

Міністерство освіти і науки України
Харківський національний університет радіоелектроніки

Факультет комп'ютерної інженерії та управління
(повна назва)

Кафедра електронних обчислювальних машин
(повна назва)

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА
Пояснювальна записка

Рівень вищої освіти другий (магістерський)

Метод пошуку раціонального маршруту пакета на
комутаційних вузлах мультисервісної мережі

(тема)

Виконав:

студент II курсу, групи СПМ-22-2
Підопригора О.О.
(прізвище, ініціали)

Спеціальність 123 «Комп'ютерна інженерія»
(код і повна назва спеціальності)

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

Освітня програма Системне програмування
(повна назва освітньої програми)

Керівник: проф. Кучук Н.Г.
(посада, прізвище, ініціали)

Допускається до захисту

Зав. кафедри ЕОМ

(підпис)

Коваленко А.А.

(прізвище, ініціали)

2024 р.

Харківський національний університет радіоелектроніки

Факультет _____ комп'ютерної інженерії та управління _____

Кафедра _____ електронних обчислювальних машин _____

Рівень вищої освіти _____ другий (магістерський) _____

Спеціальність _____ 123 «Комп'ютерна інженерія» _____
(код і повна назва)

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

Освітня програма _____ Системне програмування _____
(повна назва)

ЗАТВЕРДЖУЮ:

Зав. кафедри _____
(підпис)

“ _____ ” _____ 20__ р.

ЗАВДАННЯ

НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ

студенту _____ Підпригорі Олександр Олександровичу _____
(прізвище, ім'я, по батькові)

1. Тема роботи Метод пошуку раціонального маршруту пакета на комутаційних вузлах мультисервісної мережі

затверджена наказом по університету від “ 06 ” листопада 2023 р. № 1299 Ст

2. Термін подання студентом роботи до екзаменаційної комісії _____ 15 січня 2024 р.

3. Вхідні дані до роботи 1) Мова програмування – MATLAB; 2) середовище розробки – Matlab 2014a; 3) Операційна система – Windows 10 або 11; 4) візуалізація виконана за допомогою бібліотеки MATLAB GUIDE

4. Перелік питань, що потрібно опрацювати у роботі _____

1) Аналіз методів маршрутизації в мультисервісних мережах.

2) Методи формування таблиць маршрутизації.

3) Розробка методу пошуку раціонального маршруту пакета в мультисервісній мережі.

4) Тестування розробленого методу.

5) Висновки

5. Перелік графічного матеріалу із зазначенням креслеників, схем, плакатів, комп'ютерних ілюстрацій (слайдів) 18

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

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

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№	Назва етапів роботи	Термін виконання етапів роботи	Примітка
1	Аналіз предметної області	07.11.23-13.11.23	
2	Вибір та обґрунтування методики дослідження	14.11.23-20.11.23	
3	Вибір інструментальних засобів	21.11.23-23.11.23	
4	Розробка та дослідження методу	24.11.23-06.12.23	
5	Проведення експериментів	07.12.23-23.12.23	
6	Оформлення матеріалів кваліфікаційної роботи	26.12.23-02.01.24	
7	Подання кваліфікаційної роботи керівникові та її попередній захист	03.01.24-06.01.24	
8	Подання кваліфікаційної роботи на рецензування	09.01.24-12.01.24	

Дата видачі завдання 06 листопада 2024 р.

Студент _____
(підпис)

Керівник роботи _____
(підпис)

проф. Кучук Н.Г.
(посада, прізвище, ініціали)

РЕФЕРАТ

Пояснювальна записка кваліфікаційної роботи: 60 с., 16 рис., 2 табл., 2 дод., 14 джерел.

МЕТОД ПОШУКУ, РАЦІОНАЛЬНИЙ МАРШРУТ, ПАКЕТ КОМУТАЦІЙНИХ ВУЗЛАХ, MATLAB.

Метою роботи є розробка алгоритмів і програм методів оптимізації для розв'язання багатовимірних і багатоекстремальних функцій на мові програмування MATLAB.

У ході виконання кваліфікаційної роботи було розроблено програмний продукт, який підтверджує дослідження різних методів пошуку раціонального маршруту пакета на комутаційних вузлах мультисервісних мереж.

ABSTRACT

Master's thesis: 60 pages, 16 figures, 2 tables, 2 appendices, 14 sources.

METHOD OF SEARCHING, THE RATIONAL ROUTE, A PACKET, SWITCHING NODES, MATLAB.

The purpose of this master's thesis is to develop algorithms and programs of optimization methods for solving multidimensional and multiextremal functions in the MATLAB programming language.

In the work was developed a software product that confirms the research of various methods of finding a rational route of a packet on switching nodes of multi-service networks.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ, СИМВОЛІВ, ОДИНИЦЬ, СКОРОЧЕНЬ І ТЕРМІНІВ	7
ВСТУП	8
1 АНАЛІЗ МЕТОДІВ МАРШРУТИЗАЦІЇ В МУЛЬТИСЕРВІСНИХ МЕРЕЖАХ.....	10
1.1 Методи вектору відстаней та стану каналів.....	10
1.2 Багатоекстремальний пошук при заповненні таблиць маршрутизації.....	16
1.3 Службовв інформація про структурний та функціональний стан мультисервісної мережі.....	17
1.4 Методи передачі службової інформації.....	
2 МЕТОДИ ФОРМУВАННЯ ТАБЛИЦЬ МАРШРУТИЗАЦІЇ.....	23
2.1 Характеристики завантаження комутаційних вузлів мультисервісної мережі.....	23
2.2 Ймовірнісні характеристики передачі пакета даних	26
2.3 Час збіжності комутаційних пристроїв.....	34
2.4 Розрахунок оперативності обміну інформацією.....	23
2.5 Методи розрахунку найшвидшого маршруту пакета у мультисервісній мережі.....	26
3 ДОСЛІДЖЕННЯ МЕТОДІВ ПОШУКУ РАЦІОНАЛЬНОГО МАРШРУТУ ПАКЕТА В МУЛЬТИСЕРВІСНІЙ МЕРЕЖІ.....	30
3.1 Оцінка середньої затримки пакета даних	30
3.2 Вплив потоку службової інформації.....	35
3.3 Оцінка параметрів, що впливають на процес затримки пакета	37
ВИСНОВКИ.....	46
ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ	47
ДОДАТОК А ГРАФІЧНИЙ МАТЕРІАЛ КВАЛІФІКАЦІЙНОЇ РОБОТИ	49
ДОДАТОК Б ЛІСТИНГ ПРОГРАМИ.....	58

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ, СИМВОЛІВ, ОДИНИЦЬ, СКОРОЧЕНЬ
І ТЕРМІНІВ

PSO – Particle Swarm Optimization

БД – база даних

САПР – система автоматизованого проектування

ВНЗ – вищий навчальний заклад

МСМ – мультисервісна мережа

ПП – програмний продукт

ПДВ – податок на додану вартість

ЕОМ – електронно обчислювальний пристрій

ПЕОМ – персональний електронно обчислювальний пристрій

ІВМ – International Business Machines

ІОЦ – інформаційно-обчислювальний центр

ВСТУП

Бурхливий розвиток інформаційних технологій є невід'ємною тенденцією технічного прогресу в останні десятиріччя. Вдосконалення технічної складової інформаційних технологій на початку XXI сторіччя характеризується такими поняттями, як інтеграція, універсалізація, інтелектуалізація – у складовій технічного обладнання і в мережному плані; персоналізація і глобалізація – у складовій послуг. Прогрес в області технічних складових інформаційних технологій заснований на подальшому удосконаленні існуючих телекомунікаційних технологій, а також на створенні нових підходів. Сучасний стан мультисервісних мереж можна визначити таким чином як неупинний рух до досконалості.

Розвиток комп'ютерних систем сприяє необхідності створення і надійного функціонування комп'ютерних мереж, які забезпечують ефективну роботу користувача з різномірною інформацією в мультисервісних мережах (МСМ). Однією з головних характеристик МСМ є надання можливості для отримання необхідної інформації, котра задовольняє особисті потреби користувачів. Ефективність функціонування МСМ залежить від багатьох властивостей, серед яких однією з найважливіших є час доступу до інформації.

Час доступу залежить від багатьох факторів, багато з яких визначається алгоритмами маршрутизації в МСМ. Алгоритми маршрутизації пакетів на транспортному рівні базуються на методах швидкого знаходження рішення математичних завдань, пов'язаних зі знаходженням мінімуму функцій, котрі визначають залежність часу проходження від обраного маршруту.

На пристроях забезпечення маршрутизації в мультисервісних мережах зазвичай при розрахунку маршруту пакета використовують методи безумовної оптимізації. Складності виникають при необхідності знаходження мінімуму для багатовимірних і багатоекстремальних функцій.

Об'єкт дослідження – процес пошуку раціонального маршруту пакета у

мультисервісній мережі.

Предмет дослідження – методи пошуку оптимального рішення для багатовимірних і багатоекстремальних функцій.

Методи дослідження – методи оптимізації, теорія алгоритмів.

Метою даної роботи є проведення досліджень методів пошуку раціонального маршруту пакету в мультисервісній мережі на основі методів оптимізації для функцій часу проходження пакету.

Для досягнення мети дослідження були поставлені такі завдання:

- 1) провести аналіз сучасних методів маршрутизації в мультисервісних мережах;
- 2) визначити основні характеристики методів формування таблиць маршрутизації;
- 3) провести порівняння методів розрахунку найшвидшого маршруту пакета у мультисервісній мережі;
- 4) провести дослідження методів пошуку раціонального маршруту пакета в мультисервісній мережі.

Наукова новизна роботи полягає в подальшому розвитку алгоритмів маршрутизації пакетів за рахунок розширення їх функціями пошуку раціонального маршруту пакету в мультисервісній мережі.

Практична цінність роботи полягає в розширенні можливостей алгоритмів маршрутизації пакетів в мультисервісних мережах.

Галузь застосування – методи маршрутизації транспортного рівня мультисервісної мережі.

Всі наведені результати отримані здобувачем особисто.

1 АНАЛІЗ МЕТОДІВ МАРШРУТИЗАЦІЇ В МУЛЬТИСЕРВІСНИХ МЕРЕЖАХ

1.1 Методи вектору відстаней та стану каналів

Методи вектору відстаней – найпростіші та найпоширеніші методи, які реалізуються в наступних протоколах: RIP, RTMP та IGRP [1, 2]. В цих методах маршрутизатор з певною періодичністю витягує адреси одержувачів інформації та метрику зі своєї таблиці маршрутизації і розсилає «сусідам» повідомлення про оновлення. Сусідні маршрутизатори звіряють отримані дані зі своїми власними таблицями маршрутизації та вносять необхідні зміни. Після цього вони розсилають повідомлення про оновлення.

У методі, реалізованому в протоколі RIP (*Routing Information Protocol*), всі підмережі мають номери (спосіб освіти номера залежить від використовуваного в мережі передачі даних протоколу мережного рівня). Вектор відстаней – набір пар чисел, що є номерами підмереж і відстанями до них. Вектори відстаней ітераційно поширюються технічними засобами маршрутизації по мережі. Якщо зв'язок з будь-якою підмережею обривається, то MCM зазначає цей факт тим, що привласнює елементу вектора, відповідно до відстані до цієї підмережі, максимально можливе значення, яке має спеціальний сенс - "зв'язку немає". Таким значенням у методі, реалізованому в протоколі RIP, є число 16.

Методи стану каналів зв'язку значно складніші, ніж методи вектора відстаней. Замість розсилки сусіднім пристроям вмісту своїх таблиць маршрутизації, кожен маршрутизатор здійснює ширококомовну розсилку списку маршрутизаторів, з якими має безпосередній зв'язок, і списку безпосередньо підключених до нього локальних мереж. Дані методи реалізовані у протоколах OSPF, IS-IS, NLSP та EIGRP.

Метод, реалізований у протоколі маршрутизації OSPF (*Open Shortest Path First*), є реалізацією методу стану каналів зв'язку, що базується на алгоритмі пошуку найкоротшого шляху, і має багато особливостей,

орієнтованих на застосування у великих мережах передачі даних. Даний метод включає інформацію про підключені інтерфейси, про використані показники та ін. У міру накопичення службової інформації про стан каналів, пристрої маршрутизації використовують алгоритм Дейкстри для розрахунку найкоротшого маршруту до кожного пристрою комутації.

Отриманий список маршрутів і є маршрутною таблицею, але обчислено він на підставі повної інформації про граф зв'язків мережі, а не часткової службової інформації, як у протоколах вектора відстаней.

Для формування відстаней в таблицях маршрутизації використовуються методи безумовної оптимізації. Складності виникають при необхідності знаходження мінімуму для багатовимірних і багатоекстремальних функцій, тому звернемо увагу на використання цих методів.

1.2 Багатоекстремальний пошук при заповненні таблиць маршрутизації

Для багатоекстремального пошуку при заповненні таблиць маршрутизації використовуються різні методи, такі, як наприклад, метод Вейля, метод випадкового пошуку, метод сферичного пошуку; метод рою часток тощо.

Для прикладу розглянемо, яким чином використовуються метод Вейля та метод сферичного випадкового пошуку.

Метод Вейля зводиться до квазірівномірному перебору точок в гіпербрусі за двосторонньою нерівністю $\mathbf{a} \leq \mathbf{x} \leq \mathbf{b}$, $\mathbf{a}, \mathbf{b}, \mathbf{x} \in R^n$:

$$H = \{\mathbf{x} | a_i \leq x_i \leq b_i, i = \overline{1, n}\}.$$

У кожній точці пошуку обчислюється значення цільової функції $f(\mathbf{x})$ і вибирається точка з найменшим значенням функції, яка і є наближенням до точки глобального мінімуму \mathbf{x}^* .

Для початку роботи метода Вейля необхідно задати n його параметрів $\gamma_i, i = \overline{1, n}$. Ці параметри повинні задовольняти двом умовам:

- належати відкритого інтервалу від 0 до 1, тобто $\gamma_i \in (0; 1), i = \overline{1, n}$;
- γ_i повинні бути лінійно незалежні над полем цілих чисел, тобто не існує таких цілих чисел c_0, c_1, \dots, c_n що не рівних нулю, для яких би виконувалося рівність:

$$c_0 + c_1\gamma_1 + c_2\gamma_2 + \dots + c_n\gamma_n = 0.$$

Щоб задовольнити цю умову, параметри методу Вейля $\gamma_i, i = \overline{1, n}$ можна обчислювати як дробові частини ступенів ірраціональних чисел π^i або $e - \{\pi^i\}$ або $\{e^i\}$, де фігурні дужки означають виділення дробової частини.

Також можна використовувати формулу узагальненого золотого перерізу

$$\gamma_i = 0.5 * (\sqrt{t^2 + 4} - i), \quad i = \overline{1, n}. \quad (1.1)$$

По цій формулі ірраціональних чисел, слід видалити числа, які лінійно залежні над поверхнею цілих чисел, тобто допустимі значення $i = \{1, 2, 3, \overline{5, 10}, 12, 13, \overline{15, 28}, \overline{30, 35}, \overline{37, 45}, \dots\}$. У цьому випадку метод Вейля – називається методом золотого набросу.

Квазірівномірному переборі N точок в гіперкубі K , визначається двосторонньою нерівністю $0 \leq \mathbf{t} \leq 1, \mathbf{t} \in \mathbb{R}^n$, тобто

$$K = \{\mathbf{t} | 0 \leq t_i \leq 1, i = \overline{1, n}\},$$

розраховується за формулами:

$$\mathbf{t}_i^{(1)} = \gamma_i, i = \overline{1, n}; \mathbf{t}_i^{(k+1)} = \{\gamma_i^{(k)} - \gamma_i\}, i = \overline{1, n}, k = \overline{1, N-1}. \quad (1.2)$$

Тут верхній індекс, розташований в круглих лапках, означає номер точки пошуку.

Дві вище вказані умови, приведені для параметрів методу Вейля $\gamma_i, i = \overline{1, n}$, гарантують обов'язкове потрапляння точок пошуку в гіперкуб K і розбіжність цих точок. Точки з гіперкуба K відображаються в гіпербрус H за

формулами:

$$x_i^{(1)} = a_i + t_i^{(1)}(b_i - a_i), \quad i = \overline{1, n}; \quad (1.3)$$

$$x_i^{(k+1)} = a_i + t_i^{(k+1)}(b_i - a_i), \quad i = \overline{1, n}, k = \overline{1, N-1}. \quad (1.4)$$

У всіх точках набросу $\mathbf{x}^{(k)}$ обчислюється значення цільової функції $f_k = f(\mathbf{x}^{(k)})$, $k = \overline{1, N-1}$.

В результаті порівняння поточної точки пошуку з кращою точкою попереднього пошуку вибирається точка з кращим значенням цільової функції.

Рішення завдання глобальної оптимізації визначається, як:

$$f^* = \min_k \{f_k\}.$$

Для спрощення робочих формул методу Вейля введемо операцію векторизації добутку проекцій векторів.

Нехай дано два вектора $\mathbf{a} = (a_1, a_2, \dots, a_n)$ і $\mathbf{b} = (b_1, b_2, \dots, b_n)$.

Операція векторизації обчислень виконує поелементне множення векторів, позначається $\mathbf{a} \otimes \mathbf{b}$ і відповідає поелементному перемножуванню їх проекцій:

$$\mathbf{a} \otimes \mathbf{b} = (a_1 b_1, a_2 b_2, \dots, a_n b_n).$$

Позначимо вектор параметрів методу Вейля $\gamma = (\gamma_1, \gamma_2, \dots, \gamma_n)$. Тепер робочі формули методу Вейля (1.2) - (1.4) візьмуть векторний вигляд:

$$\mathbf{t}^{(1)} = \gamma, \mathbf{x}^{(1)} = \mathbf{a} + \mathbf{t}^{(1)} \otimes (\mathbf{b} - \mathbf{a}); \quad (1.5)$$

$$\mathbf{t}^{(k+1)} = \{\mathbf{t}^{(k)} + \gamma\}, \mathbf{x}^{(k+1)} = \mathbf{a} + \mathbf{t}^{(k+1)} \otimes (\mathbf{b} - \mathbf{a}), k = \overline{1, N-1}. \quad (1.6)$$

Метод сферичного випадкового пошуку зводиться до випадкового перебору N точок в гіперсфері K , визначається двосторонньою нерівністю $-1 \leq \mathbf{t} \leq 1$, $\mathbf{t} \in \mathbb{R}^n$, тобто

$$K = \{\mathbf{t} | -1 \leq t_i \leq 1, i = \overline{1, n}\}, \quad (1.7)$$

розраховуються за формулами:

$$t_i^{(k)} = 2 * rand(n, 1) - 1, i = \overline{1, n}; \quad (1.8)$$

$$\mathbf{x}^{(k+1)} = \{\mathbf{x}_b + \mathbf{t}_i^{(k)}\}, i = \overline{1, n}, k = \overline{1, N-1}, \quad (1.9)$$

де \mathbf{x}_b – значення найкращої точки пошуку.

Тут верхній індекс, розташований в круглих лапках, означає номер точки пошуку. У всіх точках набросу $\mathbf{x}^{(k)}$, обчислюється значення цільової функції $f_k = f(\mathbf{x}^{(k)})$, $k = \overline{1, N-1}$. В результаті порівняння поточної точки пошуку з кращою точкою попереднього пошуку вибирається точка з кращим значенням цільової функції і присвоюється значенню найкращої точки пошуку. Рішення завдання глобальної оптимізації визначається, як:

$$\mathbf{x}_b = \min_k \{f_k\}.$$

Для спрощення роботи метода сферичного випадкового пошуку введемо додаткову змінну до формули (1.1), у результаті отримаємо гіперсферу K зі змінним радіусом пошуку:

$$K = \{\mathbf{t} | -H \leq \mathbf{t}_i \leq H, i = \overline{1, n}\}. \quad (1.10)$$

Отже, необхідно зробити зміни до формули (1.2), щоб вона змогла змінювати радіус пошуку, згідно з отриманих результатами. Формули зі змінним радіусом мають вид:

$$\mathbf{x}^{(k+1)} = \{\mathbf{x}_b + \mathbf{t}_i^{(k)} * H\}, i = \overline{1, n}, k = \overline{1, N-1}. \quad (1.11)$$

В результаті порівняння поточної точки з кращою точкою попереднього пошуку, можна змінювати значення радіусу гіперсфери, в залежності від порівняння поточної точки. Метод сферичного випадкового пошуку реалізується за формулами (1.10), (1.9) і (1.11).

1.3 Службова інформація про структурний та функціональний стан мультисервісної мережі

Структурний та функціональний стан МСМ, особливо при великому навантаженні на мережу, постійно змінюється. Виходячи з цього найбільш ефективною процедурою вибору оптимального шляху передачі повідомлення

є пошукова процедура. Вона ґрунтується на обліку конкретного стану пристроїв комутації та динаміки функціонування МСМ. Внаслідок цього виникає необхідність збирання та оновлення службової інформації про стан мережі передачі даних (МПД) на кожному центрі комутації чи ланці системи.

Стан МПД у загальному випадку залежить від наявності та своєчасності надходження на маршрутизатор службової інформації, що містить такі відомості:

- про відмови – відновлення каналів та напрямів зв'язку;
- про відмови – відновлення комплексів технічних засобів – ланок системи та центрів комутації;
- про рівні черг повідомлень та ступені завантаження накопичувачів на ланках та центрах комутації (у деяких випадках за категоріями терміновості) тощо.

Організація ефективного управління потоками інформації вимагає, щоб повнота та ступінь відповідності службової інформації дійсному стану мережі відповідали вимогам до якості управління потоками інформації.

Службова інформація за характером зміни різна. Так, інформація про рівень черг та ступінь завантаження накопичувача швидкозмінна. Інформація про відмови каналів, напрямів, ланок і центрів комутації без впливу противника змінюється порівняно повільно.

Для забезпечення необхідної якості управління потоками інформації дуже важливо правильно визначити обсяг і періодичність оновлення службової інформації. Складність та важливість проблеми збору службової інформації в реальних мережах потребує спеціального та конкретного розгляду у спільній проблемі оптимізації плану розподілу інформації на мережі. Від правильного вирішення проблеми збору службової інформації про стан мережі значною мірою залежить ефективність функціонування МСМ та комп'ютерної мережі в цілому, імовірно-часові та надійнісні характеристики обміну інформацією.

1.4 Методи передачі службової інформації

Найбільш складним питанням, пов'язаним з вибором маршрутів передачі повідомлень, є облік впливу черг на комутаційних пристроях, особливо у випадках, коли є можливість зміни ретранслятора.

Складність вирішення цього питання зростає в умовах передачі високопріоритетного трафіку МСМ та досить швидкого старіння інформації про стан черг при передачі повідомлень, що виключають один одного за змістом. Тому при прийомі службової інформації про переповнення буферної пам'яті або певний рівень її заповнення на ретрансляторі припиняється передача повідомлень до її звільнення або вибирається новий ретранслятор з передачею повідомлення через певний проміжок часу.

У досить розгалужених мережах кількісні оцінки обсягу послідовної інформації, темпу її оновлення, рівнів черг та організації вибору шляхів передачі визначаються тільки в результаті імітаційного моделювання, оскільки вони значною мірою залежать від характеру переданих потоків і обраних алгоритмів управління ними.

Найбільш широке поширення в реальних мережах для підвищення їх надійності набули метод службових повідомлень та метод супроводжуючої інформації.

Метод службових повідомлень полягає у тому, що з передачі службової інформації між пристроями комутації мережі використовуються спеціальні службові повідомлення. Вони несуть інформацію про стан мережі.

Джерелом службових повідомлень є самі пристрої комутації мережі. Вироблювані ними службові повідомлення можуть містити відомості про власні черги, завантаження та стан інцидентних напрямів зв'язку, станів технічних засобів, а також аналогічні відомості про інші пристрої.

У всіх випадках необхідна розробка структури формалізованих службових повідомлень та періодичності їх передачі.

Метод супроводжуючої інформації полягає у передачі службової інформації у складі повідомлень, що несуть корисну чи контрольну

інформацію. Службова інформація може передаватися не з усіма, а лише з повідомленнями певної категорії терміновості. Метод знаходить застосування у системах, що характеризуються передачею висококатегорійних повідомлень порівняно невеликої довжини. У реальних системах службова інформація формується як із її виникнення, і періодично з певним темпом.

2 МЕТОДИ ФОРМУВАННЯ ТАБЛИЦЬ МАРШРУТИЗАЦІЇ

2.1 Характеристики завантаження комутаційних вузлів мультисервісної мережі

Однією з найважливіших характеристик мережі передачі даних є затримка при доставці пакета від джерела до місця призначення. Більш того, значення затримки пакета даних у мережі надають сильний вплив на вибір та функціонування як мережевих протоколів, так і методів маршрутизації інформаційних потоків, що використовуються в ній. Тому важливо зрозуміти, яким чином затримка взаємопов'язана з іншими характеристиками мережі передачі даних.

Очевидно, що затримка пакета даних, пропускна здатність та коефіцієнт завантаження мережевих пристроїв є залежними та взаємно зумовлюючими характеристиками.

Пропускна здатність мережного пристрою – обсяг інформації, що передається в одиницю часу через мережний пристрій, залежить від типу та стану конкретного мережного пристрою, а також від низки зовнішніх факторів:

$$P_{cy} = F(\theta_{mcy}, \theta_{ccy}, H_{внеш}), \quad (2.1)$$

де θ_{mcy} – тип мережного пристрою; θ_{ccy} – Стан мережного пристрою; $H_{внеш}$ – Багато зовнішніх факторів.

Під коефіцієнтом завантаження мережного пристрою розуміється та частина ПС мережного пристрою, яка на даний момент безпосередньо зайнята передачею пакетів.

$$k_{cy} = k_u + k_c = t_{cy} \cdot \frac{P_{cy}}{l_p}, \quad (2.2)$$

де t_w – час передачі пакета даних через мережевий пристрій; l_p – обсяг пакету даних, що передається по мережі; k_u – коефіцієнт завантаження

мережного пристрою, створюваного потоками даних; k_c – коефіцієнт завантаження мережного пристрою, що створюється потоками службової інформації.

Кількісна оцінка затримки пакета даних на маршруті з використанням методів маршрутизації потоків, що базуються на комутації пакетів, може бути розрахована наступним чином. Вважаючи, що пакет проходить через S мережеских пристроїв, вираз для визначення затримки пакета в МПД має наступний вигляд :

$$T_p = \sum_{i=1}^{S_{cy}} \frac{l_p}{P_{cy_i} - P_{cy_i} \cdot k_{cy_i}}. \quad (2.3)$$

Залежність затримки пакета даних від коефіцієнта завантаження мережного пристрою, що створюється інтегральними потоками даних, для методів маршрутизації, реалізованих у протоколах RIP і OSPF при однаковій ПС всіх мережеских пристроїв і однаковому обсязі пакетів інтегральних потоків даних, що визначається виразами (2.1) – (2.3), представлена на рисунку 2.1.

Аналіз кривих, наведених на рисунку 2.1, показав, що метод маршрутизації, реалізований протокол RIP, забезпечує меншу середню затримку пакета даних в МПД порівняно з методом, реалізованим в протоколі OSPF, для значень коефіцієнта завантаження мережеских пристроїв $k_u \leq 0,2$. Це пояснюється наявністю додаткового завантаження мережеских пристроїв k з створюваної потоками службової інформації, що виникають при застосуванні динамічних методів маршрутизації в МПД. Для $k_u \geq 0,3$ найменшу середню затримку пакета даних МПД забезпечує метод маршрутизації, реалізований у протоколі OSPF, що дозволяє враховувати поточне значення завантаження мережеских пристроїв при маршрутизації інформаційних потоків. При цьому метод стану зв'язків, реалізований у протоколі OSPF, враховує стан всіх проміжних комутаційних вузлів, що зменшує час очікування пакета даних у черзі при виникненні блокувань

каналів перелачі даних.

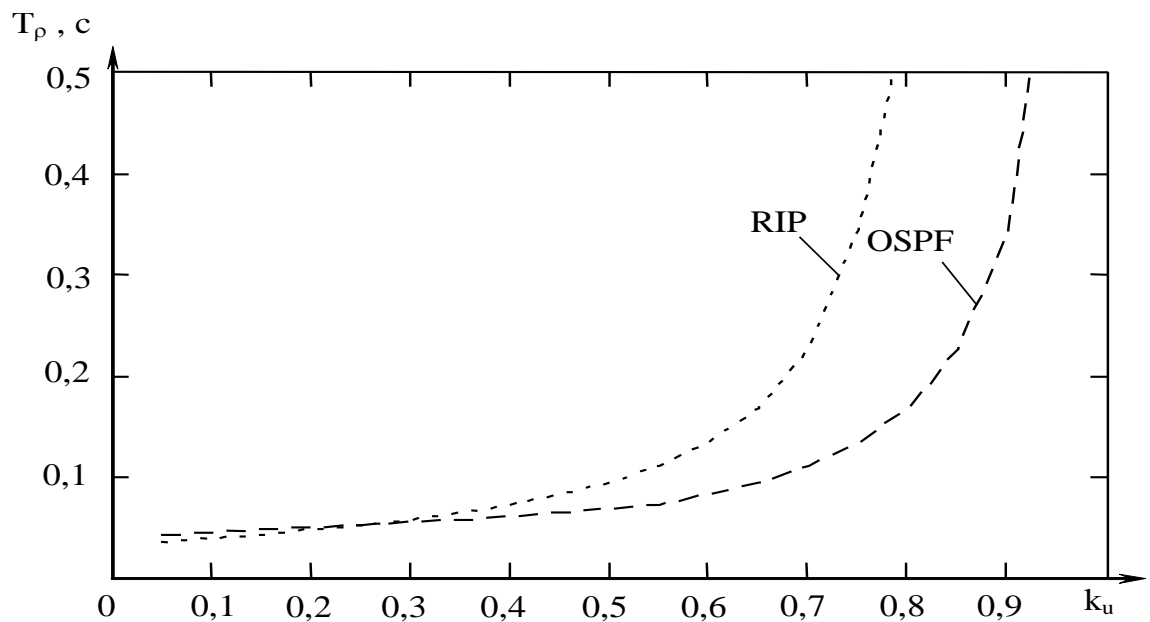


Рисунок 2.1 – Залежність затримки пакета даних від коефіцієнта завантаження мережного пристрою

У методі, реалізованому в протоколі RIP, поширюється вся таблиця маршрутизації, тому при понад 25 оголошених маршрутів надсилається не одне, а кілька службових повідомлень. Розмір одного службового повідомлення дорівнює 528 байт. У методі, реалізованому в протоколі OSPF, на відміну від методу, реалізованого в протоколі RIP, поширюється повідомлення про оновлення величиною 76 байт. Для зменшення ймовірності помилки в повідомленні, що передається при застосуванні методу, реалізованого в протоколі RIP, бажано розбити його на пакети меншого розміру. Однак розбиття повідомлення призведе до збільшення коефіцієнта завантаження мережевих пристроїв k_z створюваної потоками службової інформації внаслідок того, що кожен додатковий пакет містить окремі заголовки. Рациональніше у методі, реалізованого протоколі RIP, відправлення повідомлень з таблицею маршрутизації цілком по 528 байт, без дроблення на пакети менших розмірів.

2.2 Ймовірнісні характеристики передачі пакета даних

Ймовірність помилки у пакеті даних можна визначити як:

$$P_o = 1 - (1 - P_i)^{l_p}, \quad (2.4)$$

де P_i – ймовірність спотворення одного біта передачі даних.

Залежність ймовірності помилки в пакеті даних P від значень обсягу пакета l_p наведена на рисунку 2.2.

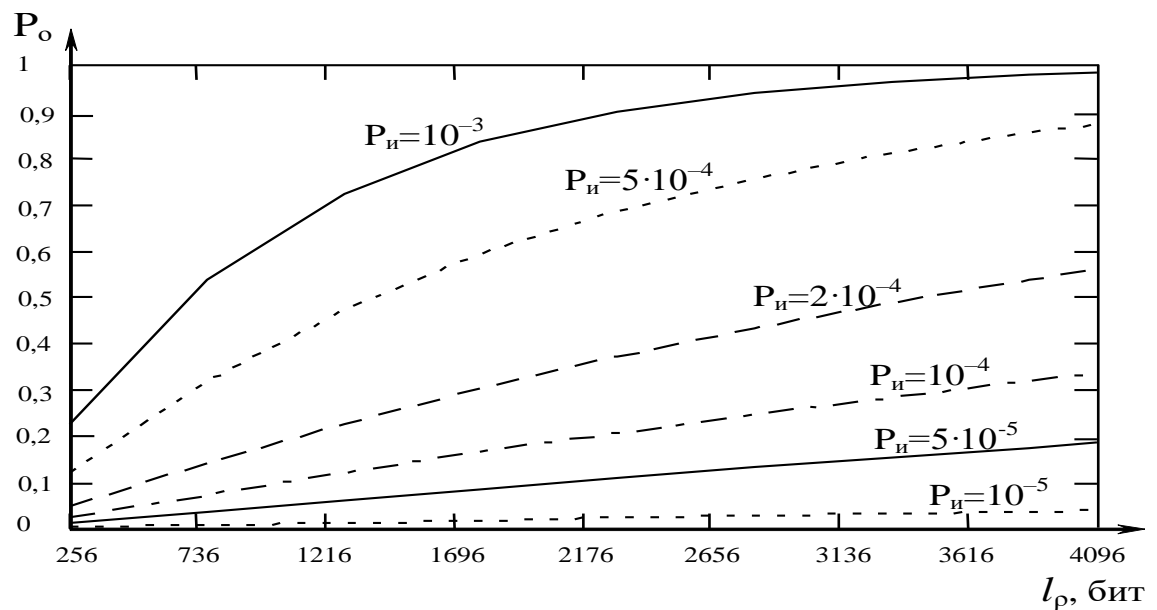


Рисунок 2.2 – Аналіз ймовірності помилки в пакеті даних

З рисунку 2.2 випливає, що метод, реалізований у протоколі OSPF, забезпечує меншу ймовірність виникнення помилки порівняно з методом, реалізованим у протоколі RIP, оскільки поширює пакети службової інформації менших розмірів. Слід зазначити, що у методі, реалізованому у протоколі RIP, є можливість зменшити ймовірність помилки з допомогою дроблення повідомлення на пакети менших розмірів, але значно збільшується обсяг службової інформації. Очевидно, що ефективне застосування методу, реалізованого в протоколі RIP, можливе у невеликих мережах з плавними коливаннями значення коефіцієнта завантаження.

2.3 Час збіжності комутаційних пристроїв

Під часом збіжності розуміють інтервал часу від початку поширення довільним ЦКМП (маршрутизатором) службової інформації (всієї чи частини таблиці маршрутизації) досі отримання цієї інформації найвіддаленішим стосовно джерела ЦКМП [3, 4].

$$T_{cx} = \max(T_{gq}), \quad (2.5)$$

де (T_{gq}) – верхня трикутна матриця мінімальних затримок передачі пакета від КМП g у КМП q , $g = \overline{1, M}$, $q = \overline{1, M}$; M - число КМП (маршрутизаторів) МПД. Верхня трикутна матриця мінімальних затримок передачі пакета має вигляд:

$$(T_{gq}) = \begin{pmatrix} 0 & t_{1,2} & t_{1,3} & \dots & t_{1,M-1} & t_{1,M} \\ & 0 & t_{2,3} & \dots & t_{2,M-1} & t_{2,M} \\ & & & \dots & & \\ & & & & 0 & t_{M-2,M-1} & t_{M-2,M} \\ & & & & & 0 & t_{M-1,M} \\ & & & & & & 0 \end{pmatrix}. \quad (2.6)$$

Графік залежності часу збіжності від числа КМП при коефіцієнті завантаження, що дорівнює 0,6, наведено на рисунку 2.3.

Аналіз кривих, наведених на рисунку 2.3 показав, що метод, реалізований у протоколі OSPF, при значеннях $M \leq 14$ за часом збіжності поступається методу, реалізованому в протоколі RIP. Однак при подальшому збільшенні числа ЦКМП (маршрутизаторів) час збіжності при застосуванні методу, реалізованого в протоколі RIP, суттєво (у 2 – 4,5 разів) аналогічний для OSPF.

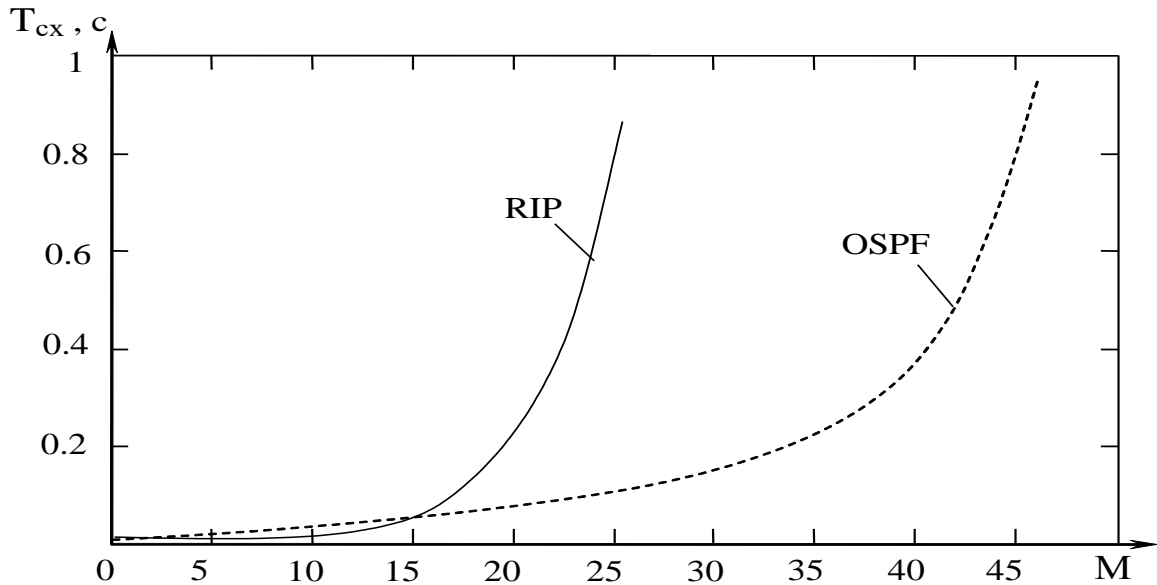


Рисунок 2.3 – Графік залежності часу збіжності від числа комутаційних пристроїв

Очевидно, що для створення МПД, орієнтованих на подальше розширення, а також призначених для експлуатації в умовах частих виникнення відмов, більш раціонально використовувати метод, реалізований в протоколі OSPF.

2.4 Розрахунок оперативності обміну інформацією

Найважливішою характеристикою МПД, особливо МПД АСУВ є коефіцієнт оперативності обміну інформацією.

$$K_{on}^{(\gamma)} = \frac{1}{k_n} \cdot \frac{1}{T_{\rho}^{(\gamma)}}, \quad (2.7)$$

де k_n – коефіцієнт нормування; $T_{\rho}^{(\gamma)}$ – середня затримка пакета даних у МПД для розподілу потоків γ , що визначається залежно від методу, що використовується [5].

Розрахункові значення нормованого коефіцієнта оперативності обміну інформацією в МПД $K_{on}^{(\gamma)}$, наведені в таблиці 2.1, отримані на основі

виразу (2.7) для наступних вихідних даних: коефіцієнт нормування k $n=25$; середній час комутації пакета даних у КМП $t_y = 0,01(c)$, середній обсяг переданого пакета даних l $\rho = 4096(\text{біт})$, середня ПС мережевих пристроїв Π $\sigma_y = 33600(\text{біт/с})$.

Таблиця 2.1 – Значення $K_{on}^{(\gamma)}$ для різних методів маршрутизації

Метод маршрутизації	$\lambda_u, \text{біт/с}$					
	53176	106364	159551	212739	283656	336845
RIP	0,702	0,465	0,272	0,146	0,041	0,011
OSPF	0,656	0,519	0,36	0,225	0,103	0,03

Графіки залежностей нормованого коефіцієнта оперативності обміну інформацією в МПД $K_{on}^{(\gamma)}$ від значень сумарної інтенсивності інтегральних потоків даних u та середнього коефіцієнта завантаження мережевих пристроїв k σ_y для різних методів маршрутизації представлені на рисунках 2.7, 2.8.

Аналіз рисунків 2.4, 2.5 показав, що за невисокого коефіцієнта завантаження мережних пристроїв $\leq 0,25$, а також при значеннях сумарної інтенсивності інтегральних потоків даних $u \leq 53176$ (біт/с), метод, реалізований у протоколі RIP, має більш високим нормованим коефіцієнтом оперативності $K_{on}^{(\gamma)}$, ніж метод, реалізований у протоколі OSPF

Однак при подальшому збільшенні значень сумарної інтенсивності інтегральних потоків даних $u \geq 53176$ (біт/с) і, відповідно, збільшення коефіцієнта завантаження мережевих пристроїв $\geq 0,25$ нормований коефіцієнт оперативності значно вищий за використання методу, реалізованого протоколі OSPF.

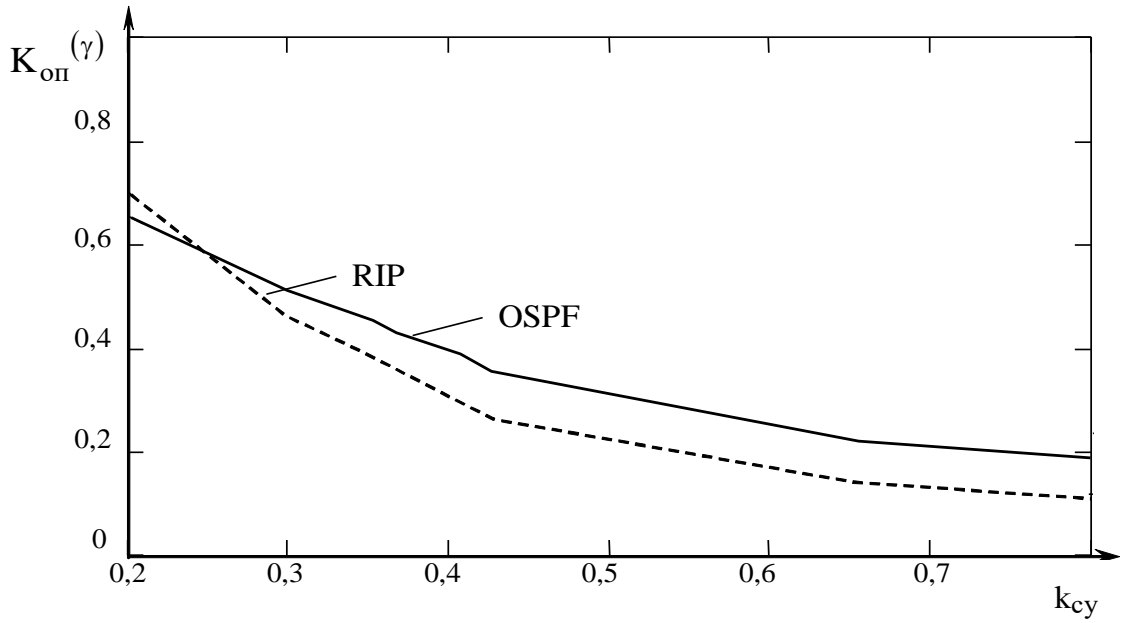


Рисунок 2.4 – Залежність $K_{on}(\gamma)$ від завантаження мережних пристроїв

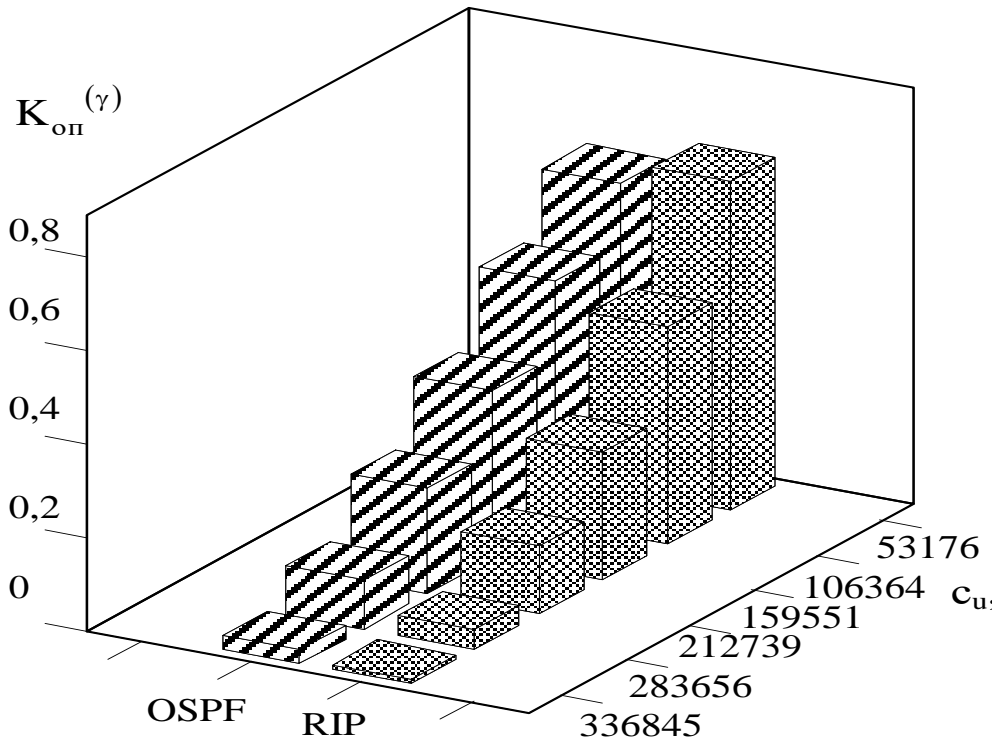


Рисунок 2.5 – Залежність $K_{on}(\gamma)$ від інтенсивності потоків даних

Отже, проведений аналіз, показав наступне:

- для створення великих мереж, що розвиваються раціональніше використовувати метод маршрутизації, реалізований в протоколі OSPF , так як він забезпечує більш низьку затримку пакета даних, менший час збіжності і більш високий нормований коефіцієнт оперативності при високих значеннях сумарної інтенсивності інтегральних потоків і високому коефіцієнті завантаження мережевих пристроїв;

- для створення малих локальних мереж з числом проміжних ЦКМП в одному маршруті не більше 16 і загальним числом маршрутів, що підтримуються, не більше 25, раціональніше застосовувати метод, реалізований в протоколі RIP , що забезпечує при дотриманні вищеназваних умов кращі значення характеристик мережі.

2.5 Методи розрахунку найшвидшого маршруту пакета у мультисервісній мережі

Для оцінки часу проходження пакета в мультисервісній мережі розглядається функція залежності часу на обраному маршруті від вектора характеристик, що характеризують процес доставки пакета.

У найпростішому випадку ця функція може бути унімодальною. Тоді для розрахунку на комутаційних вузлах можна використовувати швидкі наближені методи, такі, як метод дихотомії або метод золотого перетину.

Приклади використання цих методів на невеликій кількості відліків наведені на рисунку 2.6.

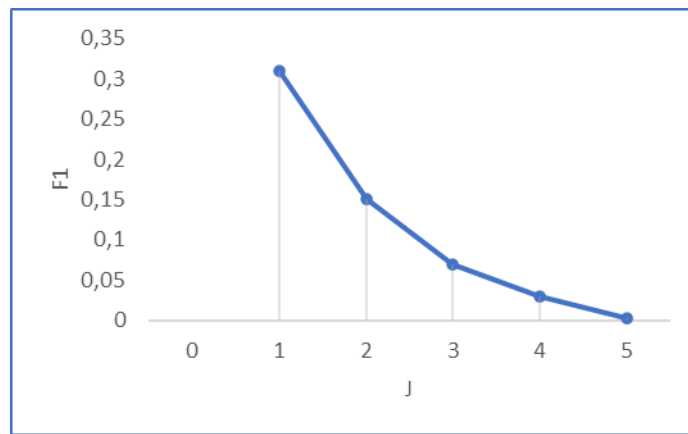


Рисунок 2.6 – Кроки методу, золотого перетину для унімодальної функції

Для багатоекстремальних функцій при пошуку мігимального часу найчастіше використовуються наближені методи сканування з обмеженою кількістю відліків (рисунок 2.7).

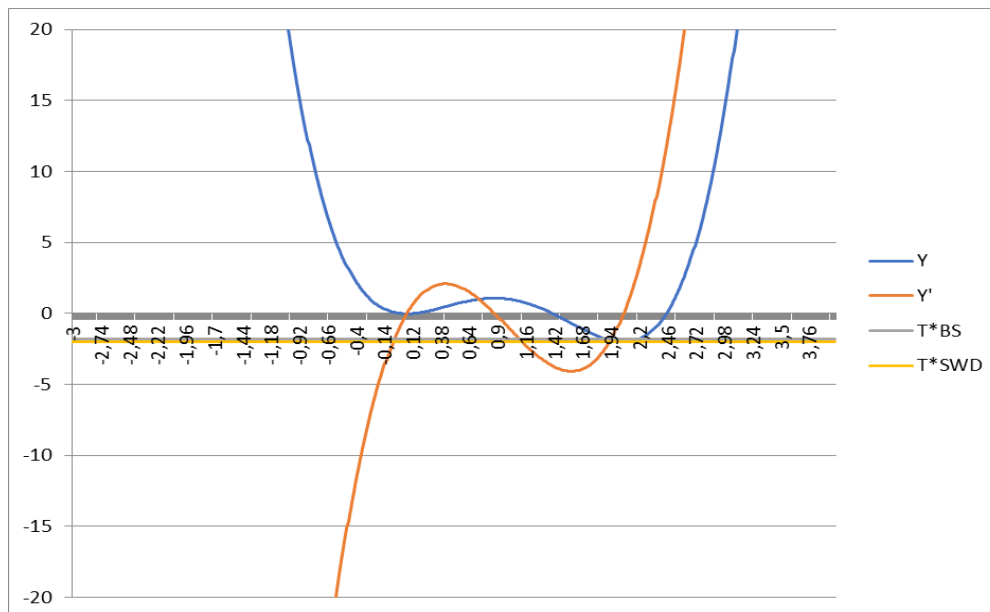


Рисунок 2.7 – Аналізуєма функція, її похідна та значення, отримані методом сканування

Для багатовимірних і багатоекстремальних функцій знаходження мінімального часу проходження пакетом обраного маршруту значно ускладнюється. Зазвичай, такі таблиці маршрутизації формуються на інтелектуальних маршрутизаторах, які мають не такі обмежені можливості,

як пристрої звичайних комутаційних вузлів.

Приклади застосування на інтелектуальних маршрутизаторах таких методів як метод Вейля, метод випадкового пошуку, метод сферичного пошуку; метод рою часток наведені на рисунках 2.7 – 2.9.

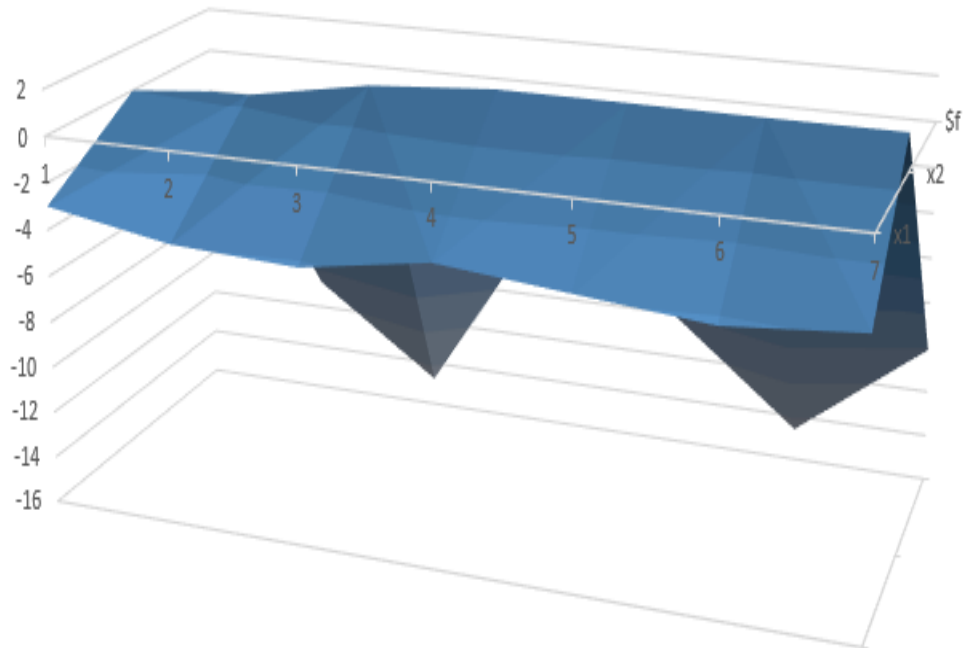


Рисунок 2.8 – Поліноміальна функція

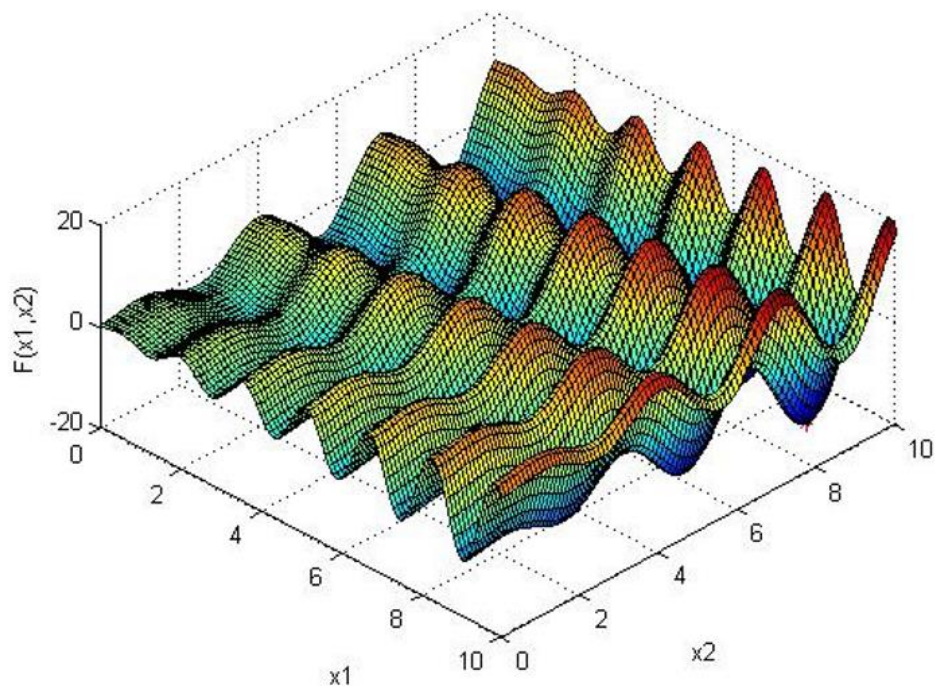


Рисунок 2.9 – Обмежена синусоїдальна функція

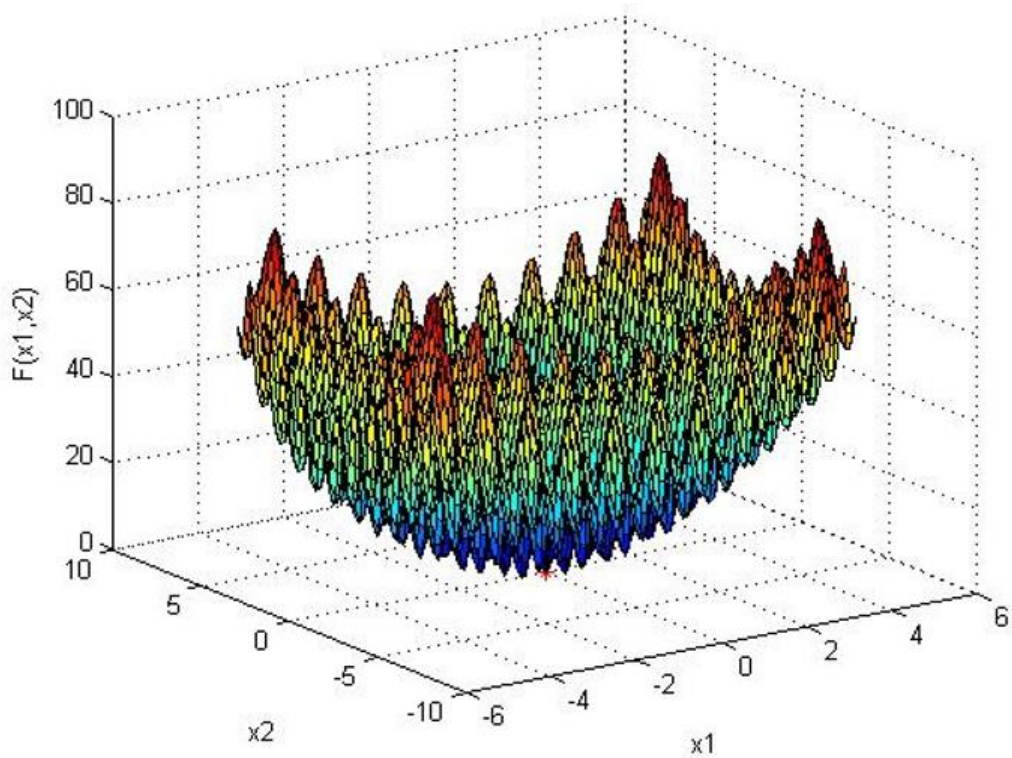


Рисунок 2.10 – функція з одним глобальним та багатьма локальними екстремумами

Для аналізу обиралися поліноміальна функція (рисунок 2.8), обмежена синусоїдальна функція (рисунок 2.9) та функція з одним глобальним та багатьма локальними екстремумами функція з одним глобальним та багатьма локальними екстремумами (рисунок 2.10).

3 ДОСЛІДЖЕННЯ МЕТОДІВ ПОШУКУ РАЦІОНАЛЬНОГО МАРШРУТУ ПАКЕТА В МУЛЬТИСЕРВІСНІЙ МЕРЕЖІ

3.1 Оцінка середньої затримки пакета даних

Найбільш повну характеристику властивостей процесу виникнення навантажень маршрутизаторів МПД можна отримати, розглядаючи його у взаємозв'язку із середньою затримкою пакета даних у МПД.

Потоки, що циркулюють у сучасних обчислювальних мережах, можна розбити на такі категорії: потоки реального часу, потоки транзакцій і потоки даних.

До категорії потоків реального часу відносяться потоки з аудіо- та відеоінформацією, що практично не допускають затримки при передачі. Зазвичай затримка не повинна перевищувати 0,1 секунди, включаючи час на обробку на кінцевій станції. Крім того, затримка повинна мати невеликі коливання в часі (ефект тремтіння повинен зводиться до нуля). Слід зазначити, що з стисненні інформації потік цієї категорії стає найбільш чутливим до помилок під час передачі. При цьому через вимогу малої затримки помилки, що виникають, не можуть бути виправлені за допомогою повторної посилки.

До категорії потоків транзакцій відносяться потоки, які, як правило, допускають затримку до 1 с. Збільшення граничного значення змушує користувачів переривати роботу і чекати на відповідь, тому що тільки після отримання відповіді вони можуть продовжувати надсилати свої дані. Тому великі затримки призводять до зменшення продуктивності праці. Крім того, розкид затримок призводить до дискомфорту у роботі. У деяких випадках перевищення допустимого часу затримки може призвести до збою робочої сесії і додаткам користувача доведеться почати її заново.

Категорія потоків даних може працювати практично з будь-якими затримками до декількох секунд. Такі потоки мають досить високу «вибухоподібність». Під «вибухоподібністю» потоку розуміють відношення

його максимальної (пікової) інтенсивності до середньої інтенсивності. Наприклад, якщо максимальна інтенсивність даних, що пересилаються в години пік, залишає 100 Мбіт/с, а середня інтенсивність – 10 Мбіт/с, то показник «вибухоподібності» дорівнюватиме 10. До цієї категорії потоків належать і службові потоки.

Використовуючи наведену класифікацію категорій потоків, охарактеризуємо затримки пакетів даних, які мають місце у процесі пересилання МПД.

Під затримкою пакета даних у МПД розуміють відрізок часу, необхідний пересування пакета даних від джерела до пункту призначення через мережу передачі. Ця затримка є сумою затримок на кожному маршрутизаторі та кожному каналі ПД маршруту, який проходить пакет даних. Затримка пакета даних складається з наступних компонентів:

- затримка пакета даних у черзі (буфері) на обробку – затримка між моментом, коли пакет було поставлено черга на обробку, і моментом, що він починає оброблятися процесором маршрутизатора; протягом цього часу пакет чекає, доки будуть оброблені більш пріоритетні пакети або пакети даних із черги, які стоять перед ним (зазначимо, що існує також затримка на первинну обробку пакета, суть якої полягає у перевірці зайнятості процесора маршрутизатора та аналізі пріоритетності пакета;

- затримка пакета даних на обробку – затримка між початком обробки пакета та моментом, коли пакет був відправлений каналом;

- затримка пакета даних у черзі на передачу – затримка між моментом, коли пакет був поставлений у чергу на передачу каналом ПД, і моментом, коли він починає передаватися; протягом цього часу пакет чекає, доки будуть передані інші пакети даних із черги;

- затримка передачі пакета даних – затримка між моментами, коли передадуться перший і останній біт пакета даних;

- затримка розповсюдження пакета даних – проміжок часу від моменту, коли останній біт пакету даних був переданий на початковому вузлі

каналу ПД, до моменту, коли його буде прийнято в кінцевому вузлі цього каналу; ця затримка пропорційна фізичній відстані між початковим і кінцевим ЦКМП каналу ПД і зазвичай досить мала.

Затримка пакета даних на маршруті визначається виразом:

$$T_p = T_{oo} + T_{onp} + T_{on} + T_w, \quad (3.1)$$

де T_{oo} – сумарний час очікування пакета у черзі (буфері) на обробку; T_{onp} – Сумарний час обробки пакету даних процесорами маршрутизаторів; T_{on} – сумарний час очікування пакета даних у черзі до каналів ПД; T_w – сумарний час передачі пакета даних каналами ПД.

Сумарний час очікування пакета даних у черзі (буфері) на обробку процесорами маршрутизаторів визначається за допомогою виразу:

$$T_{oo} = \sum_{g=1}^{M_w} t_{oo_g}, \quad (3.2)$$

де M_w - число маршрутизаторів, що входять в маршрут; t_{oo_g} – час очікування пакета даних у черзі до процесора g -го маршрутизатора, $g = \overline{1, M_w}$.

Час очікування пакета даних i -ї категорії пріоритетності в черзі до процесора маршрутизатора залежить від довжини черги пакетів даних процесору, довжини пакета даних, що передається, ПС процесора маршрутизатора і визначається виразом:

$$t_{oo_g}^i = \frac{l_{oo_g}^i}{\Pi_{Mg} \cdot K_{Mg}^i} \cdot K_{c\delta_g}, \quad (3.3)$$

де $l_{oo_g}^i$ – довжина черги пакетів даних i -ї категорії пріоритетності до процесора g -го маршрутизатора; K_{Mg}^i - Коефіцієнт розподілу ПС процесора g -го маршрутизатора між пакетами даних i -ї категорії пріоритетності; Π_{Mg} – ПС процесора g -го маршрутизатора; $K_{c\delta_g}$ – Коефіцієнт стану буфера g -го

маршрутизатора.

Коефіцієнт стану буфера g -го маршрутизатора визначається за такою формулою:

$$K_{c\bar{o}_g} = \begin{cases} \infty, & \text{если } l_p > V_{\bar{o}_g} - \sum_{i=1}^n l_{oo_g}^i; \\ 1, & \text{если } l_p \leq V_{\bar{o}_g} - \sum_{i=1}^n l_{oo_g}^i, \end{cases} \quad (3.4)$$

де $l_p = l_p(l_{сообщ}, l_{кадр})$ - довжина пакета даних, що передається за маршрутом, який залежить від довжини повідомлення, що передається, максимальної і мінімальної довжини кадру, що використовується в даній МПД; $V_{\bar{o}_g}$ - Обсяг буфера g -го маршрутизатора.

Коефіцієнт розподілу пропускної здатності процесора g -го маршрутизатора між пакетами даних i -ї категорії пріоритетності залежить від того, який саме тип розподілу ПС між потоками різних категорій пріоритетності використовується в маршрутизаторі. Найбільш поширені типи такі як фіксований розподіл та динамічний розподіл.

Під фіксованим розподілом пропускної здатності між потоками різних категорій пріоритетності слід розуміти такий розподіл, у якому значення коефіцієнта розподілу ПС процесорів маршрутизатора між пакетами даних різної категорії пріоритетності призначається перед запуском МПД і залишається незмінним протягом усього часу функціонування МПД.

Коефіцієнт розподілу пропускної здатності процесорів g -го маршрутизатора між пакетами даних i -ї категорії пріоритетності при фіксованому розподілі для прийнятої в даній роботі класифікації пріоритетності визначається виразом

$$K_{Mg}^i = \begin{cases} k_1, & \text{при } i = 1; \\ k_2, & \text{при } i = 2; \\ k_3, & \text{при } i = 3, \end{cases} \quad (3.5)$$

де $k_1 + k_2 + k_3 \leq 1$.

Необхідно зауважити, що вказані у виразі (3.5) значення коефіцієнта розподілу ПС процесорів маршрутизатора не завжди в сумі будуть давати одиницю, так як на обробку пакети приймаються цілком і якщо обсяг останнього пакета $l_p(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})$ найнижчої пріоритетності більше залишкової ПС, то цей пакет не приймається на обробку.

Під динамічним розподілом пропускної здатності між потоками різних категорій пріоритетності слід розуміти такий розподіл, при якому значення коефіцієнта розподілу пропускної здатності процесорів маршрутизатора між пакетами даних різної категорії пріоритетності визначається в залежності від змін певних параметрів вхідних потоків (навантаження) і (або) характеристик складових елементів КМП. На кожному ЦКМП значення коефіцієнта розподілу ПС процесорів маршрутизатора між пакетами даних різної категорії пріоритетності незалежні і можуть відрізнятися один від одного. Як параметри, що зумовлюють динамічний розподіл пропускної здатності процесорів маршрутизатора, як правило, використовують:

- допустиму затримку пакета заданої категорії пріоритетності у мережному пристрої (канал ПД, маршрутизатор тощо);
- зміна інтенсивності інтегральних потоків;
- зміна ПС мережевих пристроїв внаслідок несправностей, пошкоджень тощо.

Найчастіше як параметр, від якого залежить значення коефіцієнта динамічного розподілу ПС процесорів маршрутизатора між пакетами даних різних категорії пріоритетності, є припустима затримка пакета заданої категорії пріоритетності мережному пристрої. Механізм визначення значення припустимої затримки досить простий. Кожен КМП записує в пакет сумарне проходження часу цього пакета від КМП-джерела до себе і з огляду на категорію пріоритетності пакета та кількість мережевих пристроїв, які залишилося пройти пакету згідно маршруту до КМП-отримувача розраховує допустиму затримку пакета на поточному КМП.

При визначенні середньої затримки пакета даних МПД, крім того,

необхідно враховувати такі параметри:

- довжину маршрутів передачі;
- інтенсивність потоків даних, що передаються маршрутами;
- сумарну інтенсивність потоків даних, що передаються в МПД.

3.2 Вплив потоку службової інформації

Обсяг даних, переданих маршрутизатором за час $t_{\phi n}$ дорівнює

$$V_n = \lambda_u \cdot t_{\phi n}, \quad (3.6)$$

де $t_{\phi n} = \sum_{e=0}^{\infty} (t_{\phi n e}^H - t_{\phi n e}^K) = \sum_{e=0}^{\infty} \Delta t_{\phi n e}$ – сумарний інтервал часу

безперервного функціонування МПД; $t_{\phi n e}^H$ – Момент початку інтервалу часу

безперервного функціонування МПД; $t_{\phi n e}^K$ – момент закінчення інтервалу

часу безперервного функціонування МПД.

Сумарний обсяг службових даних, згенерованих маршрутизатором за час $t_{\phi n}$, дорівнює

$$V_c = \vartheta_{cu} \cdot t_{\phi n}, \quad (3.7)$$

де $\vartheta_{cu} = V_{cco} \cdot v_{nc}$ – інтенсивність поширення службової інформації; v_{nc} – Частота поширення службової інформації; V_{cco} – середній обсяг службової інформації, що розповсюджується з частотою v_{nc} , під якою розумітимемо обсяг службової інформації, що розповсюджується маршрутизатором в одиницю часу.

Тоді середня затримка пакета даних дорівнюватиме

$$T_p = \frac{l_p(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})}{(V_n + V_c) \cdot K_{pM}}, \quad (3.8)$$

де $\Pi_{\phi g} = (V_n + V_c) \cdot K_{pM} - \Pi_{Mg}$ – ПС буфера g -го маршрутизатора;

K_{pM} – ваговий коефіцієнт. Тоді

$$T_p = \frac{l_p(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})}{(V_n + V_c) \cdot K_{PM}}. \quad (3.9)$$

З формули (3.9) виразимо $\Delta t_{\text{нф}}$:

$$\Delta t_{\text{нф}} = \frac{l_p(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})}{(\lambda_u + V_{\text{cco}} \cdot v_{\text{nc}}) \cdot T_p \cdot K_{PM}}, \quad (3.10)$$

Зауважимо, що для різних протоколів обсяг службової інформації V_c , що розсилається на інтервалі $\Delta t_{\text{нф}}$, відрізняється і залежить від алгоритму поширення службової інформації, що застосовується в даному протоколі.

Визначимо обсяг службової інформації V_{CRIP} , що розповсюджується на інтервалі $\Delta t_{\text{нф}}$ для протоколу RIP:

$$V_{\text{CRIP}} = \frac{\Delta t_{\text{нф}}}{30} \cdot l_{\text{RIP}}, \quad (3.11)$$

де l_{RIP} – середня довжина пакета службової інформації протоколу RIP, що розповсюджується кожні 30 с.

Аналізуючи отримані формули можна відзначити, що:

- виникненню перевантажень (блокувань) маршрутизаторів з подальшою втратою частини пакетів даних передують переповнення буфера та різке збільшення затримок пакетів;

- збільшення затримки пакетів залежить від коефіцієнта розподілу пропускної здатності процесора маршрутизатора між пакетами даних різних категорій пріоритетності;

- буфер маршрутизатора заповнюється насамперед низькопріоритетними пакетами;

- за наведеною вище класифікацією потоків, що циркулюють у МПД, та їх пріоритетам службові потоки є найбільш низько пріоритетними, тому заповнення буфера залежить від інтенсивності службових потоків, ПС процесора маршрутизатора та коефіцієнта розподілу ПС процесора маршрутизатора між пакетами даних різних категорій пріоритетності;

- завантаженість маршрутизатора залежить від числа маршрутів, що проходять через нього, і інтенсивності потоків, що циркулюють по них.

3.3 Оцінка параметрів, що впливають на процес затримки пакета

З попереднього матеріалу видно, що час проходження пакета обраним маршрутом залежить від таких параметрів [5]:

- сумарної інтенсивності розподілених потоків даних за маршрутом;
- частоти розповсюдження службової інформації;
- середнього обсягу службової інформації, що розповсюджується з певною частотою;
- обсягу буфера маршрутизатора (залежність виражається через коефіцієнт стану буфера маршрутизатора);
- ПС процесорів маршрутизатора;
- обсягу пакетів даних, що передаються за маршрутом;
- довжини черги пакетів даних до процесорів маршрутизатора;
- коефіцієнта розподілу ПС процесорів маршрутизатора між пакетами даних різної категорії пріоритетності.

У мережах, де використовується протокол RIP, витрати на обмін маршрутною інформацією суворо фіксовані. На рисунку 3.1 зображено формат пакету RIP для реалізації IP так, як він визначений в RFC 1058 (використовується для мереж IP в Internet). Перше поле в пакеті RIP-це поле команд (command). Це поле містить ціле число, що означає запит або відповідь. Команда "запит" запитує систему, що відповідає, про відправлення всієї таблиці маршрутизації або її частини.

Пункти призначення, котрим запитується відповідь, перераховуються далі у цьому пакеті. Команда у відповідь являє собою відповідь на запит або найчастіше якесь незатребуване коригування маршрутизації. Система, що відповідає, включає всю таблицю маршрутизації або її частину в пакет у відповідь. Регулярні повідомлення про коригування маршрутизації включають всю таблицю маршрутизації.

Field length, in bytes	1	1	2	2	2	4	4	4	4
Command (request or response)	Version number	Zero	Address family identifier	Zero	Address	Zero	Zero	Metric	

Команда (8 біт)	Версія (8 біт)	0 (16 біт)
Ідентифікатор адресної схеми (16 біт)		0 (16 біт)
IP -адреса (32 біта)		
0 (32 біти)		
0 (32 біти)		
Кількість переходів (32 біти)		
Ідентифікатор адресної схеми (16 біт)		0 (16 біт)
IP -адреса (32 біта)		
0 (32 біти)		
0 (32 біти)		
Кількість переходів (32 біти)		
...		
Ідентифікатор адресної схеми (16 біт)		0 (16 біт)
IP -адреса (32 біта)		
0 (32 біти)		
0 (32 біти)		
Кількість переходів (32 біти)		

Рисунок 3.1 – Формат пакета RIP для реалізації IP

Усі пакети OSPF починаються з 24-байтового заголовка (рисунок 3.2).

Field length, in bytes	1	1	2	4	4	2	2	8	Variable
	Version number	Type	Packet length	Router ID	Area ID	Check-sum	Authentication type	Authenti-cation	Data

Рисунок 3.2 – Формат пакету OSPF

Перше поле в заголовку OSPF – це номер версії OSPF (version number). Номер версії позначає конкретну реалізацію OSPF.

За номером версії йде поле типу (type). Існує 5 типів пакета OSPF:

Database Description (опис бази даних) . описує вміст бази даних; Обмін цими пакетами проводиться при ініціалізації суміжності.

Link – State Request (Запит про стан каналу). Запитує частини топологічної бази даних сусіда. Обмін цими пакетами провадиться після того, як якийсь маршрутизатор виявляє (шляхом перевірки пакетів опису бази даних), що частина його топологічної бази даних застаріла.

Link – State Update (Корегування стану каналу). Відповідає на пакети запиту стан каналу. Ці пакети також використовують для регулярного розподілу LSA. В одному пакеті може бути включено кілька LSA.

Link – State Acknowledgement (Підтвердження стану каналу). Підтверджує пакети коригування стану каналу. Пакети коригування стану каналу повинні бути чітко підтвержені, що гарантує надійність процесу лавинної адресації пакетів коригування стану каналу через якусь область [6].

Hello. Вирушає через регулярні інтервали часу для встановлення та підтримки сусідських взаємин. Формат пакету Hello представлено на рисунку 3.3.

Загальний заголовок OSPF (поле «Type» одно 1)		
Маска підмережі (32 біти)		
Інтервал Hello (32 біти)	Опції (8 біт)	Пріоритет (8 біт)
Інтервал Dead (32 біти)		
DR (32 біта)		
BDR (32 біта)		
Сусід (32 біти)		
...		
Сусід (32 біти)		

Рисунок 3.3 – Формат пакету Hello

Кожне LSA у пакеті коригування стану каналу містить тип поля. Існують 4 типи LSA.

Router links advertisements (RLA, оголошення про канали маршрутизатора). Описують зібрані дані про стан каналів маршрутизатора, що його зв'язують з конкретною областю. Будь-який маршрутизатор надсилає RLA для кожної області, до якої він належить. RLA направляються лавинною адресацією через всю область, але вони не вирушають за її межі.

Network links advertisements (NLA, Оголошення про мережеві канали). Надсилаються призначеними маршрутизаторами. Вони описують всі маршрутизатори, які підключені до мережі з множинним доступом, і відправляються лавинною адресацією через область, що містить цю мережу з множинним доступом.

Summary links повідомлення (SLA). Сумарні оголошення про канали. Підсумовує маршрути до пунктів призначення, що знаходяться поза будь-якою областю, але в межах цієї AS. Вони генеруються маршрутизаторами кордону області і відправляються лавинною адресацією через цю область. До стрижневої області надсилаються оголошення лише про внутрішньообласних маршрутизаторів.

AS external links advertisements (оголошення о зовнішніх каналах AS). Описують будь-який маршрут до одного з пунктів призначення, що є

зовнішнім для даного AS. Оголошення про зовнішні канали AS виробляються граничними маршрутизаторами AS. Цей тип об'яв є єдиним типом об'яв, які просуваються в усіх напрямках цієї AS; й інші оголошення просуваються лише межах конкретних областей.

Залежність і часу проходження пакету від значень інтенсивності службових потоків $\vartheta_{\text{си}}$ і обсягу даних $l_p(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})$, що передається за обраним маршрутом, представлена на рисунках 3.4 – 3.6, а також у таблиці 3.1.

Таблиця 3.1 – Залежність часу проходження пакету від $\vartheta_{\text{си}}$

$l_p(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})$ $\vartheta_{\text{си}}$	2048	4096	6144	8192	9638	12288
OSPF						
894,7	5,170411	5,170405	5,170393	5,170382	5,17037	5,170359
957,5	2,965132	2,965131	2,965129	2,965126	2,965124	2,965121
1082,9	2,537869	2,537868	2,537867	2,537865	2,537864	2,537863
1208,4	2,358066	2,358066	2,358065	2,358064	2,358063	2,358062
1333,8	2,283316	2,283316	2,283315	2,283315	2,283314	2,283313
1459,3	2,196717	2,196716	2,196716	2,196715	2,196715	2,196714
RIP						
563,2	5,170441	5,170389	5,170286	5,170182	5,170078	5,169975
1126,4	2,965139	2,965128	2,965105	2,965083	2,96506	2,965038
2252,8	2,537872	2,537866	2,537854	2,537842	2,53783	2,537819
3379,2	2,358069	2,358065	2,358057	2,358049	2,358041	2,358033
4505,6	2,283318	2,283315	2,283309	2,283302	2,283296	2,283289
5632	2,196718	2,196716	2,196711	2,196706	2,196701	2,196696

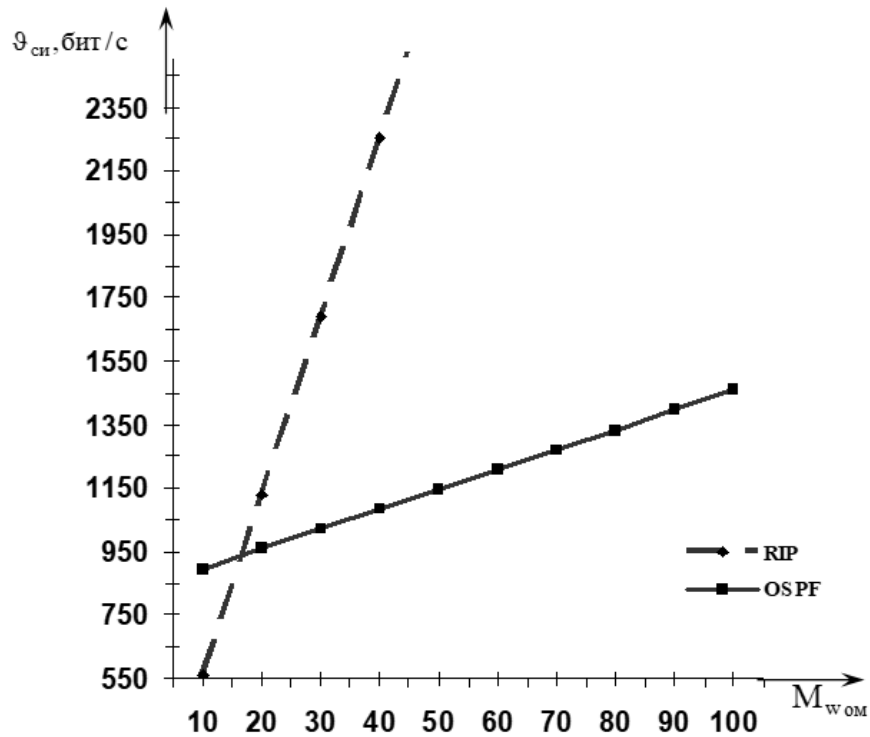


Рисунок 3.4 – Залежність інтенсивності службових потоків від кількості маршрутів

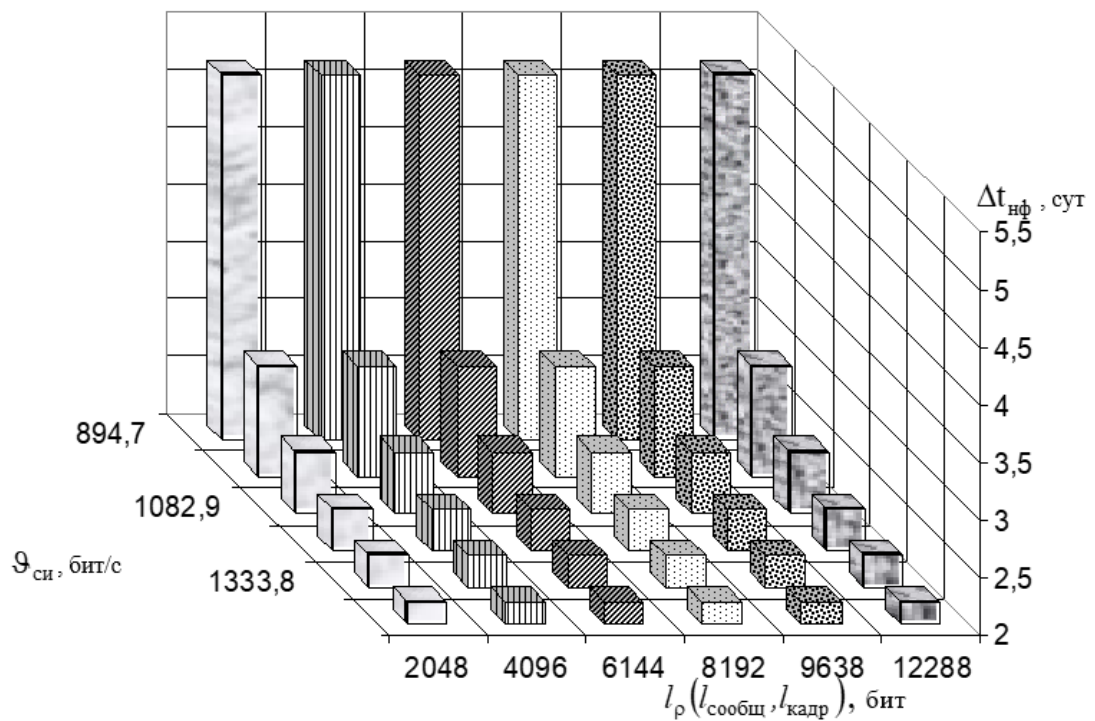


Рисунок 3.5 – Залежність часу проходження пакету від інтенсивності службових потоків та довжини пакету (OSPF)

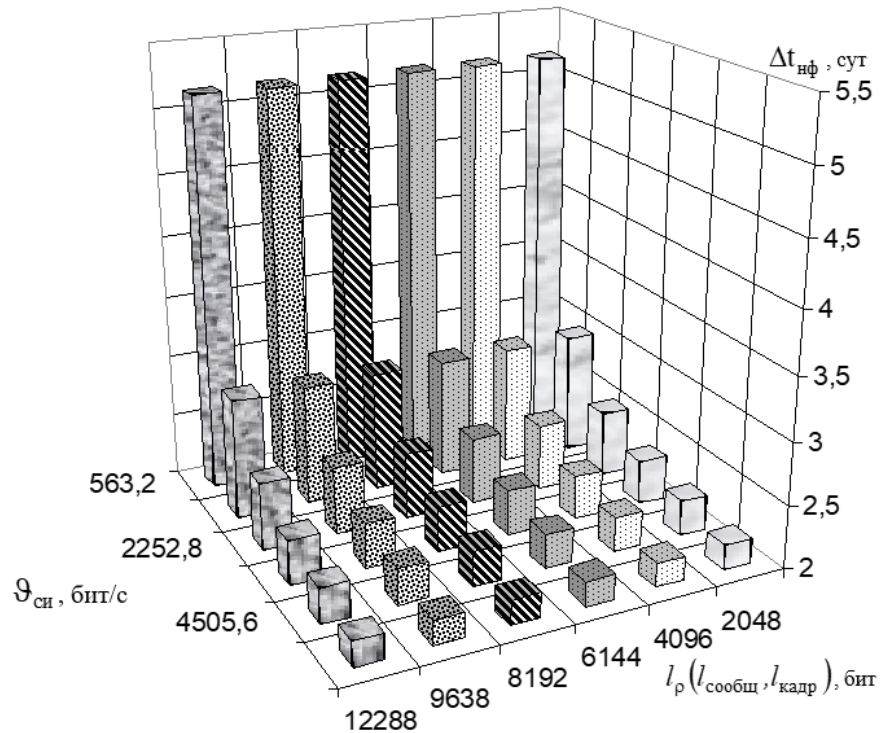


Рисунок 3.6 – Залежність часу проходження пакету від інтенсивності службових потоків та довжини пакету (RIP)

Очевидно, що для мереж, що розвиваються, краще використання методу маршрутизації протоколу OSPF. Надалі будемо розглядати метод маршрутизації, реалізований у протоколі OSPF як найбільш переважний, а також його параметри, що впливають на часу передачі пакету.

Обсяг службової інформації, що розповсюджується маршрутизатором, залежить від частоти розповсюдження пакетів HELLO, частоти розповсюдження пакетів повідомлення про відмову елементів СПД, частоти розповсюдження пакетів оновлюючого повідомлення, довжини пакета HELLO $l_{\text{HELLO}}(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})$, довжини пакета повідомлення оновлення $l_{\text{ос}}(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})$, довжини пакета повідомлення про відмову елементів СП $l_{\text{со}}(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})$. Залежність обсягу службової інформації $V_{\text{с_OSPF}}$ від частоти v_{HELLO} розповсюдження пакету HELLO представлена на рисунку 3.7.

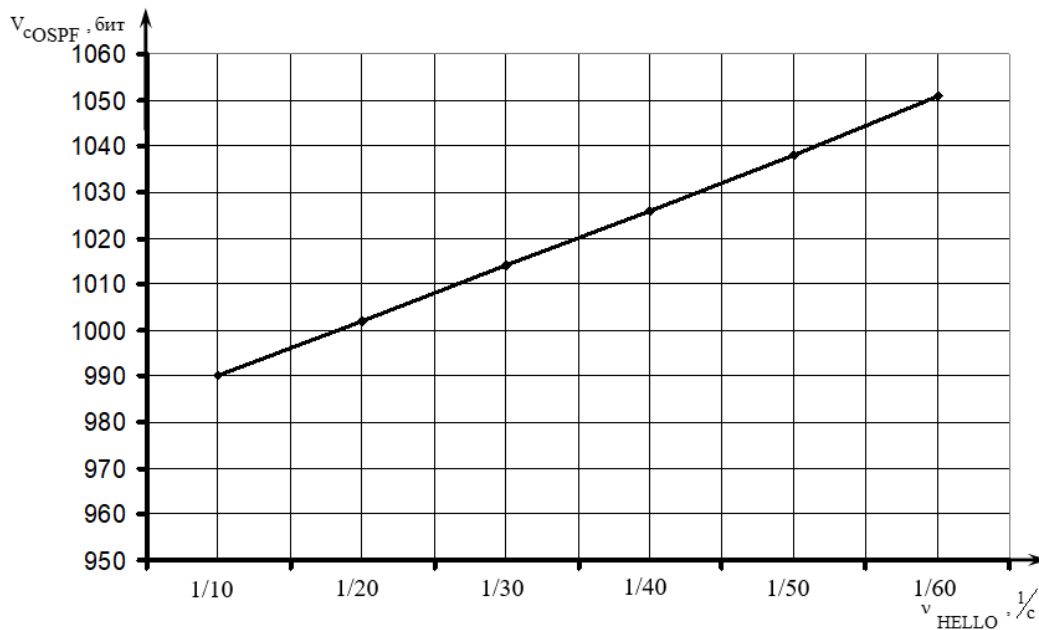


Рисунок 3.7 – Частота розповсюдження пакетів HELLO

З рисунку 3.7 випливає, що зменшення частоти розповсюдження пакетів HELLO у 3 рази призводить до зменшення обсягу службової інформації у 2,1 рази. Однак необхідно зазначити, що зменшення частоти розповсюдження пакетів HELLO збільшує ймовірність втрати маршрутизаторів пакетів даних внаслідок відсутності істинної інформації про стан сусідніх маршрутизаторів.

Оскільки частота і обсяг службової інформації, що розповсюджується, для протоколу маршрутизації OSPF визначається значеннями частоти поширення пакетів HELLO, пакетів повідомлення про відмову елементів СПД, пакетів оновлюючого повідомлення, а також довжинами пакетів HELLO $l_{\text{HELLO}}(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})$, оновлюючого повідомлення $l_{\text{ос}}(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})$, повідомлення про відмову елементів СПД $l_{\text{со}}(l_{\text{сообщ}}, l_{\text{кадр}})$, то можна зробити такі висновки:

1) основними параметрами, що впливають на час проходження пакету, є такі:

- інтенсивність потоків даних, що передаються маршрутами;
- довжина маршрутів передачі даних, що визначається числом каналів

ПД та числом маршрутизаторів, що входять до маршруту;

- час обробки пакета даних процесорами маршрутизатора;
- обсяг буферної пам'яті маршрутизатора;
- обсяг пакету даних, що передається за маршрутом;
- частота поширення пакетів HELLO ;
- частота розповсюдження пакетів повідомлення про відмову

елементів МПД;

- частота розповсюдження пакетів оновлюючого повідомлення;
- довжина пакету HELLO;
- довжина пакета повідомлення, що оновлює;
- довжини пакета повідомлення про відмову елементів МПД;

2) за рахунок регулювання частоти розповсюдження пакетів повідомлення про відмову елементів МПД та частоти розповсюдження пакетів оновлюючого повідомлення можлива зміна обсягу службової інформації, що передається по МПД, що є визначальним фактором при визначенні часу проходження пакету.

ВИСНОВКИ

У кваліфікаційній роботі було проведено дослідження методів пошуку раціонального маршруту пакету в мультисервісній мережі на основі методів оптимізації для функцій часу проходження пакету.

Проведено аналіз сучасних методів маршрутизації в мультисервісних мережах. Зокрема, проаналізовані основні характеристики методів вектору відстаней та стану каналів, розглянуті особливості багатоекстремального пошуку при заповненні таблиць маршрутизації, проаналізований характер службової інформації про структурний та функціональний стан мультисервісної мережі та методи її передачі.

Визначено основні характеристики методів формування таблиць маршрутизації. Так, виділені характеристики завантаження комутаційних вузлів мультисервісної мережі, означені особливості ймовірнісних характеристик передачі пакета даних, розглянутий час збіжності комутаційних пристроїв та проведений розрахунок оперативності обміну інформацією.

Проведено порівняння методів розрахунку найшвидшого маршруту пакета у мультисервісній мережі. Для оцінки часу проходження пакета в мультисервісній мережі розглянуто функція залежності часу на обраному маршруті від вектора характеристик, що характеризують процес доставки пакета, наведені приклади її розрахунку у різних випадках.

Проведено дослідження методів пошуку раціонального маршруту пакета в мультисервісній мережі. Зокрема, зроблена оцінка середньої затримки пакета даних на маршруті, оцінений вплив потоку службової інформації та параметрів, що впливають на процес затримки пакета.

ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ

1. Підопригора О.О., Кучук Н.Г. Завантаження комутаційних вузлів мультисервісної мережі. Особливості гетерогенних обчислювальних ресурсів. Проблеми інформатизації. Тези доповідей 11 міжнародної науково-технічної конференції, Т.1, Баку – Бельсько-Бяла – Харків, 15-16 листопада 2023.– С.73.
2. Жалдак М.І., Триус Ю.В. Основи теорії і методів оптимізації: Навчальний посібник. - Черкаси: Брама-Україна, 2015. - 608 с.
3. J Kennedy, R Eberhart. Particle swarm optimization. // Proceedings of IEEE International conference on Neural Networks. – 2011, pp. 1942 - 1948.
4. X. Li, A. P. Engelbrecht. Particle swarm optimization: an introduction and its recent developments. // Proceedings of the 2007 GECCO conference companion on Genetic and evolutionary computation. – London, ACM, 2017, pp. 3391 – 3414.
5. A.V. Bogdanov, M. Dmitriev, Ye Myint Naing, Eucalyptus Open-source Private Cloud Infrastructure, GRID 2010, Proceedings of the 4th International Conference Dubna, June 28- July 3, 2010. Page: 57-63.
6. A.V.Bogdanov, A.A. Lazarev, La Min Htut, Myo Tun Tun, Building User Access System in Grid Environment, Distributed Computing and Grid-Technologies in Science and Education: Proceedings of the 4th Intern. Conference, Dubna, 2019, Pages: 63-69.
7. Alhihi, M. and Khosravi, M.R. Operating Task Redistribution in Hyperconverged Networks. International Journal of Electrical and Computer Engineering 2018, <http://iaescore.com/journals/index.php/IJECE/article/view/9888>
8. Alhihi, M. and Khosravi, M.R. Formulizing the Fuzzy Rule for Takagi-Sugeno Model in Network Traffic Control. The Open Electrical & Electronic Engineering Journal 2018, 12, 1-11. <https://doi.org/10.2174/1874129001812010001>
9. Alhihi, M. Using the Clonal Selection Algorithm for the Synthesis of the

Topological Structure for Data Network. Jordan Journal of Electrical Engineering 2017, 3, 260-268. <http://www.ttu.edu.jo/jjee/docs/Vol3no4/JJEE%20vol.%203,%20no.%204,%20pp.%20260-268.pdf>

10. Attar, H. (2017) Multipath Routing Mathematical Model to Solve the Traffic Engineering in Multi-Protocol Label Switching Network. Journal of Computer and Communications, 5, 113-122. <https://doi.org/10.4236/jcc.2017.514009>

11. Alhihi, M., Khosravi, M.R., Attar, H. and Samour, M. Determining the Optimum Number of Paths for Realization of Multi path Routing in MPLS TE Networks, 2017. T elkomnika, 15, 1701-1709.

12. Alhihi, M., et al. Researching Impact of Parameters of the Developed Routing Models on Network Performance. Studies in Engineering and Technology 2017, 4, 61-69. <http://redfame.com/journal/index.php/set/article/view/2470> <https://doi.org/10.11114/set.v4i1.2470>

13. Alhihi, M. Method of Distribution Network Resources after Restoration, the Networks MPLS-TE Use of Various Telecommunications Technologies to Construct Backbone Networks. International Journal of Communications, Network and System Sciences 2017, 10, 251-260. <https://doi.org/10.4236/ijcns.2017.1011015>

14. Sobchuk A.V., Koval M.O., Kravchenko Yu.V., and Barabash O.V. "Mathematical model of functionally stable wireless sensor network." Scientific periodical edition «Systems of control, navigation and communication», Poltava: PNTU, 6 (46) (2017): 122-126 Print.