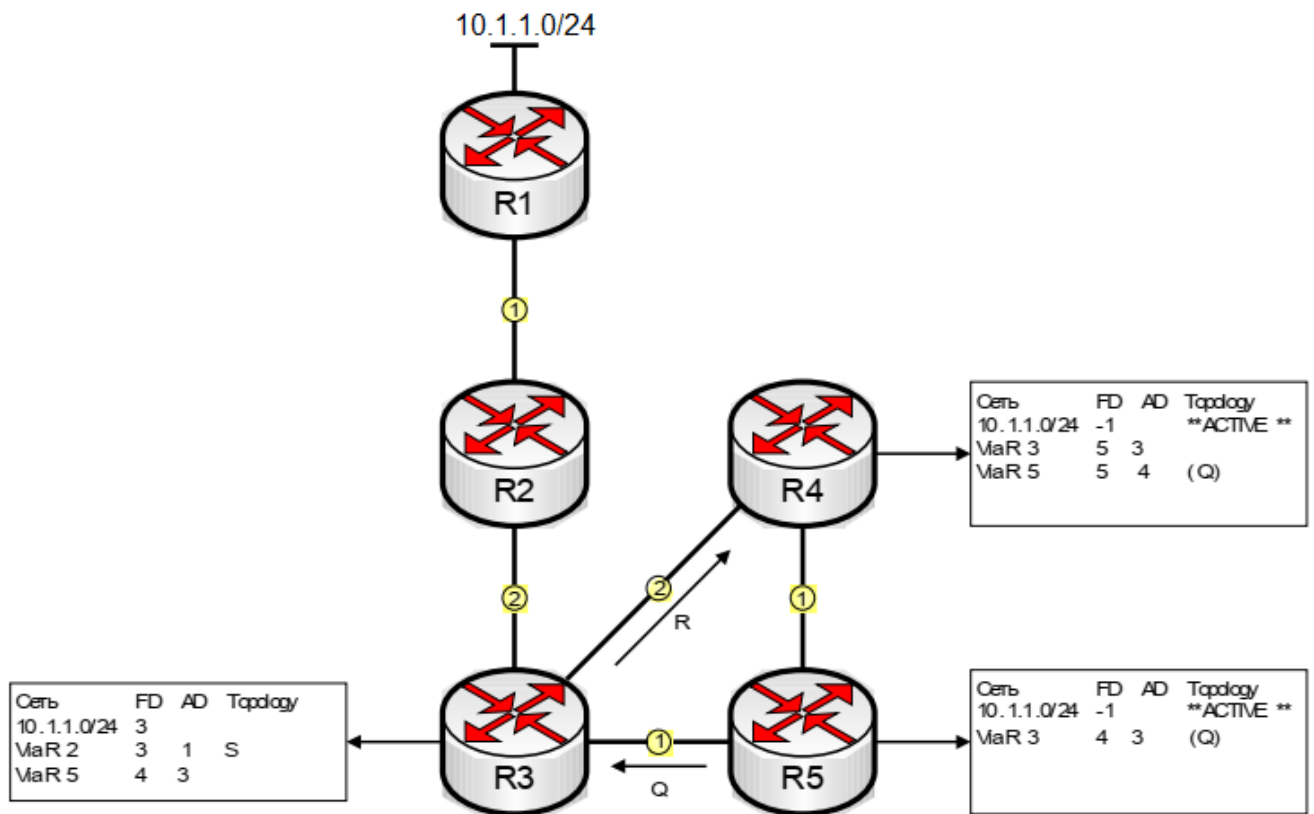


Рисунок 3.9 – R3 відповідає R4 на запит про маршрут до мережі 10.1.1.0/24

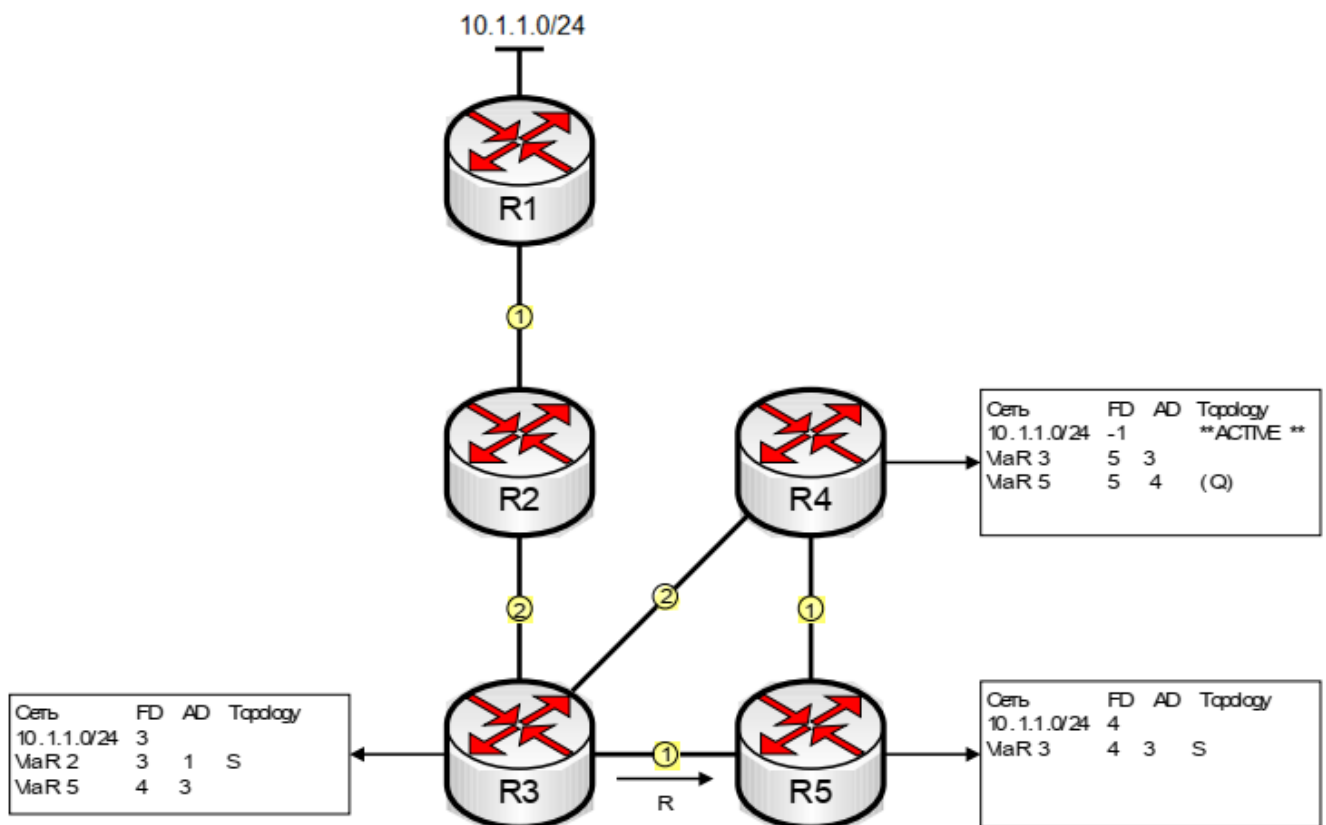


Рисунок 3.10 – R3 відповідає R5 на запит про маршрут до мережі 10.1.1.0/24

Маршрутизатор R4 розраховує нові відстані FD до мережі 10.1.1.0/24 через маршрутизатори R3 і R5. Маршрути через R3 і R5 мають однакові FD, тому обидва маркуються як наступники. Маршрут до мережі 10.1.1.0/24 переводиться з активного стану в пасивний. Маршрутизатор R4 заносить нових наступників у таблицю маршрутизації (рис. 3.11) [11].

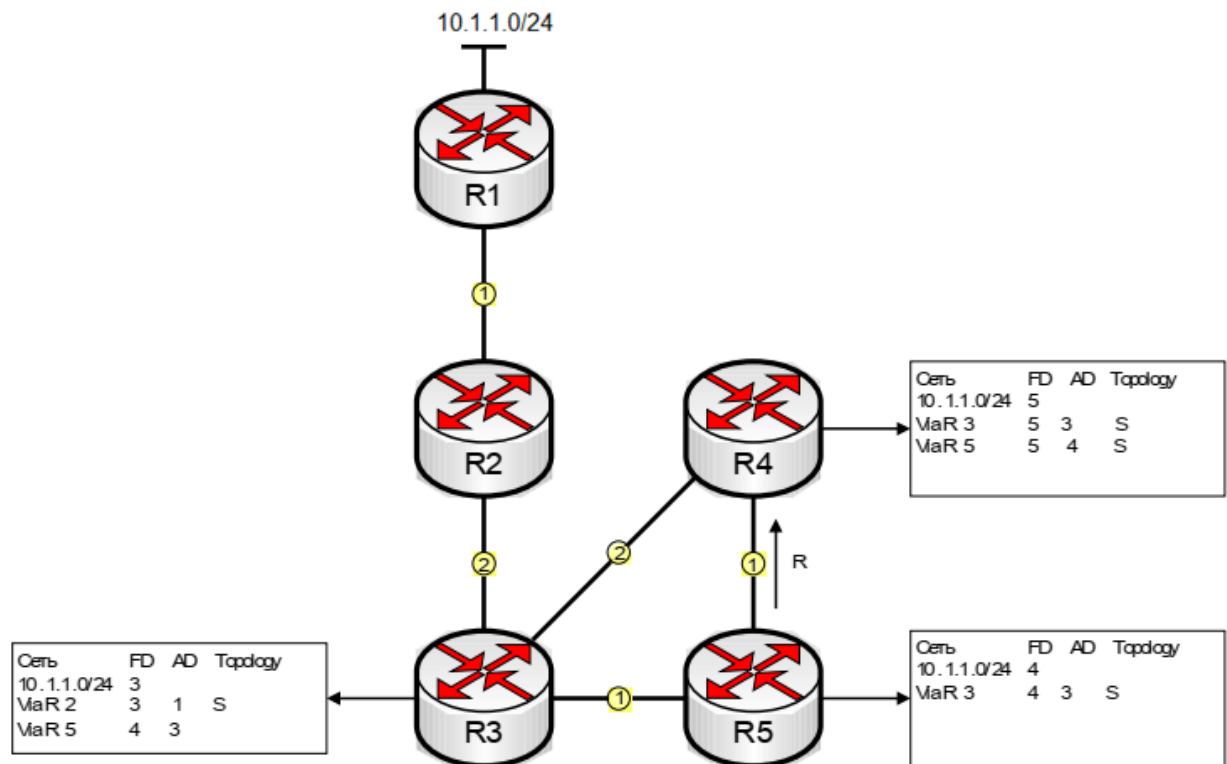


Рисунок 3.11 – Завершення роботи алгоритму DUAL

Після всіх вищенаведених дій отримуємо мережу, що буде вважатися зведеною та стабільною (рис. 3.11). В ній маршрутизатор R4 в своїй таблиці маршрутизації має два маршрути до мережі призначення 10.1.1.0/24. За цими маршрутами автоматично буде здійснений механізм балансування навантаження, загальні принципи якого були розглянуті у попередньому розділі [11].

3.3 Принцип функціонування алгоритму маршрутизації за станом каналу у мультисервісній мережі

У другому розділі кваліфікаційної роботи було показано, що алгоритм динамічної маршрутизації за станом каналу, також відомий як алгоритм

найкоротшого шляху (SPF) Дейкстри реалізується у протоколі OSPF. У свої концептуальній суті цей алгоритм, як і ДВА, також працює з графами, що складаються з вершин які з'єднані ребрами. Кожне ребро з'єднує рівно дві вершини в одному напрямку та має вартість, що пов'язана з ним. Навпаки кожна вершина може бути пов'язана з будь-яким числом ребер (рис. 3.12) [11].

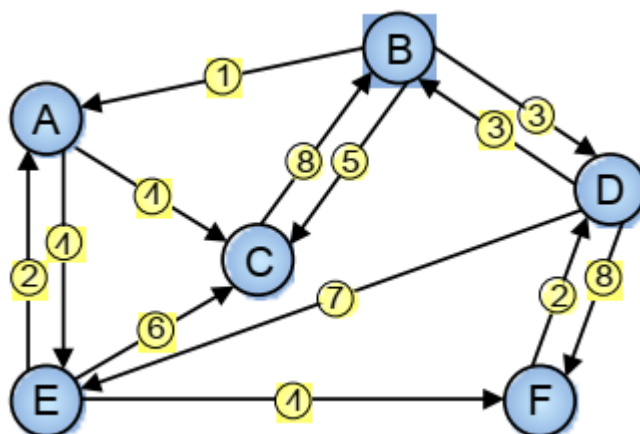


Рисунок 3.12 – Реалізація алгоритму Дейкстри у вигляді графу

У випадку формування мережної топології в процесі маршрутизації потоків трафіку вершини можна розглядати як вузли, а ребра - як переміщення між цими вузлами. Переміщення потоку здійснюється лише в одному напрямку і за визначену вартість – у напрямку ребра і за його вартісне значення. Тобто, наприклад, якщо ребро з'єднує вершину «А» з вершиною «В», то це фактично означає, що є можливість переміститися з вершини «А» у «В» за вартість цього ребра, але воно не надає можливості зворотного переміщення із вершини «В» у «А», тому що таке переміщення потребує наявності іншого ребра, якраз із вершини «В» у вершину «А» [11].

У прикладі на рис. 3.12 граф має шість вершин, які позначені літерами від А до F. Ребра показані у вигляді ліній зі стрілками, що з'єднують вершини, а вартість ребер вказана числами, що зображені поверх ребер. Кажуть, що будь-яка вершина «х» є суміжною з будь-якою вершиною «у», якщо є ребро, що веде від цієї вершини «х» до вершини «у». Тобто, на рис. 3.12 вершина «В» є суміжною з «А». Але тут треба мати на увазі, що зворотне твердження може бути невірним. Наприклад, «А» не є суміжною з вершиною «В», оскільки немає ребра, яке веде з вершини «А» до «В» [11].

Чим більше вершин у графа, тим більше шляхів може мати місце між двома вершинами. Серед цих шляхів найкращий шлях визначається як такий, сукупна вартість якого розраховується як мінімальна сума вартостей ребер, що складають цей шлях. Наприклад на рис. 3.12, найкоротший шлях від вершини «D» до «A» лежить через вершину «B», його вартість дорівнює "4". Зворотний шлях, від «A» до вершини «D», має більшу довжину - він лежить через вершини «C» і «B» і має вартість 15 [11].

Зазначимо, що в наведеному прикладі задача знаходження найкоротшого шляху не є складною, але, якщо граф стає більшим, то відповідно кількість обчислень збільшуватиметься за експоненціальним законом, тобто буде потрібно надто багато часу на перебір усіх можливих шляхів і розрахунок їх вартості, що є відносним недоліком алгоритму.

Звідси можна зробити висновок, що на відміну від протоколів ДВМ (наприклад, RIP), у яких маршрутна інформація подається у формі векторів до мереж або вузлів-одержувачів, протоколи маршрутизації за станом каналу точно знають мережну топологію, з урахуванням якої, вони формують таблицю маршрутизації. Щоб краще розумітися щодо відмінностей між ДВА Беллмана-Форда, алгоритмом DUAL, що були раніше досліджені, і алгоритмами маршрутизації за станом каналу, проаналізуємо їх з погляду подання мережної топології.

Зокрема на рис. 3.13 показана мережна топологія, у якій центральним є маршрутизатор R1. Він здійснює маршрутизацію потоків трафіка відповідно до ДВА Беллмана-Форда. Маршрутизатор має інформацію тільки про ВО, які по відношенню до нього є сусідніми, тобто безпосередньо з'єднані з ним каналами зв'язку [11].

На рис. 3.14 наведена таж сама мережна топологія з центральним маршрутизатором R1, але на цей раз маршрутизатор використовує протокол маршрутизації на основі алгоритму DUAL. Можна бачити, що тут R1 має інформацію про своїх безпосередніх сусідів, зокрема про те, наскільки далеко і в якому напрямку вони розміщені, а також відстані від сусідів до всіх відомих ВО. Зокрема, крім найкоротшого шляху до ВО4, що проходить через маршрутизатор R2, центральний маршрутизатор R1 зміг також знайти альтернативний маршрут, що лежить через маршрутизатор R4. Метрика найкоротшого маршруту дорівнює «22» (10 + 12), тоді як метрика альтернативного становить «26» (10 + 16).

Незважаючи на вищу метрику, маршрутизатор R1 все ж розцінює маршрут через маршрутизатор R4 в якості альтернативного, тому що метрика власного маршруту маршрутизатора R4 до СП4 дорівнює всього 16, тобто має менше значення, ніж метрика найкоротшого маршруту маршрутизатора R1. Отже, маршрутизатор R4 є ближчим до ВО, ніж R1, а отже, R1 може негайно переключитися на маршрут через R4, в разі якщо параметри маршруту через маршрутизатор R2 стануть гіршими, або якщо він буде недоступним за якихось причин [11].

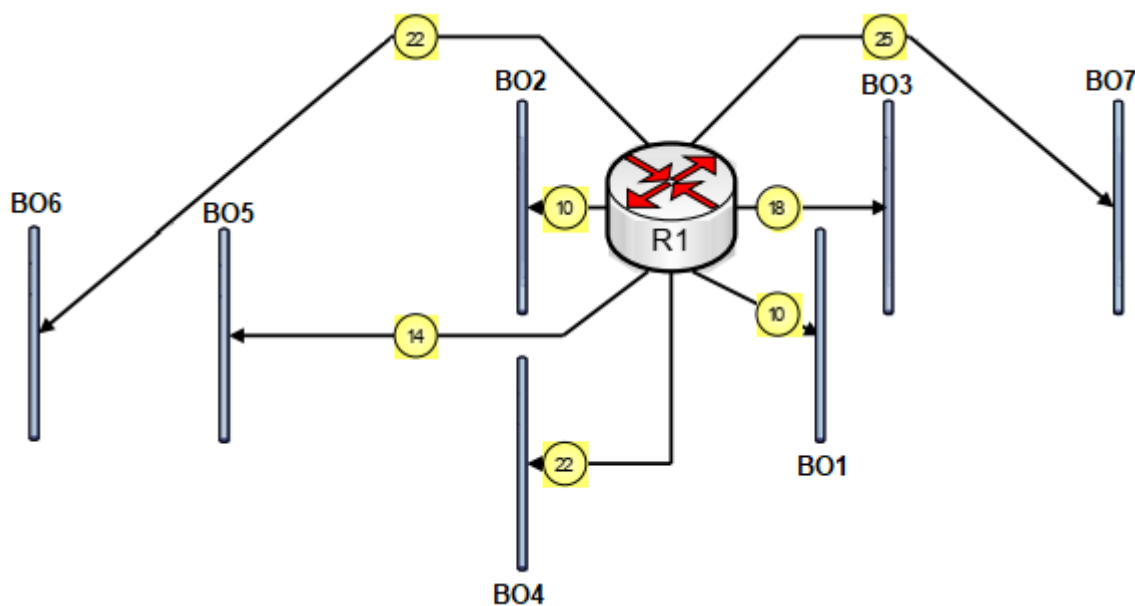


Рисунок 3.13 – Подання мережної топології у відповідності до ДВА Беллмана-Форда

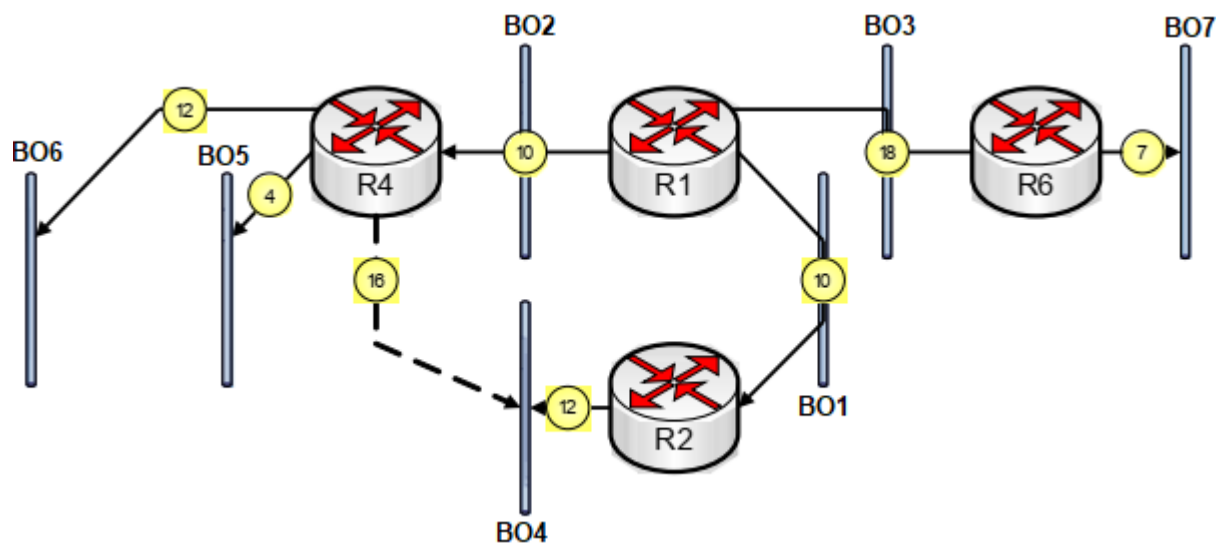


Рисунок 3.14 – Подання мережної топології у відповідності до алгоритму DUAL

На рис. 3.15 наведена мережна топологія, у якій той же центральний маршрутизатор R1 використовує протокол маршрутизації за станом каналу. У цій мережній топології він володіє повною інформацією про неї. Отже, маршрутизатор R1 володіє інформацією не тільки про альтернативний маршрут до BO4 через маршрутизатор R4, але також і про альтернативні маршрути до BO6 і BO5 через маршрутизатор R2 [11].

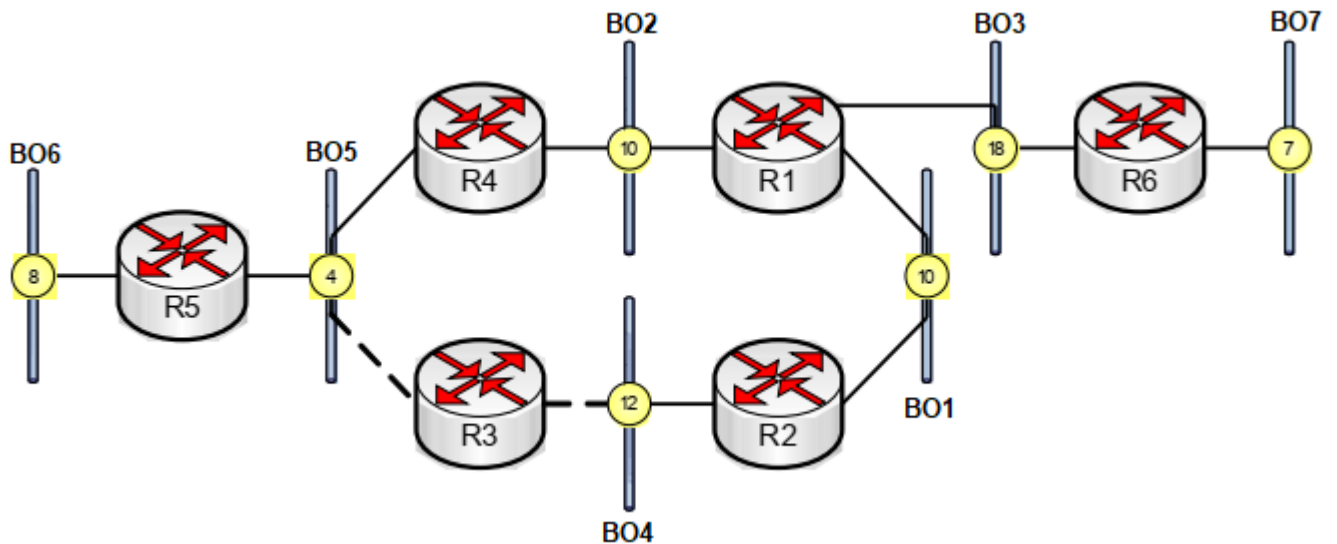


Рисунок 3.15 – Подання мережної топології у відповідності до алгоритму маршрутизації за станом каналу

На завершення аналізу слід зазначити, що протокол OSPF спроможний підтримувати дуже великі мережі передачі даних, які можуть налічувати тисячі маршрутизаторів. При цьому, треба звернути увагу, що навіть у таких великих мережах протокол OSPF на основі алгоритму за станом каналу дозволяє швидко обробляти зміни маршрутів, а час його збіжності за протоколом не перевищує декількох часток хвилини [11].

ВИСНОВКИ

В магістерській кваліфікаційній роботі проаналізовані принципи маршрутизації потоків в мультисервісних IP-мережах. У процесі досліджень увага приділялась як загальному аналізу основних типів і механізмів маршрутизації, так і засобам реалізації динамічної маршрутизації потоків в таких мережах. Зокрема були визначені і описані протоколи динамічної маршрутизації, такі як RIP, OSPF, EIGRP і BGP, розглянуті їх особливості і механізми застосування у процесах маршрутизації потоків IP-мереж, а також досліджені алгоритми, що застосовуються цими протоколами маршрутизації, та принципи їх роботи.

Так у першому розділі кваліфікаційної роботи введено і описано поняття мультисервісної мережі, надані особливості і розглянуте її подання у вигляді тривірневої моделі у відповідності до практичних принципів реалізації NGN. Також у цьому розділі були визначені загальні особливості, поняття і принципи маршрутизації, зокрема розглянутий приклад формування таблиці маршрутизації і описані її елементи. Зазначено, що у процесі формування таблиці маршрутизації маршрутизатор у загальному випадку реалізує три основні методи маршрутизації, як: пряме з'єднання, статична і динамічна маршрутизації, маршрутизація за замовчуванням.

Найпростішим і найефективнішим методом є механізм встановлення прямого з'єднання, тому що маршрутизатор завжди «знає» мережу, яка безпосередньо до нього підключена. Але цей механізм не надає гнучкості і масштабованості обміну трафіком в мережі і розрахований на мережі з невеликою кількістю вузлів.

Якщо є потреба у здійсненні повного контролю маршрутів, що використовуються конкретними маршрутизаторами, у резервуванні маршрутів, небажано використовувати службовий трафік, та у мережі працюють різні за типом і віком моделі маршрутизаторів, то адміністратор має застосовувати статичну маршрутизацію. Її перевагою є те, що вона не використовує протоколи, а недоліком є те, що конфігурація маршруту в таблиці маршрутизації маршрутизатора здійснюється в ручну, а це може призвести до проблем у разі зміни топології мережі або у разі розширення мережі, тому що збільшуватися буде і кількість статичних маршрутів у таблицях маршрутизації, що згодом буде

суттєво уповільнювати його роботу, знизить масштабованість і ефективність функціонування самої мережі [11].

При використанні динамічної маршрутизації маршрутизатори можуть відстежувати топологію мережі, скоригувати маршрути, автоматично отримувати відомості про нові мережі і знаходити альтернативні шляхи в разі несправності каналу до вузла або мережі-одержувача. Крім того, маршрутизатори на основі обміну маршрутною інформацією автоматично оновлюють свої таблиці маршрутизації [10, 11].

З урахуванням вищевикладеного у кваліфікаційній роботі зазначено, що у сучасних мультисервісних IP-мережах найбільше розповсюдженою є динамічна маршрутизація, тому у другому розділі зроблено аналіз методів, механізмів і протоколів динамічної маршрутизації та основних принципів їх роботи. Зазначено, що протоколам маршрутизації відводиться важлива роль у забезпеченні заданих значень показників QoS у сучасних IP-мережах, тому що вони відповідають за вибір оптимального маршруту передачі пакетів, уздовж якого може бути доступний необхідний мережний ресурс. Наявність такого маршруту дозволяє здійснювати перерозподіл мережних ресурсів за допомогою механізмів управління трафіком [3, 20].

Показано, що за типом міжмережної взаємодії протоколи динамічної маршрутизації розділяються на протоколи внутрішньої маршрутизації (такі як OSPF, EIGRP) і протоколи зовнішньої маршрутизації (протокол BGP). У свою чергу протоколи IGP розділяються за трьома методами маршрутизації [11]:

- дистанційно векторні протоколи (RIP, IGRP), які визначають напрямок або вектор і відстань (наприклад, кількість переходів) до необхідного вузла іншої мережі, шляхом розсилки вектору. При отриманні вектору від сусіда маршрутизатор збільшує відстань, а також додає інформацію про відомі йому мережі і розсилає нове значення вектору по мережі. Недолік цього методу полягає в тому, що у великих мережах широкомовна розсилка негативно впливатиме на роботу мережі;

- протоколи на основі стану каналу (OSPF), в основі функціонування яких лежить алгоритм найкоротшого шляху (SPF), завдяки якому на кожному маршрутизаторі відтворюється мережна топологія на основі інформації про стан каналу, якими вони обмінюються між собою. Далі SPF видаляє зайві шляхи і створює дерево найкоротших шляхів;

- збалансований гібридний протокол (EIGRP), в якому поєднуються особливості алгоритмів маршрутизацій, що реалізовані у протоколах RIP і OSPF.

Проведений аналіз у другому розділі показав, що у сучасних ММЗ протокол RIP не є найкращим рішенням для здійснення процесу маршрутизації, тому що його можливості поступають більш сучасним протоколам, таким як EIGRP і OSPF. Зокрема обмеження на 15 переходів (хопів) не дає змоги застосовувати його у великих мережах. Перевагою цього протоколу є простота конфігурування. Тому він цілком допустимий, якщо мережа не дуже є великою [17].

У разі використання протоколу OSPF основними є дві проблеми: перевантаження процесора службовою інформацією та підвищення вимог до апаратних ресурсів, зокрема до оперативної пам'яті. Зокрема, маршрутизатори, на яких працюють протоколи OSPF, потребують більшого обсягу пам'яті та виконують більший обсяг обробки даних, ніж у разі використання дистанційно-векторних протоколів [11, 19].

Гібридні протоколи для визначення найкращих маршрутів використовують вектори відстаней з точнішими метриками. Однак вони відрізняються від дистанційно-векторних протоколів тим, що оновлення баз даних маршрутизації відбувається не періодично, а тільки у разі зміни мережної топології. Так само як і протокол OSPF, протокол EIGRP характеризується високою збіжністю. Однак відміна між ними полягає в тім, що EIGRP використовує значно менші обсяги оперативної пам'яті та інших обчислювальних ресурсів маршрутизаторів [18, 21].

Практично принципів функціонування алгоритмів динамічної маршрутизації потоків у мультисервісних IP-мережах, на основі яких створені вищезазначені протоколи, були досліджені у третьому розділі кваліфікаційної роботи. Зокрема показано, що в основі роботи протоколу RIP лежить дистанційно-векторний алгоритм Беллмана-Форда, головна задача якого полягає у знаходженні найкоротших маршрутів між вершинами графа. У протоколі EIGRP реалізується алгоритм дифузійного оновлення інформації (DUAL), за яким маршрутизатори роблять обмін інформацією про мережну топологію і застосовують автоматичну корекцію маршрутів на основі найкращого доступного маршруту до вузла-призначення. У протоколі OSPF реалізується алгоритм SPF Дейкстри, який також орієнтований на графові моделі опису мереж, де вершини – це мережні вузли (маршрутизатори), що поєднані між собою каналами зв'язку (ребрами). Кожне ребро з'єднує рівно дві вершини в одному напрямку та має

вартість, що пов'язана з ним. Навпаки кожна вершина може бути пов'язана з будь-яким числом ребер [3, 10, 11, 18, 19, 21].

У процесі дослідження проаналізовані загальні принципи функціонування базових алгоритмів та їх робота у процесі маршрутизації потоків у мультисервісній мережі в рамках застосування відповідних протоколів. За результатами досліджень і аналізу витікає, що протокол OSPF і його алгоритм за станом каналу має дві головні переваги над ДВА Беллмана-Форда і протоколами маршрутизації RIP та IGRP. По-перше, кожен маршрутизатор у домені маршрутизації має точну інформацію про топологію мультисервісної мережі, тобто в таблицю маршрутизації гарантовано внесуть точні і оптимальні маршрути до вузлів-одержувачів. По-друге, центральний маршрутизатор має точну інформацію про мережну топологію ММЗ у домені маршрутизації, тому він може самостійно, не застосовуючи механізм розсилки запитів сусіднім маршрутизаторам щодо можливих альтернативних маршрутів, вносити зміни в таблицю маршрутизації, після того, як він виявив недоступність того чи іншого маршруту. Звідси видно, що час збіжності протоколів маршрутизації за станом каналу буде значно меншим, ніж у протоколів на основі ДВА Беллмана-Форда. Однак збіжність у мережі за протоколом OSPF і за протоколом EIGRP, як впливає з досліджень, практично однакова [11].

З іншого боку, алгоритм роботи за протоколом OSPF, як правило, є більш складним для реалізації, ніж ДВА Беллмана-Форда та алгоритм DUAL. Визначення маршрутів, ґрунтуючись на інформації про топологію, вимагає більше зусиль щодо обробки, ніж для проведення пошуку і визначення маршруту за ДВА. Крім того, щоб забезпечити ідентичність топологічних даних на всіх маршрутизаторах за протоколом OSPF, потрібен значно інтенсивніший обмін даними між маршрутизаторами [11].

ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ

1. Бакланов И.Г. NGN: принципы построения и организации / И. Г. Бакланов – М.: Эко-Трендз, 2008. – 400 с.
2. Семенов, Ю.А. Протоколы Интернет / Ю.А. Семенов. – М.: Горячая линия – Телеком, 2001. – 1100 с.
3. Хелеби С., Мак-Ферсон Д. Принципы маршрутизации в Internet. 2-е изд., Москва-Санкт-Петербург-Киев: Издательский дом «Вильяме», 2001. – 448 с.
4. Medhi D. Network routing: algorithms, protocols, and architectures / Deepankar Medhi, Karthikeyan Ramasamy. – Morgan Kaufmann Publishers, 2007. – 788 p.
5. Клименко И.А. Адаптивная многоканальная маршрутизация в мобильной сети MPLS / И.А. Клименко, В.В. Ткаченко, Н.А. Аленина // Проблеми інформатизації та управління. – 2007. – №4 (22). – С. 62 - 68.
6. Hariyawan M.Y. Comparison Analysis of Recovery Mechanism at MPLS Network / M.Y. Hariyawan // International Journal of Electrical and Computer Engineering (IJECE). – 2011. – 1(2). – P. 151 - 160.
7. Лузгачев М. В. Задача маршрутизации трафика на графе сети MPLS с одноадресными соединениями [Электронный ресурс] / М. В. Лузгачев, К. Е. Самуйлов // Вестник РУДН. Серия Математика. Информатика. Физика. – 2009. – №1. – С. 23 - 33. – Режим доступа: <https://cyberleninka.ru/article/n/zadacha-marshrutizatsii-trafika-na-grafe-seti-mpls-s-odnoadresnymi-soedineniyami/viewer>.
8. Битнер В.И. Сети следующего поколения [Электронный ресурс] / В.И. Битнер. – М.: МТУСИ, 2008. – Режим доступа: <https://studfile.net/preview/3515833/>.
9. Богомолова Л. Г. Цифровые системы коммутации: учеб пособ. Раздел 1.2 Трехуровневая модель NGN [Электронный ресурс] / Алматинский колледж связи при казахско-американском университете. – Алматы, 2010. – Режим доступа: <https://studfile.net/preview/9488670/page:48/>.
10. Ловшук А. П. Исследование способов обеспечения отказоустойчивой маршрутизации в сетях пакетной коммутации [Электронный ресурс] // А. П. Ловшук, Е. А. Шеленок // Электронное научное издание «Ученые заметки ТОГУ». – 2016. – Том 7, № 2. – С. 223 - 230. – Режим доступа: https://pnu.edu.ru/media/ejournal/articles-2016/TGU_7_87.pdf.
11. Дибров М.В. Маршрутизаторы: учеб. пособ. [Электронный ресурс] / М.В. Дибров. – Красноярск: СибГУ им. М.Ф. Решетнева, 2008. – Режим доступа: <https://studfile.net/preview/5759717/>

12. Ефименко Владимир Маршрутизация и коммутации в сетях: учеб. Internet-курс [Электронный ресурс] / Владимир Ефименко // НОУ «ИНТУИТ» . – 2017. – Режим доступа до ресурсу: https://intuit.ru/studies/professional_skill_improvements/20700/info.

13. Основы компьютерных сетей. Тема №9. Маршрутизация: статическая и динамическая на примере RIP, OSPF и EIGRP [Электронный ресурс] / Хабр. – 2019. – Режим доступа: <https://habr.com/ru/articles/335090/>.

14. Describe Administrative Distance [Электронный ресурс] / Cisco Systems, Document ID:15986. – 2024. – Режим доступа: <https://www.cisco.com/c/en/us/support/docs/ip/border-gateway-protocol-bgp/15986-admin-distance.html>.

15. Герасименко К. В. Сравнение маршрутизируемых протоколов и протоколов маршрутизации [Электронный ресурс] / К. В. Герасименко // Cisco, мережна академія. Education.ua – освіта в Україні. – 2015. – Режим доступа: <https://www.education.ua/blog/17356/#:~:text=,%20Маршрутизируемым%20является%20любой%20протокол%20или,следующему%20узлу%20и%20конечному%20получателю>

16. Шагин Андрей Наглядное объяснение алгоритма Беллмана-Форда [Электронный ресурс] / Андрей Шагин // NOP::Nuances of Programming. – 2020. – Режим доступа: <https://medium.com/nuances-of-programming/%D0%BD%D0%B0%D0%B3%D0%BB%D1%8F%D0%B4%D0%BD%D0%BE%D0%B5-%D0%BE%D0%B1%D1%8A%D1%8F%D1%81%D0%BD%D0%B5%D0%BD%D0%B8%D0%B5-%D0%B0%D0%BB%D0%B3%D0%BE%D1%80%D0%B8%D1%82%D0%BC%D0%B0-%D0%B1%D0%B5%D0%BB%D0%BB%D0%BC%D0%B0%D0%BD%D0%B0-%D1%84%D0%BE%D1%80%D0%B4%D0%B0-775a32db3c77>

17. Протоколы динамической маршрутизации rip, (e)igrp, ospf, bgp. [Электронный ресурс]. – Доступ здійснено 15.01.2025. – Режим доступа: <https://studfile.net/preview/9907372/page:4/>.

18. Герасименко К.В. Протокол IGRP. Протокол EIGRP [Электронный ресурс] / К.В. Герасименко // Cisco, мережна академія. Education.ua – освіта в Україні. – 2014. – Режим доступа: <https://www.education.ua/blog/16047/>.

19. Open Shortest Path First [Электронный ресурс] // IBM Corporation. – 2024. – Режим доступа: <https://www.ibm.com/docs/ru/i/7.5?topic=routing-open-shortest-path-first/>.

20. Наливайко В.М. Забезпечення ефективної маршрутизації потоків трафіку в мультисервісних мережах IP/MPLS / В.М. Наливайко, Ю.М. Колтун //

матеріали 12-ої міжнародної науково-технічної конференції «Проблеми інформатизації». Том 1. – Баку – Харків – Бельсько-Бяла. – 21 - 22 листопада, 2024 р. – С. 69. DOI: <https://doi.org/10.32620/PI.24.t1>.

21. EIGRP [Електронний ресурс] // VPN Unlimited. KeepSolid Inc. – Доступ здійснено 11.11.2024. – Режим доступу:

<https://www.vpnunlimited.com/help/cybersecurity/eigrp?srsltid=AfmBOooWWv1FXHGvyrJBInnEkw9Ri-36hHvyXainZKqI7jf-DfYuFdny>

22. Border Gateway Protocol [Електронний ресурс] // CQR Company. – 2023. – Режим доступу: <https://cqr.company/wiki/protocols/border-gateway-protocol/>.

23. Как работает средство балансировки нагрузки? [Електронний ресурс] / Cisco Systems, Document. – 2010. – Режим доступу: <http://www.cisco.com/support/RU/customer/content/9/92036/46.shtml>.

24. Fitigau I. "Network performance evaluation for RIP, OSPF and EIGRP routing protocols," / I. Fitigau, G.Todorean // International Conference on Electronics, Computers and Artificial Intelligence (ECAI). – 2013. – vol. 1, №1. – PP. 1 - 4.