

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)

Моделі компонент та трафіку мультисервісних
комп'ютерних мереж

(тема)

Виконав:

студент II курсу, групи СПМ-22-4
Ганзій В.В.
(прізвище, ініціали)

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

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

Освітня програма Системне програмування
(повна назва освітньої програми)

Керівник: проф. Коваленко А.А.
(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-наукова _____
(освітньо-професійна або освітньо-наукова)

Освітня програма _____ Системне програмування _____
(повна назва)

ЗАТВЕРДЖУЮ:

Зав. кафедри _____
(підпис)

“ _____ ” _____ 20__ р.

ЗАВДАННЯ

НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ

студенту _____ Ганзій Віктору Вікторовичу _____
(прізвище, ім'я, по батькові)

1. Тема роботи Моделі компонент та трафіку мультисервісних комп'ютерних мереж

затверджена наказом по університету від “ 01 ” квітня 2024 р. № 257 Ст

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

3. Вхідні дані до роботи _____

Мультисервісна комп'ютерна мережа

Стек протоколів TCP/IP

Технологія ATM

Принципи статичного мультиплексування

Мова програмування PHP

4. Перелік питань, що потрібно опрацювати у роботі _____

Вступ.

1. Аналіз проблематики та постановка задач дослідження.

2. Математичне моделювання компонент та трафіка мультисервісної комп'ютерної мережі.

3. Метод перерозподілу фрактального трафіка мультисервісної комп'ютерної мережі

Висновки.

5. Перелік графічного матеріалу із зазначенням креслеників, схем, плакатів, комп'ютерних ілюстрацій (слайдів) Демонстраційна презентація. Слайди – 14 штук.

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

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

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№	Назва етапів роботи	Термін виконання етапів роботи	Примітка
1	Отримання завдання	02.04.2024–11.04.2024	
2	Аналіз завдання, підбір літератури	12.04.2024–18.04.2024	
3	Огляд проблематики управління трафіка	19.04.2024–26.04.2024	
4	Аналіз та розробка математичних моделей	27.04.2024–17.05.2024	
5	Програмна реалізація	18.05.2024–31.05.2024	
6	Отримання результатів	01.06.2024–08.06.2024	
7	Оформлення матеріалів	08.06.2024–12.06.2024	
8	Підготовка до захисту	08.06.2024–12.06.2024	

Дата видачі завдання 01 квітня 2024 р.

Студент _____
(підпис)

Керівник роботи _____
(підпис)

проф. Коваленко А.А.
(посада, прізвище, ініціали)

РЕФЕРАТ

Пояснювальна записка кваліфікаційної роботи: 69 с., 18 рис., 1 дод., 14 джерел.

МУЛЬТИСЕРВІСНА КОМП'ЮТЕРНА МЕРЕЖА, ТРАФІК, ФРАКТАЛ, ФРАКТАЛЬНІСТЬ, КРИТИЧНА ДІЛЯНКА, МЕРЕЖЕВИЙ РЕСУРС, ПРОПУСКНА ЗДАТНІСТЬ, ВІРТУАЛЬНИЙ КАНАЛ.

Метою кваліфікаційної роботи є підвищення ефективності передачі даних у мультисервісних комп'ютерних мережах шляхом розробки моделей компонент та трафіку, а також методу перерозподілу трафіку.

У ході виконання кваліфікаційної роботи розроблено математичну модель джерела трафіка, та, з її урахуванням, математичну модель трафіка ділянки мультисервісної мережі. Також запропоновано метод перерозподілу трафіка, що базується на пропорційному розподілі ресурсу. Він враховує результати моделювання процесу формування фрактального трафіку на вході критичної ділянки і дозволяє знаходити точку розподілу між службовим і інформаційним трафіком, що забезпечує пропорційний розподіл мережевого ресурсу.

ABSTRACT

Master's thesis: 69 pages, 18 figures, 1 appendices, 14 sources.

MULTISERVICE COMPUTER NETWORK, TRAFFIC, FRACTAL, FRACTALITY, CRITICAL SECTION, NETWORK RESOURCE, BANDWAVE CAPACITY, VIRTUAL CHANNEL.

The major goal of this thesis is to improve the efficiency of data transmission in multi-service computer networks by developing component and traffic models, as well as a method of traffic redistribution.

In the course of the qualification work, a mathematical model of the traffic source was developed, and, taking it into account, a mathematical model of the traffic of the section of the multi-service network. A method of traffic redistribution based on the proportional distribution of the resource is also proposed. It takes into account the results of modeling the process of formation of fractal traffic at the entrance of a critical section and allows finding the point of distribution between service and information traffic, which ensures a proportional distribution of the network resource.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ, СИМВОЛІВ, ОДИНИЦЬ, СКОРОЧЕНЬ І ТЕРМІНІВ	8
ВСТУП	9
1 АНАЛІЗ ПРОБЛЕМАТИКИ ТА ПОСТАНОВКА ЗАДАЧ ДОСЛІДЖЕННЯ	10
1.1 Вимірювання трафіку комп'ютерних мереж.....	11
1.2 Фрактальний трафік МКМ	12
1.2.1 Поняття фрактальності	12
1.2.2 Фрактальність трафіка	13
1.2.3 Фрактальні процеси	13
1.3 Виникнення та особливості критичних ділянок МКМ	16
1.3.1 Приклад утворення критичної ділянки.....	16
1.3.2 Основні чинники, які характеризують критичну ділянку	18
1.3.3 Висновки відносно перерозподілу мережевого ресурсу критичної ділянки	21
1.4 Постановка задач дослідження	21
2 МАТЕМАТИЧНЕ МОДЕЛЮВАННЯ КОМПОНЕНТ ТА ТРАФІКА МУЛЬТИСЕРВІСНОЇ КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ	23
2.1 Управління трафіком в середовищі мультисервісної мережі.....	23
2.2 Застосування методу статистичного мультиплексування при моделюванні трафіка	28
2.3 Математична модель джерела трафіка	30
2.4 Математична модель трафіка мультисервісної мережі.....	34
3 МЕТОД ПЕРЕРОЗПОДІЛУ ФРАКТАЛЬНОГО ТРАФІКА МУЛЬТИСЕРВІСНОЇ КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ	36
3.1 Перерозподіл мережного ресурсу критичної ділянки.....	36
3.1.1 Оптимальний перерозподіл.....	39

3.2	Метод перерозподілу трафіка	43
3.3	Розробка програмних засобів реалізації розробленого методу.....	50
3.3.1	Алгоритм функціонування програмних засобів	50
3.3.2	Вибір програмного середовища.....	51
3.3.3	Основні характеристики програмного середовища	55
3.4	Результати моделювання.....	56
	ВИСНОВКИ.....	59
	ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ	60
	ДОДАТОК А Графічний матеріал кваліфікаційної роботи.....	62

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ, СИМВОЛІВ, ОДИНИЦЬ, СКОРОЧЕНЬ І ТЕРМІНІВ

АТМ – асинхронний режим передавання (англ., Asynchronous Transfer Mode)

EPD – раннє відкидання пакетів (англ., Early Packet Discard)

IP – інтернет протокол (англ., Internet Protocol)

PPD – часткове відкидання пакетів (англ., Partial Packet Discard)

TCP – протокол управління передачею (англ., Transmission Control Protocol)

АСШС – асимптотично самоподібний в широкому сенсі

АКД – ансамбль квазіперіодичних джерел

ІТ – інформаційний трафік

КД – критична ділянка

МКМ – мультисервісна комп'ютерна мережа

МР – мережевий ресурс

ОР – обчислювальний ресурс

ПД – передача даних

ПЗ – пропускна здатність

СВС – самоподібний у вузькому сенсі

СКВ – середнє квадратичне відхилення

ССШС – строго самоподібний в широкому сенсі

ТР – точка розподілу

СТ – службовий трафік

ВСТУП

Зростаючі потреби суспільства в нових послугах комп'ютерних мереж призводять до зміни ідеології побудови останніх майже кожне десятиріччя.

Сьогодні, на зміну технологіям, що використовують мультиплексування з розділенням та ущільненням за довжиною хвилі, приходять мультисервісні технології, основним принципом концепції яких є відділення функцій перенесення та комутації, функцій керування транзакціями та функцій керування послугами.

Впровадження нових технологій потребує створення адекватних математичних моделей процесів, зокрема, у мультисервісних комп'ютерних мережах (МКМ) [1-6]. Як показують експериментальні дані, властивості мережного трафіка МКМ, що спостерігаються на практиці, досить складно інтерпретувати за допомогою методів статистичного аналізу, характерних для усталених режимів роботи мережних додатків [7, 8]. Це утруднює розуміння механізмів утворення віртуальних з'єднань, а також розробку нових управляючих протоколів.

Необхідна розробка конструктивних математичних моделей мережних компонентів і процесів, що враховують особливості, які є істотними для цілей дослідження, з метою подальшого використання їх для розробки нових методів проектування високошвидкісних комп'ютерних мереж [9-11]. Зростаюча складність і підвищення вимог до якості функціонування МКМ сприяли застосуванню методів фрактального аналізу. Однією із задач, які потрібно вирішувати при цьому, є моделювання трафікових процесів, що виникають у разі руйнування деяких мережових зв'язків і створенні у МКМ критичних ділянок. Ця актуальна задача розглянута у кваліфікаційній роботі.

1 АНАЛІЗ ПРОБЛЕМАТИКИ ТА ПОСТАНОВКА ЗАДАЧ ДОСЛІДЖЕННЯ

У процесі взаємодії користувачів у МКМ виникає потік повідомлень – трафік, який може бути охарактеризований кількісно. Зазвичай для кількісної характеристики трафіка використовується його об'єм. Ця величина асоціюється з числом бітів, які були передані за заданий час. При використуванні цифрових систем зі складними способами модуляції та кодування сигналів, визначення об'єму трафіка стає неоднозначним. Тому кількісною характеристикою об'єму трафіку, який був використаний тим чи іншим ресурсом, визначають величину сумарного, інтегрального інтервалу часу, протягом якого даний ресурс був зайнятий за період часу, що аналізується.

Ще одним важливим кількісним параметром трафіку є інтенсивність, і найчастіше це середня інтенсивність трафіку (навантаження) на деякому заданому наборі ресурсів, які обслуговують трафік. Інтервал часу усереднення також звичайно задається. Якщо у кожний момент часу t із заданого інтервалу (t_1, t_2) число зайнятих обслуговуванням трафіка ресурсів із даного набору дорівнює $A(t)$, то середня інтенсивність трафіка може бути оцінена як

$$\bar{A}(t_1, t_2) = \frac{1}{t_2 - t_1} \int_{t_1}^{t_2} A(t) dt .$$

Величина інтенсивності трафіка характеризується як середнє число ресурсів, зайнятих обслуговуванням трафіка на заданому інтервалі часу.

1.1 Вимірювання трафіку комп'ютерних мереж

Спочатку треба розглянути, як можна відобразити роботу системи масового обслуговування, яка має декілька ресурсів, що одночасно обслуговують трафік. Одним із найбільш наочних та часто застосовуваних способів зображення процесу обслуговування заявок пулом серверів є діаграма Ганта, яка відображається прямокутною системою координат, ось абсцис якої зображує час, а на осі ординат позначаються дискретні точки, які відповідають серверам пулу.

Далі, кожний інтервал часу, коли сервер зайнятий обслуговуванням заявки із вхідного потоку, відзначається відрізком горизонтальної прямої. На рисунку 1.1 зображена діаграма Ганта для системи з трьома серверами. У перших трьох інтервалах часу (якщо вважати їх для визначеності секундою) зайняті перший та третій сервери, наступні дві секунди – тільки третій, потім одну секунду працює тільки другий, потім, дві секунди – другий та перший, та останні дві секунди працює тільки перший.

Побудована діаграма дозволяє зробити розрахунки об'єму трафіка та його інтенсивності. Об'єм трафіку вираховується як сумарна довжина усіх відрізків діаграми Ганта (рисунок 1.1). Різниця між об'ємами поступаючого та пропущеного трафіків називається об'ємом надмірного трафіку.

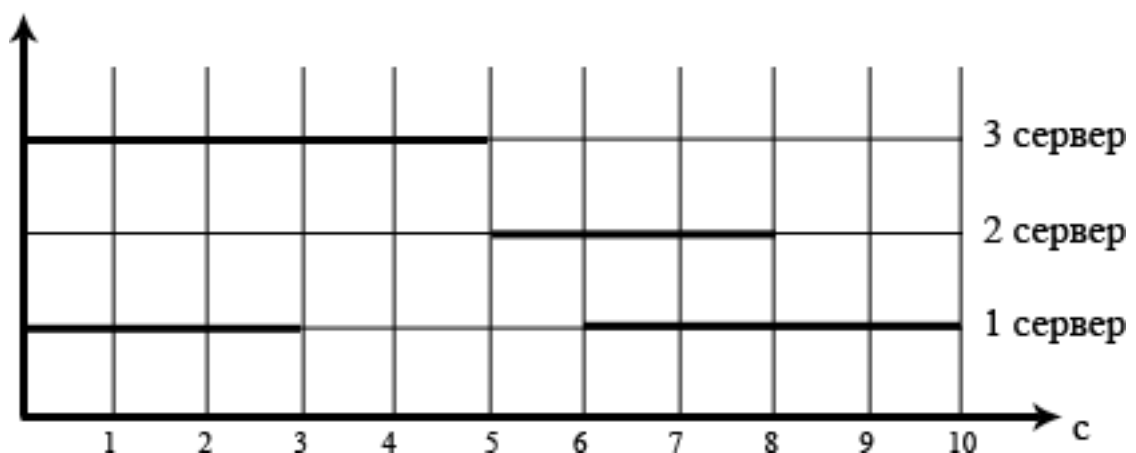


Рисунок 1.1 – Діаграма Ганта для трьох черг

Діаграма Ганта дозволяє знайти також середні інтенсивності на будь-яких інтервалах часу. Побудувавши графік зміни інтенсивності трафіку (навантаження), можна визначити годинний інтервал, коли інтенсивність була максимальною.

Отже, за допомогою побудованої діаграми Ганта можна знайти оцінки інтенсивності трафіку на заданих інтервалах часу та визначити інтенсивність трафіку у часи найбільшого навантаження. Ця величина вимірюється у ерлангах та звичайно використовується для різних розрахунків та прогнозів.

1.2 Фрактальний трафік МКМ

1.2.1 Поняття фрактальності

Поняття фрактал було вперше введено Бенуа Мандельбротом у 1975 році. Слово утворене від латинського «fractus» – той, що складається з фрагментів. З математичної точки зору фрактальний об'єкт, перш за все, має дробову (або нецілу) розмірність.

Відомо, що точка (з математичної точки зору) має розмірність, рівну нулю, відрізок прямої і коло (що характеризуються завдовжкою) – одиниці, круг і сфера (що характеризуються площею) – двом, і так далі. Проте, для множини об'єктів з розмірністю, наприклад, 1,5, потрібне щось середнє між довжиною і площею. Ще раніше, в 1919 році, Ф. Хаусдорф навів перші приклади об'єктів, що мають дробову розмірність (Канторова множина, крива фон Коха і так далі).

Інша важлива властивість, яку мають майже всі фрактали – властивість самоподібності (або масштабна інваріантність). Виявляється, фрактал можна розбити на скіль завгодно малі частини так, що кожна частина виявиться зменшеною частиною цілого [5].

Фактично більшість об'єктів в природі при ретельнішому розгляді не є

кругами, квадратами або простими лініями. Замість цього вони, по суті, – фрактали, і походження фракталів зазвичай зв'язується з рівняннями хаосу. Хаос і фрактальна краса представляють природу реальності.

Одним з таких самоподібних (фрактальних) процесів є агрегований трафік. Тому вживання апарату теорії нелінійних динамічних процесів (зокрема, теорії хаосу) для дослідження самоподібного трафіку представляється також досить перспективним напрямом і розумним розвитком ідей фрактального дослідження трафіку.

1.2.2 Фрактальність трафіка

Перша інформація про фрактальний телетрафік з'явилася з моменту його виявлення в 1993 році. При цьому виявилось, що в умовах фрактального трафіку методи розрахунку сучасних комп'ютерних мереж (пропускної здатності каналів, ємкості буферів і так далі), засновані на Пуассонівських моделях і формулах Ерланга, які з успіхом використовуються при проектуванні телефонних мереж, дають невиправдано оптимістичні рішення і призводять до недооцінки реального навантаження.

1.2.3 Фрактальні процеси

Тепер треба дати визначення строго і асимптотично фрактальних в широкому сенсі випадкових процесів дискретного аргументу і вказати їх зв'язок з процесами, самоподібними у вузькому сенсі, і з процесами з залежністю, що повільно убуває. Слід зауважити, що теорія фрактального телетрафіку проходить відносно ранню стадію свого розвитку, з цієї причини існують деякі відмінності в термінології і навіть у визначеннях [5].

Нехай $X = (X_1, X_2, \dots)$ – напівнескінченний відрізок стаціонарного в широкому сенсі випадкового процесу дискретного аргументу (часу) $t \in N = \{1, 2, \dots\}$. Позначимо через $\mu < \infty$ і $\delta^2 < \infty$ середнє і дисперсію

процесу X відповідно, а автокореляційну функцію і автоковаріацію процесу X – через

$$r(k) = \frac{\overline{(X_{t+k} - \mu)(X_t - \mu)}}{\delta^2},$$

$$b(k) = \delta^2 r(k), k \in Z_+ = \{0, 1, 2, \dots\}.$$

Оскільки процес X є стаціонарним в широкому сенсі, середнє $M[X] = \mu$, дисперсія $D[X] = \sigma^2 \equiv b(0)$, то коефіцієнт кореляції $r(k)$ і автоковаріація $b(k)$ не залежать від часу t_i :

$$r(k) = r(-k),$$

$$b(k) = b(-k).$$

Допустимо, процес X має автокореляційну функцію такого вигляду:

$$r(k) \sim k^{-\beta} L_1(k), k \rightarrow \infty, \quad (1.1)$$

де $0 < \beta < 1$ і L_1 – повільно змінна на нескінченності функція, тобто

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{L_1(tx)}{L_1(t)} = 1$$

для всіх $x > 0$ (прикладом повільно змінної функції може служити $L_1(t) = \log(t)$).

Позначимо через $X^{(m)} = (X_1^{(m)}, X_2^{(m)}, \dots)$ усереднений по блоках довжини m процес X , компоненти якого визначаються рівністю

$$\mathbf{X}_t^{(m)} \stackrel{\Delta}{=} \frac{1}{m} (\mathbf{X}_{tm-m+1} + \dots + \mathbf{X}_{tm}), \quad m, t \in \mathbb{N}. \quad (1.2)$$

У подальшому викладі називатимемо такий ряд агрегованим. Позначимо через $r_m(k)$, $b_m(k)$ і $V_m = b_m(0)$ коефіцієнт кореляції, автоковаріацію і дисперсію процесу $X^{(m)}$ відповідно. Приведемо нижче визначення строго самоподібного в широкому сенсі процесу.

Процес X називається строго самоподібним в широкому сенсі (ССШС) з параметром Херста $H = 1 - (\beta/2)$, $0 < \beta < 1$, якщо

$$r_m(k) = r(k), \quad k \in \mathbb{Z}_+, \quad m \in \{2, 3, \dots\}, \quad (1.3)$$

тобто ССШС процес не міняє свій коефіцієнт кореляції після усереднювання по блоках довжини m . Іншими словами, X належить до ССШС, якщо агрегований процес $X^{(m)}$ невідмітний від вихідного процесу X , як мінімум відносно статистичних характеристик другого порядку. Параметр H – коефіцієнт Херста, має принципове значення в теорії самоподібних процесів. Він є індикатором міри самоподібності процесу, а також свідчить про наявність у нього таких властивостей як персистентність, антиперсистентність і тривала пам'ять.

Процес X називається асимптотично самоподібним в широкому сенсі (АСШС) з параметром $H = 1 - (\beta/2)$, $0 < \beta < 1$, якщо

$$\lim_{m \rightarrow \infty} r_m(k) = g(k), \quad k \in \mathbb{N}, \quad (1.4)$$

де $g(k) = \frac{1}{2} \left((k-1)^{2-\beta} - 2k^{2-\beta} + (k+1)^{2-\beta} \right)$ – коефіцієнт кореляції

ССШС.

Сенс цього визначення полягає в тому, що X є АСШС-процесом, якщо після усереднювання по блоках довжини m і при $m \rightarrow \infty$ сходиться до ССШС процесу.

Разом з поняттям ССШС існує поняття просто самоподібного процесу, яке для більшої термінологічної відмінності називатимемо самоподібним у вузькому сенсі процесом (СВС).

Процес X називається самоподібним у вузькому сенсі з параметром $H=1-(\beta/2)$, $0 < \beta < 1$, якщо є справедливим вираз

$$m^{1-H} X^{(m)} = X, \quad m \in \mathcal{N}, \quad (1.5)$$

який розуміється в сенсі рівності розподілів. Зв'язок між процесами ССШС і СВС аналогічний зв'язку між процесами, стаціонарними в широкому і вузькому сенсах.

1.3 Виникнення та особливості критичних ділянок МКМ

1.3.1 Приклад утворення критичної ділянки

Доцільно розглянути аналог повнозв'язної структури фрагмента МКМ, де елементи зв'язані між собою за принципом «кожен з кожним» (рисунок 1.2). З рисунка видно, що всі шість ланок мають прямі зв'язки між собою. Дана структура повинна забезпечити надійніший зв'язок між всіма елементами фрагмента МКМ і при виведенні з ладу її елементів. Розглянемо тепер випадок дії зовнішніх чинників на систему (рисунок 1.3).

Проаналізувавши цей рисунок, можна зробити висновок про те, що єдиним каналом передачі даних (ПД), що сполучає елементи мережі 5 і 6 з 3 і 4, є канал ПД між елементами мережі 1 і 2. Отже, якщо до зміни структури фрагмента відповідно до технології комутації пакетів інформаційні потоки розподілялися згідно однієї схеми маршрутизації по всіх каналах ПД, то

після порушення повнозв'язної структури найбільше навантаження лягає на канал ПД між ланками 1 і 2.

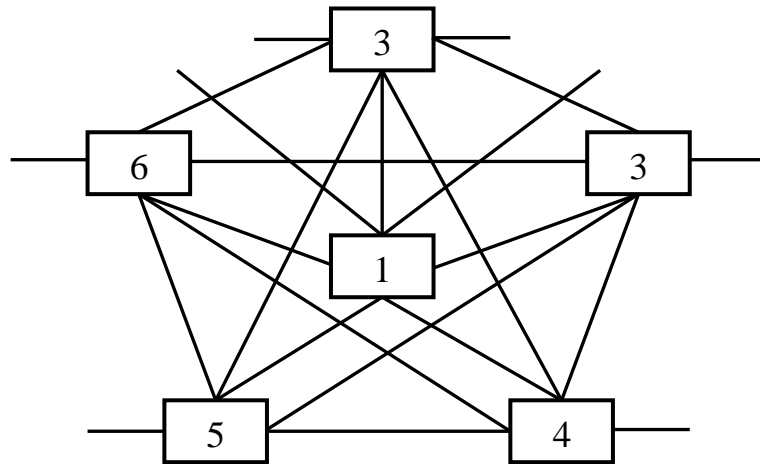


Рисунок 1.2 – Приклад повнозв'язної структури фрагмента МКМ (до зовнішніх дій)

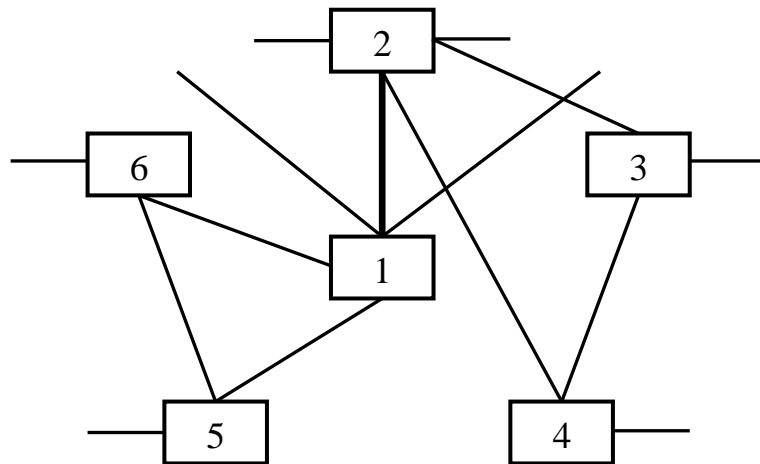


Рисунок 1.3 – Приклад структури фрагмента МКМ (після зовнішніх дій)

У сучасній науковій літературі такий канал ПД називають критичною ділянкою мережі. На рисунку 1.4 дана критична ділянка відображена в розгорнутому вигляді.

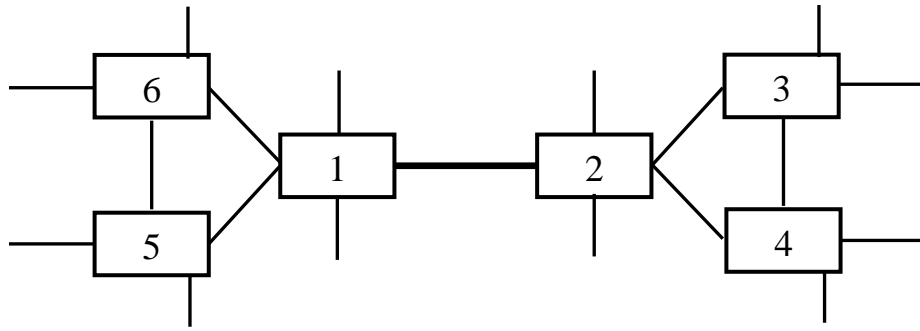


Рисунок 1.4 – Критична ділянка фрагмента МКМ

Така ділянка характерна тим, що пропускна здатність каналу ПД вимушена забезпечити передачу трафіку більшої інтенсивності, чим це було передбачено при збереженні повнозв'язної структури. Очевидно, що при виникненні таких ділянок в МКМ, ці ділянки характеризуються обмеженою пропускною здатністю (ПЗ).

1.3.2 Основні чинники, які характеризують критичну ділянку

Як наголошувалося вище, оперативність обміну інформацією в МКМ характеризується таким критерієм, як час передачі пакету даних, що визначається з наступного виразу:

$$T_{к\delta} = t_k + t_o + t_n, \quad (1.6)$$

де t_k – час комутації пакету даних на критичній ділянці;

t_o – час чекання пакету даних в черзі до каналу ПД;

t_n – час передачі пакету даних по каналу ПД.

Час комутації пакету даних на критичній ділянці мережі передачі даних залежить від типу маршрутизатора і визначається його технічними характеристиками.

Час чекання пакету даних в черзі до каналу ПД для критичної ділянки визначається за наступним виразом:

$$t_o = \frac{n_o}{R_{k\partial} \cdot (1 - k_{30})} \cdot V_p, \quad (1.7)$$

де k_{30} – коефіцієнт завантаження каналу ПД службовою інформацією;

n_o – довжина черги пакетів даних до каналу ПД;

V_p – середній об'єм пакету даних.

Час передачі пакету даних по каналу ПД для критичної ділянки визначається за наступним виразом:

$$t_n = \frac{V_p}{R_{k\partial} \cdot (1 - k_{30})}, \quad (1.8)$$

де l_o – довжина черги пакетів даних до каналу ПД.

Підставивши вирази (1.7) та (1.8) у вираз (1.6), можна отримати час передачі пакету даних на критичній ділянці фрагмента МКМ:

$$T_{k\partial} = t_k + \frac{V_p}{R_{k\partial} \cdot (1 - k_{30})} \cdot (n_o + 1). \quad (1.9)$$

Виходячи з вищенаведеного аналізу, можна зробити наступні висновки про характер чинників:

а) зовнішніми чинниками, що визначають характер інформаційних потоків, є наступні;

- 1) різноманітність використовуваних додатків;
- 2) великі об'єми даних, що передаються;
- 3) збільшення інтенсивності інформаційних потоків на критичних

ділянках МКМ;

б) чинниками, що впливають на зміну часу передачі пакету даних на критичній ділянці МКМ є;

1) інтенсивність інформаційних потоків – (λ) ;

2) час комутації пакету – (t_k) , який залежить від типа маршрутизатора і визначається його технічними характеристиками;

3) пропускна здатність каналу ПД – $(R_{кд})$;

4) об'єм пакету даних – (V_p) ;

5) довжина черги пакетів даних до каналу ПД – (n_o) ;

б) коефіцієнт завантаження каналу ПД службовою інформацією – $(k_{з0})$;

в) чинником, який не враховується в існуючих методах перерозподілу обчислювального ресурсу, є властивість фрактальності трафіку, що виявляється при об'єднанні багатьох інформаційних потоків; його вплив добре описується коефіцієнтом відхилення пікових значень інтенсивності інформаційного потоку, визначуваного виразом:

$$k_n = \frac{\lambda_{\max}}{\lambda_{cp}}, \quad (1.10)$$

де λ_{\max} – максимальне значення інтенсивності інформаційного потоку;

λ_{cp} – середнє значення інтенсивності інформаційного потоку.

Згідно з традиційними моделями трафіку, методи перерозподілу обчислювального ресурсу передбачають згладжування інформаційних потоків (наприклад, вживання методу статистичного мультиплексування або методу згладжування інтенсивності інформаційного потоку). Проте, для трафіку, що володіє властивістю фрактальності, ці методи виявляються неефективними і обчислювальний ресурс використовується не повною

мірою.

На підставі аналізу визначених в даному підрозділі чинників, що впливають на процес обміну інформацією в МКМ і що визначають методи перерозподілу мережевого ресурсу, можна стверджувати, що його перерозподіл при моделюванні трафікового процесу, який виникає на критичній ділянці, є обґрунтованим. Для визначення шляхів його реалізації необхідно розглянути, як враховуються перераховані чинники в існуючих методах, провести класифікацію цих методів і врахувати їх переваги і недоліки.

1.3.3 Висновки відносно перерозподілу мережевого ресурсу критичної ділянки

Способи і методи управління перевантаженням в телекомунікаційних мережах розроблялися і використовувалися без врахування можливої великої кількості каналів зв'язку і комутаційних центрів. В результаті дії зовнішніх чинників зміна структури МКМ приводить до наслідків, що впливають на критерій оперативності – час передачі пакету даних.

Для забезпечення нормальної роботи МКМ при маршрутизації значно збільшується об'єм службової інформації в порівнянні з «корисною», причому інколи це співвідношення досягає пропорції 4:1.

Існуючі способи і методи управління перевантаженнями не враховують швидкої зміни структури мережі, внаслідок чого можливе обмеження пропускної здатності на критичних ділянках. Окрім того, в мережі з комутацією пакетів не враховуються властивості фрактальності трафіку і розраховані на його поведінку, адекватну класичним моделям Ерланга і Пуассона, характерним для комутації каналів.

1.4 Постановка задач дослідження

Таким чином, можна виділити наступні задачі дослідження, що повинні бути вирішені в рамках даної атестаційної роботи:

- провести дослідження проблематики управління та моделювання трафіку в середовищі мультисервісної мережі;
- розробити математичну модель джерела трафіка;
- розробити математичну модель трафіка мультисервісної мережі;
- розробити метод перерозподілу трафіка, що базується на пропорційному розподілі ресурсу, на основі запропонованої моделі трафіку мультисервісної мережі;
- розробити відповідні програмні засоби, що реалізують метод
- виконати дослідження розроблених моделей та методу.

2 МАТЕМАТИЧНЕ МОДЕЛЮВАННЯ КОМПОНЕНТ ТА ТРАФІКА МУЛЬТИСЕРВІСНОЇ КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ

2.1 Управління трафіком в середовищі мультисервісної мережі

При розгляді механізмів взаємодії різних рівнів управління трафіком у високошвидкісних комп'ютерних мережах можна виділити наступні компоненти:

- алгоритми регулювання рівня завантаження в буферах;
- методи резервування і перерозподілу ресурсів,
- алгоритми управління швидкістю передачі пакетів в каналах зв'язку.

Всі перераховані компоненти мають на меті підвищити продуктивність і якість роботи інформаційних додатків, що використовують можливості як транспортного протоколу, так і апаратно-програмних пристроїв мережі для усунення втрат пакетів у віртуальних з'єднаннях.

Досвід практичної експлуатації застосунків, що використовують протокол TSP в мережі ATM показує, що без використання спеціальних механізмів оперативного управління перевантаженнями за допомогою відкидання свідомо непотрібних маршрутів, мережева продуктивність може бути вельми низькою. Тому в алгоритм управління необхідно включити засоби відкидання сегментів TSP (які зазвичай інкапсульовані в IP-пакети), якщо одну із складових пакету, отриманих після процедури фрагментації, було втрачено.

Перший і широко використовуваний в цьому випадку алгоритм управління, заснований на відкиданні всіх складових пакету, наступних за втраченою, яка належить даному пакету IP (PPD, partial packet discard). Модифікацією цього механізму управління є схема раннього відкидання складових (EPD, early packet discard). В цьому випадку використовується алгоритм короткострокового передбачення рівня заповнення буфера

комутатора і, якщо довжина черги перевищує певний рівень або деякий критичний поріг, то система управління приймає рішення про відкидання всіх складових, що належать певній кількості (наприклад, одному) сегментів ТСР. Така схема управління трафіком дозволяє підвищити продуктивність транспортних з'єднань. Проте, вибір обґрунтованого значення величини критичного порогу заповнення буфера вимагає вивчення такої структури в загальному випадку нестационарних потоків даних і створення ефективних алгоритмів передбачення стану каналів.

Друга схема відкидання складових заснована на програмному управлінні ресурсами мережі і вимагає їх резервування для кожного з віртуальних з'єднань. Основна перевага такого підходу полягає в тому, що можна гарантувати нульовий рівень втрат складових, викликаних переповнюванням пристроїв буферизації. Проте об'єм ресурсів буферної пам'яті, який дозволяє ефективно використовувати таку схему управління потоком, залежить від величини затримки при поширенні пакетів і флуктуації пропускної здатності лінії зв'язку.

Складність в коректній оцінці необхідного буферного простору призводить до того, що в сучасних комутаторах АТМ реалізовано два спрощені варіанти схеми такого управління:

- використання строгого розділення буфера на сегменти, які закріплюються за окремими віртуальними з'єднаннями;
- використання єдиного буферного простору, що розділяється всіма віртуальними з'єднаннями одночасно, об'єм якого може змінюватися в часі.

Хоча теоретично в цьому випадку можливо забезпечити незалежне управління потоками для кожного зі з'єднань, але при цьому вельми неефективно використовується найбільш дорогий ресурс комутатора – пам'ять, яка закріплена за окремим буфером. Для подолання подібного недоліку застосовується модифікована схема спільного використання вільного об'єму буфера всіма віртуальними каналами. При такій схемі управління істотні переваги мають алгоритми із зворотним зв'язком,

безпосередньо реалізованим в кожному з каналів зв'язку.

Для цього за віртуальним каналом закріплюється певна кількість доступних для використання узагальнених мережевих ресурсів. Пакет з конкретного віртуального з'єднання може бути переданий лише в тому випадку, якщо це з'єднання має позитивну кількість кредитів. Інформація про величини кредитів пересилаються по мережі одночасно з передачею пакетів даних між вузлами. У новому вузлі число кредитів змінюється відповідно до його поточного стану. Практична реалізація такої кредитної схеми передбачає, що буфер в передавальному вузлі розділяється на дві зони: N1 і N2.

Зона N1 дозволяє об'єднувати кредити i , таким чином, виділити частину пропускну здатності лінії зв'язку для пересилки пакетів, що несуть інформацію про кредити.

Розмір зони N2 визначає поточне значення пропускну здатності віртуального каналу $\mu(t)$. Якщо R є величина затримки при передачі складових між двома вузлами мережі, то величину N2 можна оцінити за допомогою наступного виразу:

$$N2 = R \times \mu(t).$$

Алгоритм управління передбачає можливість помітити кредити, отримані у момент t , за допомогою спеціальної змінної $CR(t)$. При цьому, якщо E пакетів було передане за час R , то кредити в наступний момент часу t^+ обчислюються на основі наступного співвідношення:

$$CR(t^+) = CR(t) - E.$$

Така схема володіє недостатніми екстраполяційними можливостями, але дозволяє ефективно управляти перевантаженнями на вельми коротких проміжках часу. Її основний недолік полягає в необхідності використання

значних об'ємів пам'яті для буферизації даних.

Досвід розробки застосунків для мережі Інтернет показує, що істотного підвищення ефективності використання буферної пам'яті можна досягти за рахунок вживання алгоритмів прогнозування при статистичному мультиплексуванні трафіку.

Проте при такій схемі управління вже неможна гарантувати нульовий рівень втрат пакетів із-за існування вірогідності переповнювання буфера. В цьому випадку вельми перспективним є використання методів надлишкового кодування даних в суміжних пакетах серіях у поєднанні з динамічним резервуванням кредитів для даного віртуального з'єднання.

Необхідно враховувати, що істотна частина інформаційних додатків, пов'язаних з передачею даних, працює в інтерактивному режимі, і тому спрогнозувати заздалегідь характеристики трафіку, що генерується, а отже коректно оцінити об'єм кредитів, досить складно.

Характер зміни затримки не залежить від розміру пакету, а визначається динамікою зміни завантаження в магістральних мережевих каналах, утворених за допомогою з'єднань АТМ.

Гнучкішою є швидкісна схема, яка має декілька реалізацій. Одна з них, що використовує негативний зворотний зв'язок, приведена на рисунку 2.1. У цій схемі перевантажений комутатор, встановлює в транзитних пакетах RM відповідний біт в «1», інформуючи приймач про перевантаження по конкретному віртуальному з'єднанню. Отримавши повідомлення про перевантаження, приймач направляє цю інформацію джерелу, яке приймає рішення про зниження швидкості передачі по перевантаженому віртуальному з'єднанню. Аналогічно працює схема управління, в якій передбачено, щоб інформацію про перевантаження направляв джерелу безпосередньо перевантажений комутатор.

Отже, зниження швидкості передачі в схемі на рисунку 2.1 відбувається доти, доки продовжує поступати інформація про перевантаження. Як тільки поява пакетів управління з інформацією про

перевантаження припиниться або вони не поступатимуть протягом певного інтервалу часу, джерело може почати збільшення швидкості до її максимального значення (PCR). Проте, якщо пакети управління попадуть в перевантажений потік, то вони самі можуть бути відкинуті. Таким чином, при використанні швидкісної схеми виникає можливість виникнення аварійної ситуації, тому вона вважається нестійкою до втрати інформаційних пакетів.

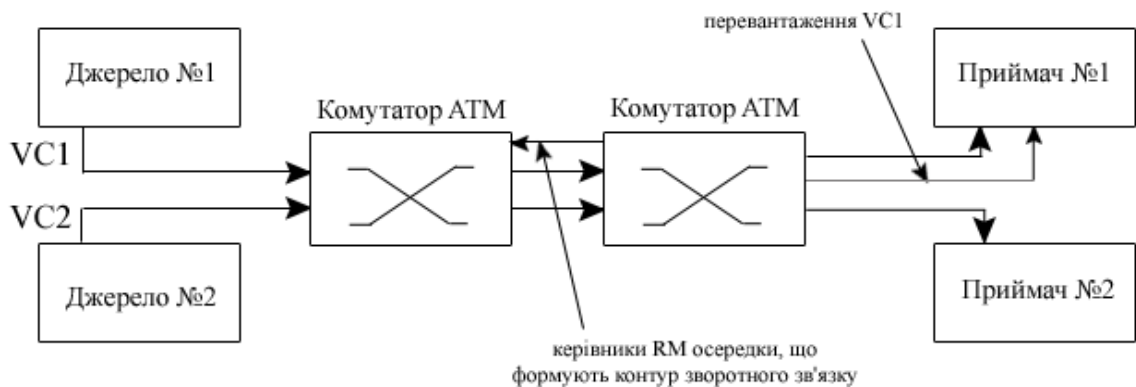


Рисунок 2.1 – Принцип роботи швидкісної схеми з попередженням;
VC1, VC2 - віртуальні канали, утворені в АТМ мережі

Для її модифікації може бути використаний алгоритм управління, відповідно до якого джерело збільшує швидкість передачі лише тоді, коли отримує дозвіл. Інакше джерело послідовно знижує інтенсивність генерації даних пропорційно числу переданих інформаційних пакетів. Якщо приймач не перевантажений, то у відповідь джерелу на кожен пакет з бітом управління, що дорівнює нулю, він відсилає пакет управління з дозволом збільшити швидкість передачі.

Щоб підвищити рівномірність розподілу мережевих ресурсів, схема управління може бути змінена. В цьому випадку джерело повинно посилати всі інформаційні пакети з бітом управління, що дорівнює нулю. Через кожні N таких пакетів джерело передає пакет управління, що містить інформацію

про значення бажаної і поточної (ACR, Allowed Cell Rate) швидкості передачі.

Отримавши інформацію про значення ACR, приймач відправляє її через контур зворотного зв'язку назад джерелу, а той коректує швидкість передачі відповідно до нового допустимого значення. Таким чином, проходячи по колу, пакет управління збирає інформацію про наявність ресурсів зі всіх проміжних комутаторів і повертається назад до джерела із значенням найменшої допустимої швидкості передачі, яка не викликає перевантаження даного віртуального з'єднання.

Приведені вище описи процесів передачі пакетного трафіку через проміжні вузли комутації дозволяють зробити висновок про мультиплікативну модель формування агрегованого значення ефективної пропускної здатності віртуального з'єднання. Для параметризації такої моделі слід врахувати, що інтенсивність передачі пакетів в кожному вузлі мережі є випадковою величиною.

Тому в кожному вузлі віртуального з'єднання може бути визначена деяка міра або щільність вірогідності $f(\mu)$ того, що швидкість передачі складатиме μ пакетів за секунду.

В цьому випадку ймовірність того, що швидкість передачі даних даного віртуального з'єднання з N вузлів, буде дорівнювати μ , визначається наступним виразом:

$$p(\mu) = \int_E f_1(\mu) \cdot f_2(\mu) \cdot \dots \cdot f_N(\mu) d\mu. \quad (2.1)$$

2.2 Застосування методу статистичного мультиплексування при моделюванні трафіка

Метод статистичного мультиплексування потоків широко застосовується в телекомунікаційних системах, оскільки дозволяє економно використовувати пропускну здатність магістральних каналів.

Розглянемо простий приклад передачі інформації багатьох джерел поодиноці магістральному каналу (рисунок 2.2, а). Для того, щоб передати, наприклад, на критичній ділянці мережі декілька інформаційних потоків $\varepsilon_1, \varepsilon_2, \dots, \varepsilon_N$ у одній лінії зв'язку, під кожен з них можна виділити віртуальний канал з відповідною пропускнуою здатністю C_1, C_2, \dots, C_N . Як видно з рисунка 2.2, в цьому випадку $C_{\Sigma} = C_1 + C_2 + \dots + C_N$. Інший метод (рисунок 2.2, б) заснований на іншому принципі об'єднання інформаційних потоків.

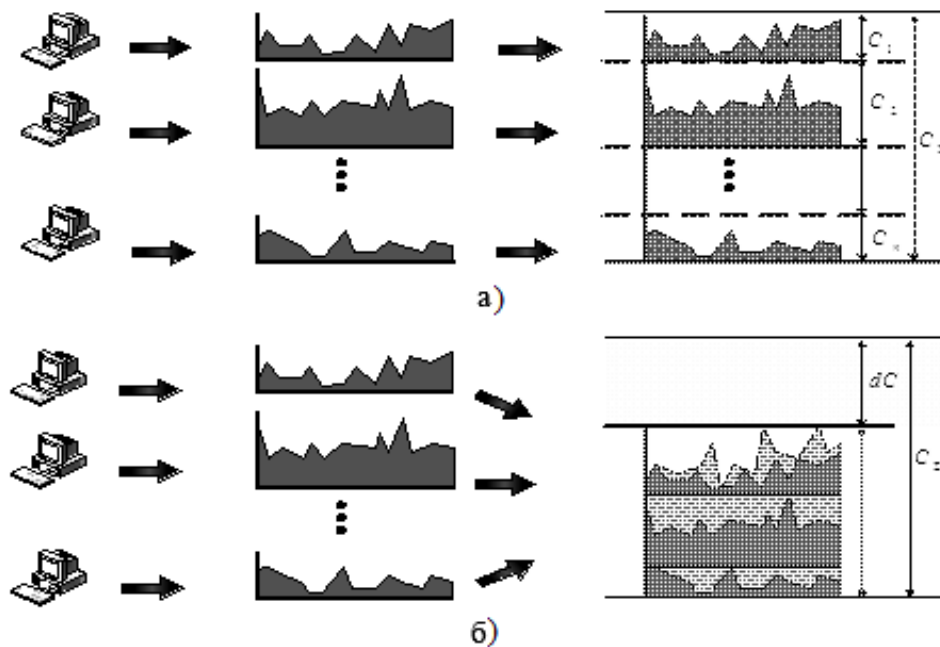


Рисунок 2.2 – Робота алгоритму статистичного мультиплексування:

- а) трафіки трьох окремих джерел при жорсткому розділенні пропускнуої здатності загального каналу між ними;
- б) трафіки тих же джерел в магістральному каналі при роботі алгоритму статистичного мультиплексування (при цьому досягається вигаш пропускнуої здатності)

Цей метод називається статистичним мультиплексуванням і використовується для згладжування профілю трафіку. В даному випадку

коефіцієнт варіації відображає міра згладжування об'єднаного процесу ξ_{Σ} при збільшенні кількості парціальних процесів, що мультиплекуються. Ефект зорового згладжування процесу ξ_{Σ} при зростанні досягається завдяки швидшому зростанню середнього процесу ξ_{Σ} в порівнянні з його середньоквадратичним відхиленням (СКВ).

Принципово, що середнє порівнюється з СКВ, а не з дисперсією, що робиться для здобуття безрозмірної оцінки міри згладженої (коефіцієнта варіації). Більш того, відповідно до центральної граничної теореми, при збільшенні повинна також відбуватися нормалізація процесу ξ_{Σ} .

Проте, на практиці, найчастіше ресурсів магістрального каналу (пропускна здатність, буфери) набагато менше, ніж сумарна потенційна можливість процесів, що мультиплекуються, що, в свою чергу, визначає ефективність системи. Як результат, парціальні потоки при складанні в обмеженому буфері втрачають незалежність.

Таким чином показано, що для фрактальних процесів метод статистичного мультиплексування для «згладжування» пікових значень інтенсивності інформаційного трафіку (ІТ) не є ефективним.

2.3 Математична модель джерела трафіка

На транспортному рівні МКМ застосовується метод управління інтенсивністю трафіку від джерела, заснований на зміні розміру вікна перевантаження. Суть управління, в загальному випадку, зводиться до постійного лінійного збільшення навантаження на мережу з метою визначення моменту початку перевантаження. За періодом зростання, за фактом втрати пакету здійснюється зниження швидкості передачі.

Рисунок 2.3 ілюструє процес адитивного збільшення і мультиплікативного скидання розміру вікна. Оскільки перепади інтенсивності трафіку від одного джерела в середньому досягають значень

від 8 до 12 % значення виділеної для з'єднання пропускної здатності, періодичність чергування адитивного зростання і мультиплікативного скидання повинні вносити до трафіку, що генерується джерелом, хай незначні, але все таки відчутні кореляційні залежності.

$\lambda(t)$, біт/с

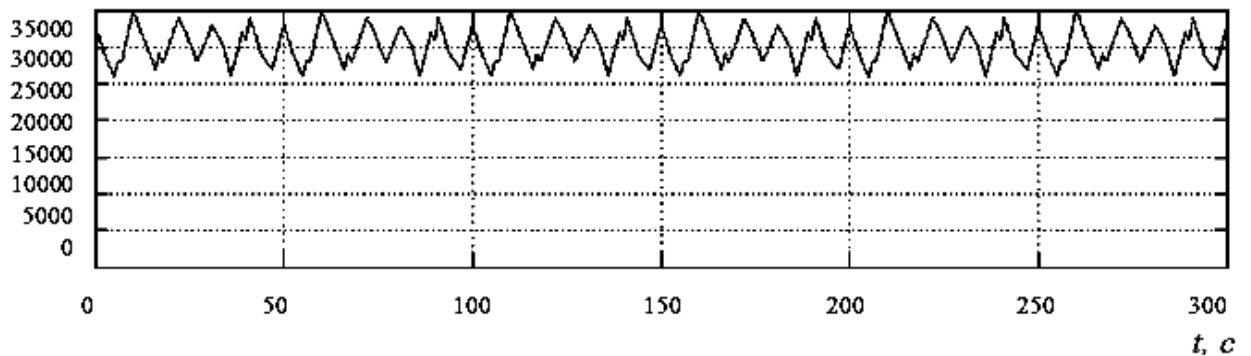


Рисунок 2.3 – Процес адитивного збільшення і мультиплікативного скидання розміру вікна

Очевидно, що ці зміни швидкості схожі на коливання, і їх можна апроксимувати періодичною функцією (рисунок 2.4, а). Фактично, можна говорити про квазіперіодичність процесу, що обумовлена використанням методу розподілу обчислювального ресурсу, заснованого на зворотному зв'язку.

Кожне окреме джерело мережі можна моделювати періодичними або квазіперіодичними сигналами із значеннями амплітуд і частот. При об'єднанні ансамблю квазіперіодичних джерел (АКД), випадкові збіги близьких до максимальних або мінімальних значень амплітуд, їх значення в об'єднаному процесі матимуть вигляд сплесків або спадів інтенсивності на фоні триваліших, згладжених ділянок на тимчасовій осі.

Окрім варіацій розглянутих величин важливими є і варіації початку періоду активності кожного джерела в стохастичній фазі, яка є аналогом варіації часу підключення різних окремих джерел.

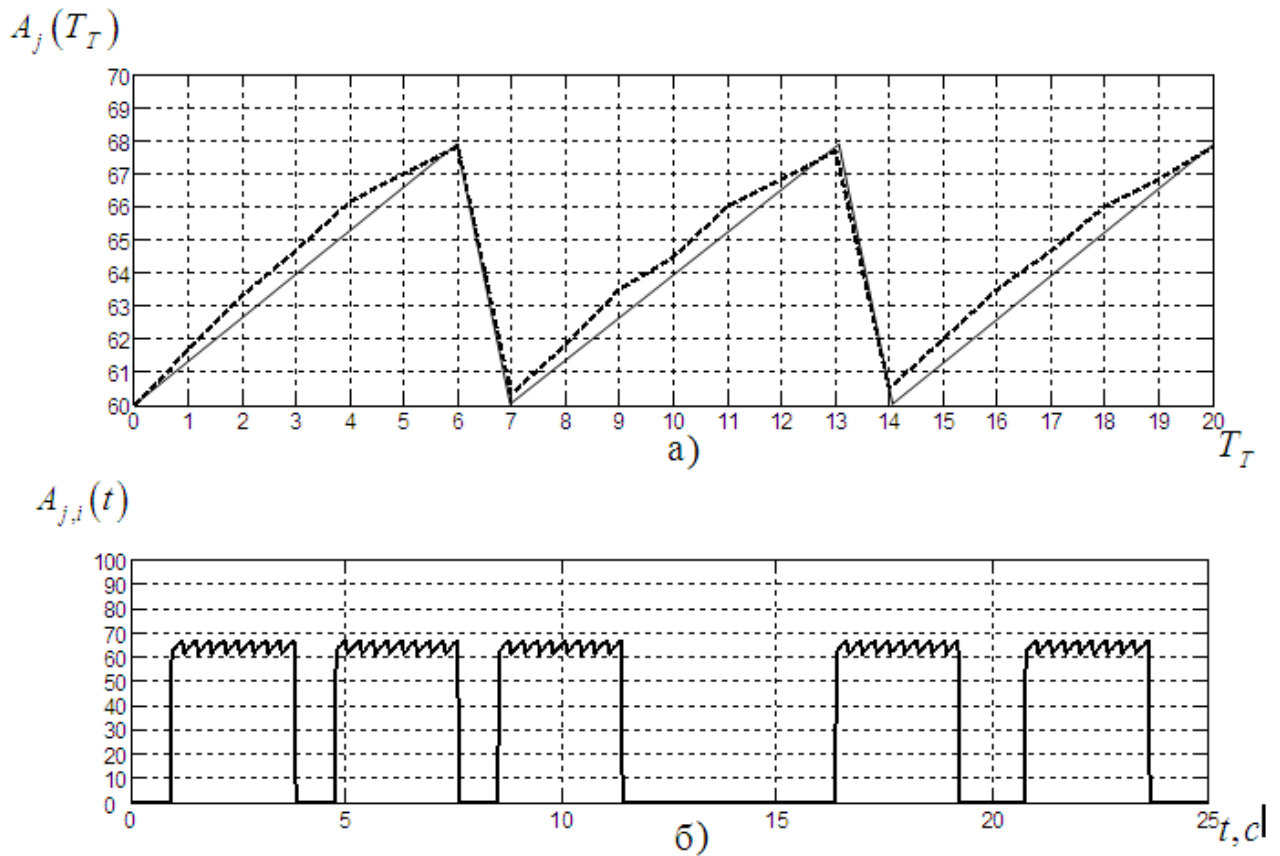


Рисунок 2.4 – Моделювання трафіку окремого джерела: а) апроксимація зміни швидкості передачі; б) модель трафіку окремого джерела в період активності

Також необхідно враховувати і розбиття кожного періоду активності на сегменти, відповідні передачі груп пакетів (рисунок 2.4, б). Враховуючи, що функція Хевісайда для випадку $\delta t < \Delta t$ володіє властивістю

$$[Hv(t) - Hv(t + \Delta t)] \cdot [Hv(t) - Hv(t + \delta t)] = Hv(t) - Hv(t + \delta t),$$

а також те, що виконується умова

$$T_T \ll \delta t < \Delta t,$$

де T_T – час такту кругового оберту пакету даних, зміна швидкості

передачі, обумовлена управлінням, заснованим на зворотному зв'язку між одержувачем і джерелом в межах заданого розбиття, можна описати наступним виразом:

$$\begin{aligned}
 C_{j,i,k}(t) = & \sum_{\ell=0}^{\ell_{j,i,k}} \left(\left(A_j \cdot (1 - \alpha_{j,i}) + (t - \ell \cdot \tau_{j,i,k}) \cdot \frac{\omega_{j,i,k} \cdot \gamma_{j,i,k}}{T_T} \right) \times \right. \\
 & \times \left(H\nu \cdot (\tau_{j,i,k} \cdot \ell + \omega_{j,i,k}) - H\nu \cdot (\tau \cdot \ell + \omega_{j,i,k} + T_T) \right) + \\
 & + \left(\gamma_{j,i} \left(t - t_{j,i,k}^{(0)} \right) + A_j \cdot (1 - \alpha_{j,i}) - \ell \cdot \tau_{j,i,k} \right) \times \\
 & \left. \left(H\nu \cdot (\ell \cdot \tau_{j,i,k}) - H\nu \cdot (\ell \cdot \tau_{j,i,k} + \omega_{j,i,k}) \right) \right), \tag{2.2}
 \end{aligned}$$

де $t_{j,i,k}^{(0)}$ – початок процесу;

$\gamma_{j,i,k}$ – коефіцієнт зміни швидкості;

$\ell_{j,i,k}$ – кількість інтервалів зростання швидкості передачі при передачі

j -м джерелом на i -у інтервалі активності в межах $[t_{j,i,k}^{(0)}, t_{j,i,k}^{(0)} + \delta t_{j,i,k}]$;

A_j – доступна швидкість передачі для j -го джерела;

$\alpha_{j,i}$ – коефіцієнт, що враховує варіації зміни швидкості передачі;

$$\omega_{j,i,k} = \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{\gamma_{j,i,k}},$$

$$\tau_{j,i,k} = t_{j,i,k}^{(0)} + \omega_{j,i,k} + T_T.$$

Аналіз об'єднаного процесу від багатьох джерел з характерними квазіперіодичними складовими дає можливість визначити вплив управління

швидкістю передачі на основі зворотного зв'язку між джерелом і одержувачем трафіку на формування його фрактальних властивостей. Об'єднання ансамблю таких джерел за умови ідентичності статистичних характеристик дозволило б прогнозувати поведінку трафіку на деякий час вперед. Для цього необхідно розробити об'єднану модель трафіку на вході критичної ділянки фрагмента МКМ, що враховує всі перераховані причини виникнення властивостей фрактальності і множину джерел.

2.4 Математична модель трафіка мультисервісної мережі

Запропонована модель (2.2) описує трафік окремого джерела. Проте те, що на критичній ділянці фрагмента МКМ сходяться багато маршрутів, передбачає розгляд моделі об'єданого трафіку, що дозволило б врахувати ще одну причину виникнення фрактальності – об'єднання інформаційних потоків на критичній ділянці.

Розширена модель окремого j -го джерела на i -у інтервалі активності, яка враховує ієрархічну структуру періодів, і варіації швидкості передачі, обумовлені використаними методами розподілу обчислювального ресурсу, заснованими на зворотному зв'язку між джерелом і одержувачем в межах інтервалу $\left[t_{j,i}^{(0)}, t_{j,i}^{(0)} + \Delta t_{j,i} \right]$, виходячи з (2.2), має такий вигляд:

$$I_{j,i}(t) = \sum_{k=0}^{n_{j,i}^{(A)}} C_{j,i,k}(t), \quad (2.3)$$

а для інтегрованого вхідного потоку критичної ділянки інтенсивність об'єданого трафіку на вході критичної ділянки МКМ розраховується як

$$I(t) = \sum_{j=0}^N \sum_{i=0}^{n_j^{(on)}} I_{j,i}(t) \quad (2.4)$$

з наступними обмеженнями:

$$I(t) \leq I_{max}, \quad (2.5)$$

$$\sum_{i=0}^{n_j^{(on)}} \Delta t_{j,i} \leq T_j, \quad (2.6)$$

$$\sum_{k=0}^{n_{j,i}^{(A)}} \delta t_{j,i,k} \leq \Delta t_{j,i}, \quad (2.7)$$

$$\alpha_{j,i} \ll 1, \quad j \in \overline{1, N}, \quad (2.8)$$

$$T_T \cdot l_{j,i,k} < \delta t_{j,i,k}, \quad (2.9)$$

$$j \in \overline{1, N}; \quad i = \overline{1, n_j^{(on)}}; \quad k = \overline{1, n_{j,i}^{(A)}}, \quad (2.10)$$

де T_j – час, необхідний для передачі інформації від j -го джерела на критичній ділянці;

I_{max} – максимально допустима швидкість передачі на критичній ділянці фрагмента МКМ.

Отримані аналітичні вирази описують як потоки від одного джерела, так і об'єднаний трафік, враховуючи реальні процеси в мережах.

3 МЕТОД ПЕРЕРОЗПОДІЛУ ФРАКТАЛЬНОГО ТРАФІКА МУЛЬТИСЕРВІСНОЇ КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ

3.1 Перерозподіл мережного ресурсу критичної ділянки

Процес виникнення перевантажень в мережевих пристроях впливає на оперативність обміну інформацією в МКМ. Його слід розглядати з точки зору виконання основних вимог, що пред'являються до мультисервісної комп'ютерної мережі (МКМ) взагалі [10-14]. Оскільки процес виникнення перевантажень на окремих маршрутизаторах, як і в МКМ в цілому, є дуже складним і таким, що не завжди формалізується, існує необхідність в більш конкретизованому описі процесу циркуляції потоків в МКМ і пов'язаних з ним часових затримок передачі пакетів, як складових показника оперативності – середнього часу передачі пакету даних.

Тому якнайповнішу характеристику властивостей процесу виникнення перевантажень маршрутизаторів можна отримати, розглядаючи його у взаємозв'язку з середнім часом передачі пакету даних у МКМ. Враховуючи те, що пропускна здатність маршруту за наявності на маршруті критичних ділянок з обмеженою пропускною здатністю визначатиметься саме пропускною здатністю критичної ділянки, необхідно розглядати лише час передачі пакету даних на критичній ділянці МКМ. Інформаційні потоки в сучасних обчислювальних мережах можна розбити по наступних категоріях: потоки реального часу, потоки транзакцій і потоки даних.

Інформаційні потоки реального часу – це потоки, що не допускають затримки при передачі. Так, для аудіо- і відеоінформації затримка не повинна перевищувати 0,1 с, враховуючи час на обробку на кінцевій станції. Затримка повинна мати невеликі коливання в часі (ефект «тремтіння» повинен зменшуватися до нуля). При стискуванні інформації, потоки даної категорії стають найбільш чутливими до помилок при передачі. При цьому через

вимогу малого часу затримки виникаючі помилки не можуть бути виправлені за допомогою повторної посилки. Крім того, як показують дослідження, такі потоки володіють властивостями фрактальності.

Інформаційні потоки транзакцій – потоки, що допускають деякий час затримки, як правило – до 1 с. Збільшення даного значення змушує користувачів переривати роботу і чекати відповіді, тому що лише після здобуття відповіді вони можуть продовжити відправляти свої дані. Тому великі затримки приводять до зменшення продуктивності. В деяких випадках перевищення допустимого часу затримки може привести до збою робочої сесії і призначених для користувача додатків, і доведеться почати її заново. Інформаційні потоки даних – потоки, що допускають практично будь-які інтервали затримок до декількох секунд, якщо інакше не обумовлено у вимогах.

Як показують експериментальні дослідження, такі потоки характеризуються високим коефіцієнтом відхилення пікових значень інтенсивності – k_n . Тобто при об'єднанні великого числа інформаційних потоків процес не згладжується усереднюванням по часових інтервалах. Таким чином, в процесі розподілу ресурсів не враховується можливість сплесків інтенсивності трафіку.

В той же час за нетривалими періодами великої інтенсивності слідують тривалі періоди малої інтенсивності. Враховуючи те, що управління перевантаженнями зазвичай здійснюється на підставі аналізу втрат пакетів при перевантаженні, на підставі чого знижується швидкість передачі, а сплеск інтенсивності може бути коротким, зниження швидкості передачі не завжди є виправданим. В результаті пропускну здатність для даного з'єднання використовується не повною мірою. Враховуючи те, що трафік на вході КД фрагмента МКМ може володіти властивістю фрактальності і може бути прогнозованим за рахунок кореляційної залежності, цю властивість можна використовувати для прогнозування необхідного для передачі об'єму обчислювального ресурсу (ОР).

Розглянемо рисунок 3.1, який ілюструє статичне завдання необхідної пропускної здатності відповідно до запиту і можливість R_0 динамічної зміни пропускній здатності за рахунок прогнозування зміни інтенсивності трафіку.

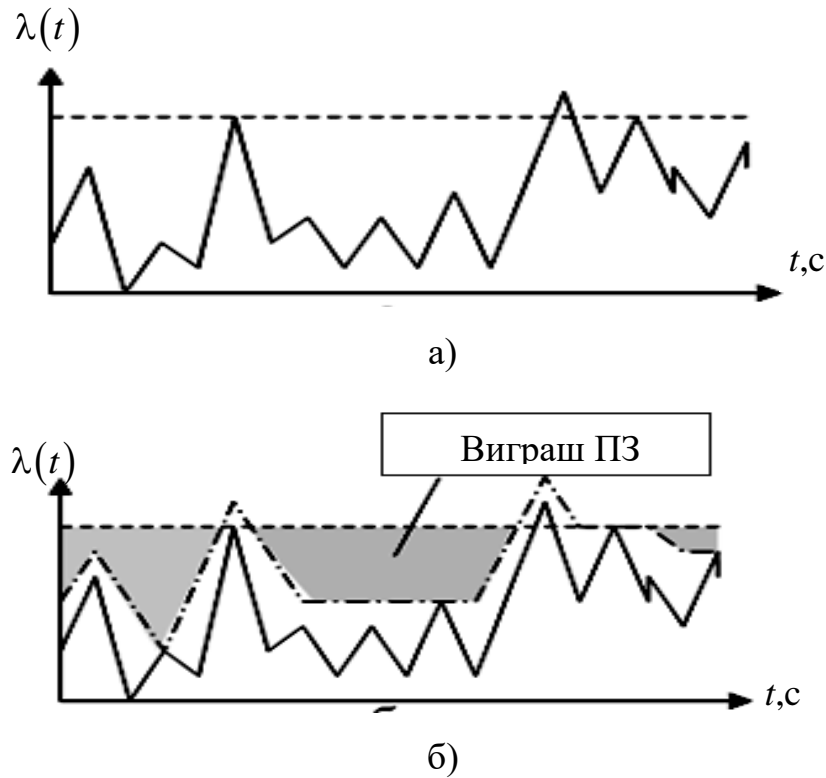


Рисунок 3.1 – Принцип динамічної зміни ПЗ на основі прогнозу зміни інтенсивності трафіку: а) статично задана ПЗ; б) динамічно задана ПЗ

Таким чином, для розробки методу перерозподілу трафіку на КД МКМ необхідно розробити спосіб прогнозування зміни інтенсивності трафіку і спосіб перерозподілу ОР. Проте, необхідно враховувати, що при роботі мережі в нормальному режимі службовий трафік займає від 5 до 10% мережевого ресурсу, а при динамічній зміні топології мережі, коли в МКМ з'являються сегменти, які є критичними ділянками, службовий трафік може займати 80 і більше відсотків мережевого ресурсу на даній ділянці (рисунок 3.2).

Це призводить до зниження швидкості передачі пакетів

інформаційного трафіку, їх втрат, а, отже, і до зниження оперативності обміну інформацією. Тому виникає необхідність перерозподілу мережевого ресурсу на критичній ділянці фрагмента МКМ між потоками службового і інформаційного трафіку так, щоб забезпечити і передачу пакетів інформаційного трафіку і роботу мережі в умовах динамічної зміни її структури.

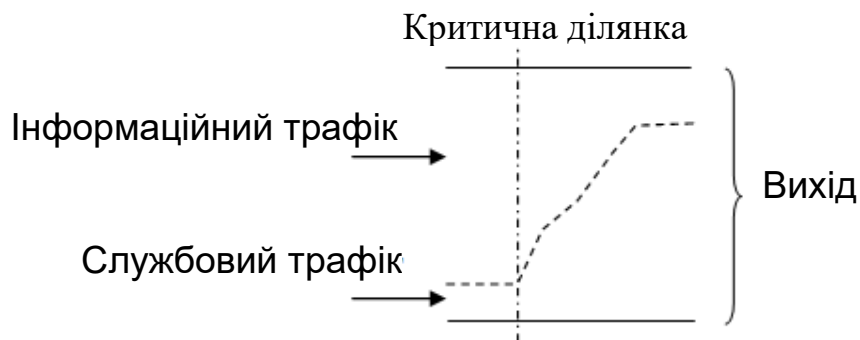


Рисунок 3.2 – Зміна співвідношення службового і інформаційного трафіку на критичній ділянці мережі

Ієрархічну схему методу, що розробляється, можна представити у вигляді рисунку 3.3. В процесі реалізації методу необхідно врахувати всі розглянуті в даному розділі чинники, що впливають на процес обміну інформацією в МКМ.

3.1.1 Оптимальний перерозподіл

Пошук доступного ресурсу для кожного з'єднання здійснюється за допомогою методів, заснованих на зворотному зв'язку між джерелом і споживачем. Протоколи, за допомогою алгоритмів, що, в свою чергу, засновані на цих методах, визначають точку розподілу (ТР) на основі відкидання пакетів при перевищенні інтенсивності потоком доступного обчислювального ресурсу.

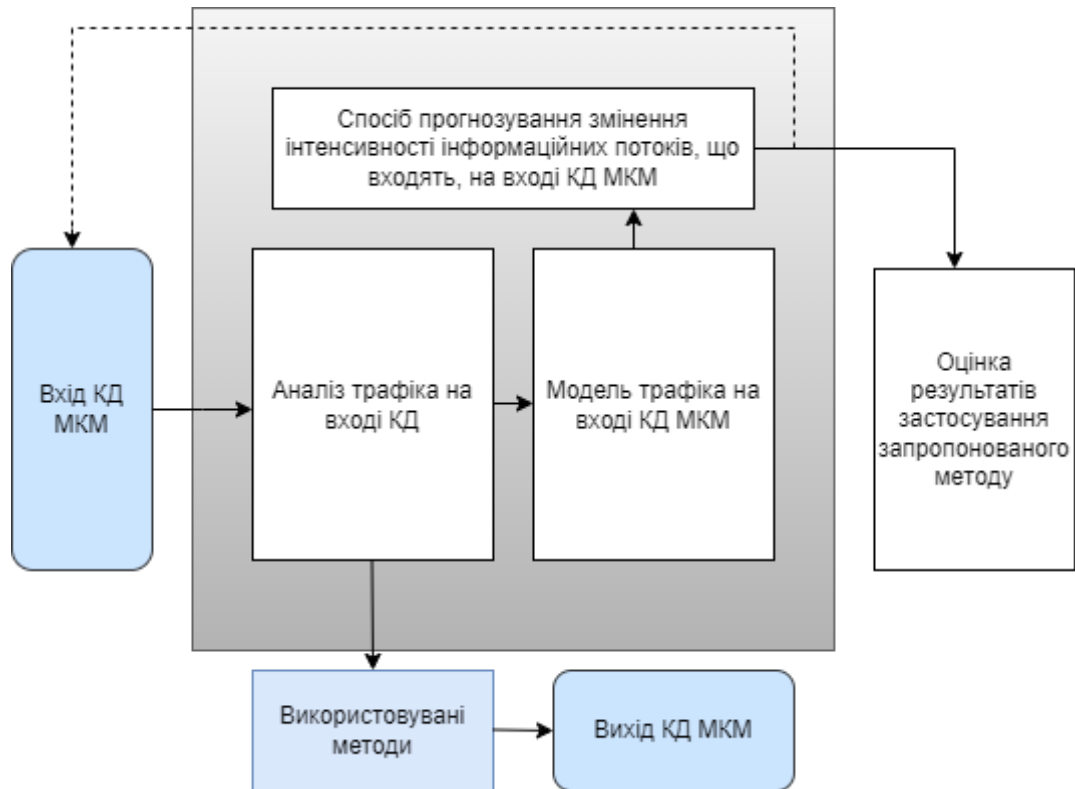


Рисунок 3.3 – Ієрархічна схема методу перерозподілу ОР КД МКМ

Розглянемо детальніше функціонування режимів методу AIMD. Завдання фази швидкого старту – щонайшвидше визначити максимально допустиму швидкість передачі. Швидкість передачі зростає експоненційно. При досягненні максимального значення, що складається із значення доступної пропускної здатності і допустимого розміру буфера, через відсутність підтвердження про успішність передачі пакету, здійснюється перехід в режим мультиплікативного скидання швидкості передачі. У такому режимі швидкість передачі свідомо встановлюється нижче доступної ПЗ і здійснюється перехід в режим відновлення.

У фазі відновлення швидкість лінійно зростає до рівня ПЗ і здійснюється перехід в режим тонкого налаштування. Далі відбувається налаштування чергуваннями адитивного зростання і мультиплікативного скидання. Весь цей час характеризується втратою пакетів при перевищенні доступного значення ПЗ, що призводить до збільшення часу затримки.

У фазі запобігання перевантаженню після закінчення часу на здобуття підтвердження і в його відсутність здійснюється скидання.

Для мінімізації втрат пакетів і установки розміру вікна для швидкого досягнення допустимої швидкості передачі, при прояві властивостей фрактальності трафіку, можливе використання прогнозування.

На рисунку 3.4 проілюстровано процес визначення такої ТР. Нехай $R_{\text{кд}}$ – обчислювальний ресурс КД фрагмента МКМ, $R_{\text{сл}}$ – обчислювальний ресурс КД фрагмента МКМ, наданий службовому трафіку, R_{δ} – обчислювальний ресурс КД фрагмента МКМ, наданий інформаційному трафіку; $(R_{\delta}^{(x)}, R_{\text{сл}}^{(x)})$ – початковий (на фіксований момент часу) розподіл обчислювального ресурсу критичної ділянки з умовою

$$R_{\delta}^{(0)} + R_{\text{сл}}^{(0)} < R_{\text{кд}}.$$

Пошук ТР потоків $(R_{\delta}^{(x)}, R_{\text{сл}}^{(x)})$ у існуючих способах (рисунок 3.4) здійснюється послідовною зміною фаз адитивного збільшення швидкості передачі і швидкого зменшення при втраті пакету. Враховуючи пріоритетність СТ, це приводить до непропорційного розподілу ОР. Кожне перевищення швидкості передачі доступного ресурсу веде до втрати пакетів (пунктирна лінія на рисунку). За наявності властивостей фрактальності вхідних потоків процес визначення ТР стає тривалим.

Запропонований підхід передбачає визначення ТР на основі прогнозування значень інтенсивності не окремих потоків, що проходять через критичну ділянку, а прогнозування сумарного інформаційного трафіку за допомогою розробленої в розділі 2 моделі (представленої виразом 2.11). За допомогою моделі можна визначити максимальні значення інтенсивності ІТ на інтервалі прогнозування. Для цього проводиться аналіз статистичних характеристик вхідних потоків і їх перевірка на наявність властивостей

фрактальності.

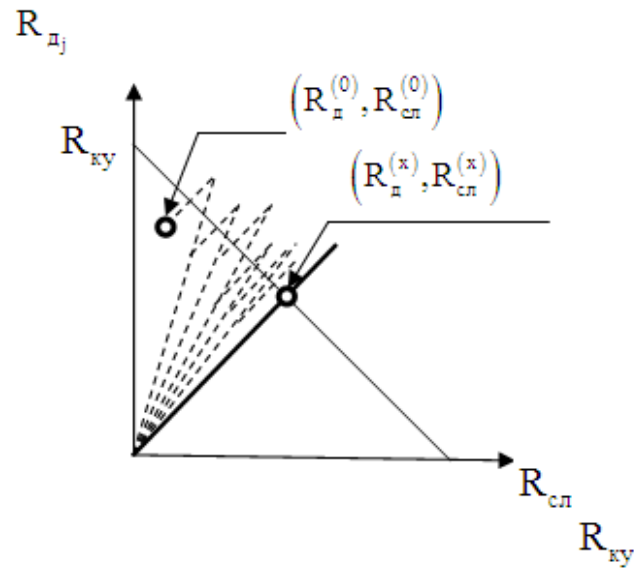


Рисунок 3.4 – Пошук точки розподілу для кожного з'єднання на основі зворотного зв'язку між джерелом і споживачем

Якщо значення показника Херста вказує на фрактальність трафіку ($0,75 \leq H < 1$), то проводиться прогнозування за допомогою розробленої моделі трафіку на вході критичної ділянки фрагмента МКМ. Інакше ТР визначається по середніх значеннях службового (СТ) і інформаційного (ІТ) трафіку або використовуються існуючі способи пошуку ТР.

Після проведення прогнозування визначається прогнозоване співвідношення ІТ і СТ – $(R_д^{(пi)}, R_сл^{(пi)})$. Враховуючи значення $R_{кд}$, визначається ТР $(R_д^{(xi)}, R_сл^{(xi)})$ (рисунок 3.5):

$$R_д^{(xi)} = \frac{R_{кд}}{R_д^{(пi)} + R_сл^{(пi)}} \cdot R_д^{(пi)}; \quad R_сл^{(xi)} = \frac{R_{кд}}{R_д^{(пi)} + R_сл^{(пi)}} \cdot R_сл^{(пi)}, \quad (3.1)$$

де $R_{\text{д}}^{(np_i)}$ – прогнозоване значення інтенсивності ІТ на i -му інтервалі;

$R_{\text{сл}}^{(np_i)}$ – прогнозоване значення інтенсивності СТ на i -му інтервалі.

Якщо точка початкового розподілу має координати $(R_{\text{д}}^{(0_i)}, R_{\text{сл}}^{(0_i)})$, то переміщення від початкової точки $(R_{\text{д}}^{(0_i)}, R_{\text{сл}}^{(0_i)})$ до точки $(R_{\text{д}}^{(x_i)}, R_{\text{сл}}^{(x_i)})$ розраховується за допомогою виразу:

$$|\varpi_i| = R_{\text{д}}^{(0_i)} + \frac{R_{\text{кд}} \cdot R_{\text{д}}^{(np_i)} - R_{\text{д}}^{(0_i)} (R_{\text{д}}^{(np_i)} + R_{\text{сл}}^{(np_i)})}{R_{\text{кд}} \cdot R_{\text{сл}}^{(np_i)} - R_{\text{сл}}^{(0_i)} (R_{\text{д}}^{(np_i)} + R_{\text{сл}}^{(np_i)})} \cdot (R_{\text{сл}}^{(np_i)} - R_{\text{сл}}^{(0_i)}). \quad (3.2)$$

Аналогічно визначаються і подальші точки для подальших інтервалів ($i+1$ і так далі). Покрокова зміна співвідношення СТ і ІТ ілюструється рисунку 3.5.

Особливістю запропонованого способу є відмова від пріоритетності на критичній ділянці у визначенні ТР і пропорційний розподіл ОР між потоками СТ і ІТ. Впливом можливого збільшення часу затримки пакетів СТ можна нехтувати, оскільки час реакції мережі на зміну топології на порядок більше, чим час проходження пакету через критичну ділянку.

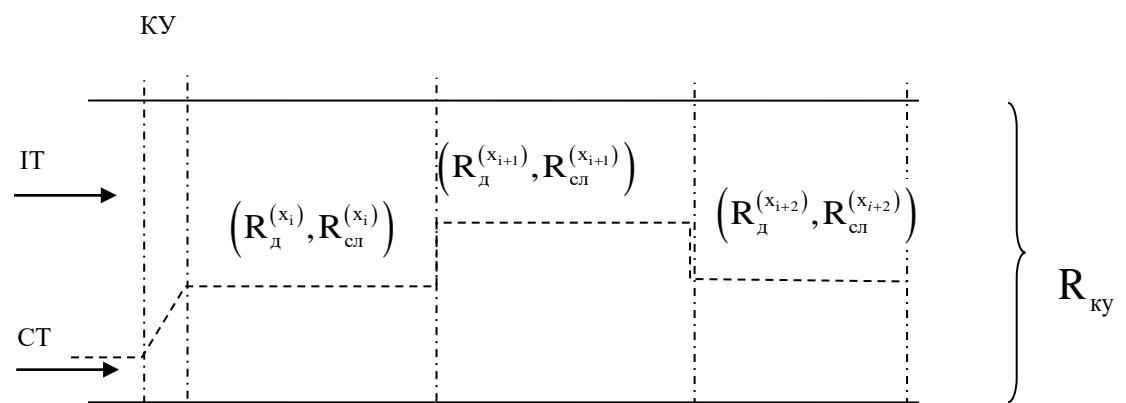


Рисунок 3.5 – Співвідношення обчислювального ресурсу, наданого ІТ і СТ на критичній ділянці фрагмента МКМ при пропорційному перерозподілі

3.2 Метод перерозподілу трафіка

Враховуючи можливість перерозподілу обчислювального ресурсу на основі прогнозування інтенсивності потоку на вході $\lambda_{прог}$, розглянемо таку характеристику, як $R_{дон}$ – додатковий МР, отриманий на інтервалі часу $\tau \ll t$, де τ – інтервал часу, на якому прогнозується значення інтенсивності $\lambda_{прог}$, і відповідно до якого пропускна здатність перерозподіляється на ній так, що виконується умова

$$\min(R_{прог}(\tau)) \rightarrow \max(\lambda_{прог}(\tau)), \quad (3.3)$$

де $R_{прог}$ – обчислювальний ресурс, перерозподілений для інформаційного потоку з інтенсивністю $\lambda_{прог}$.

Виходячи з умови (3.3) можна записати наступну умову, необхідну при перерозподілі обчислювального ресурсу з врахуванням прогнозування значення інтенсивності інформаційного потоку на вході критичної ділянки МКМ:

$$\Delta\lambda_{кв} = \sum_{i=1}^{N_{вк}} \left((p_{вд}^{(i)} + p_{дод}^{(i)}) - \lambda_{прогн}^{(i)} \right) \rightarrow 0, \quad (3.4)$$

де $R_{вд}^{(i)}$ – виділена пропускна здатність для i -го віртуального каналу МКМ, що проходить через критичну ділянку ($i = \overline{1, N_{вк}}$);

$R_{дод}^{(i)}$ – додаткова пропускна здатність для i -го віртуального каналу МКМ, що проходить через критичну ділянку;

$\lambda_{прогн}^{(i)}$ – прогнозована інтенсивність для i -го віртуального каналу МКМ, що проходить через критичну ділянку.

Нехай на вхід критичної ділянки поступають два інформаційні потоки з

різними пріоритетами і інтенсивностями λ_i і λ_j , які при об'єднанні дають інформаційний трафік (рисунок 3.6). Тоді, якщо інформаційний потік з інтенсивністю λ_i має вищий пріоритет, то пропускна здатність, що виділяється для нього – R_i , відповідає максимальному значенню λ_i .

Для інформаційного потоку з інтенсивністю λ_j виділяється обчислювальний ресурс, що залишився R_j , тобто виконується умова

$$R_{\kappa\delta} = R_i + R_j.$$

При цьому діє умова $\lambda_{jmax} > R_j$, що обумовлює втрату пакетів або їх затримку, кількісно характеризується величиною v_3 (рисунок 3.6, а).

Для даного випадку, очевидно, що чим вище значення k_n (1.19), тим менший мережевий ресурс буде виділений для інформаційного потоку з інтенсивністю λ_j і тим більше інформації буде втрачено і зажадає повторної передачі або чекатиме в черзі до каналу ПД. У будь-якому випадку і те і інше призводить до збільшення часу передачі і зниження оперативності обміну інформацією в МКМ.

На рисунку 3.6 ілюструється перерозподіл обчислювального ресурсу, суть якого полягає в тому, що в кожен інтервал часу τ для кожного інформаційного потоку λ_i виділяється кількість обчислювального ресурсу відповідно до виразу (3.4). Враховуючи його високий k_n , дістаємо можливість виділення для інформаційного потоку з інтенсивністю λ_j додаткового обчислювального ресурсу:

$$R_{\delta\delta\delta} = R_i - R_{\text{прог}}. \quad (3.5)$$

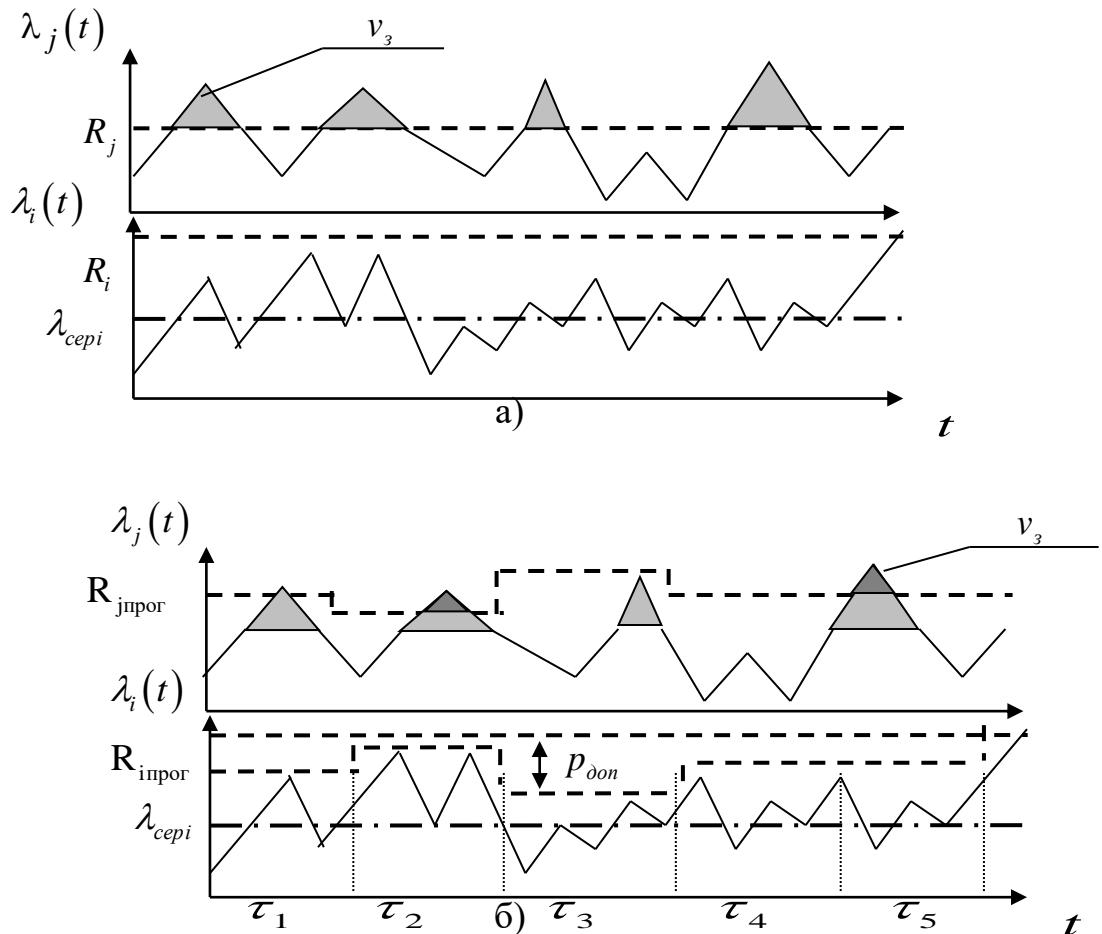


Рисунок 3.6 – Графіки, що ілюструють принцип перерозподілу мережевого ресурсу критичної ділянки фрагмента МКМ: а) статично задані значення R_i, R_j ; б) перерозподіл обчислювального ресурсу з використанням $P_{\text{дод}}$, що обумовлює зменшення v_3 (об'єму втраченої або затриманої інформації)

Таким чином, при незмінному мережевому ресурсі критичної ділянки $R_{\text{кд}}$, збільшується пропускна здатність критичної ділянки фрагмента МКМ. Отриманий додатковий обчислювальний ресурс $R_{\text{дод}}$ можна використовувати або для збільшення швидкості передачі даних інформаційного потоку з інтенсивністю λ_j , або для створення нового віртуального маршруту, що проходить через критичну ділянку, або для передачі службового трафіку, об'єм якого зростає при динамічній зміні структури мережі і може бути в 3-4 рази більшим, ніж сумарна інтенсивність потоків даних.

Підставивши $R_{\partial\partial\partial}$ – значення додаткового ОР, виділеного для потоку з інтенсивністю λ_j , можна отримати наступний вираз для розрахунку часу передачі пакету даних на критичній ділянці з врахуванням перерозподіленого мережевого ресурсу:

$$T_{j_{\kappa\partial}} = t_{j_{\kappa}} + \frac{V_{j_{\rho}}}{(p_j + p_{\partial\partial\partial}) \cdot (1 - k_{3c})} \cdot (n_{j_o} + 1). \quad (3.6)$$

Аналіз чинників зниження оперативності обміну інформацією як показників ефективності підвищення останньої, дозволяє вибрати цільову функцію мінімізації часу передачі пакету даних на критичній ділянці, яка визначається виразом

$$\sum_{i=1}^{N_{\text{ск}}} T_{\kappa\partial}^{(i)} \xrightarrow{\Omega} \min, \quad (3.7)$$

де Ω – множина варіантів перерозподілу мережевого ресурсу на КД між віртуальними каналами.

З урахуванням (3.6), для виразу визначення часу передачі пакету інформаційного трафіка на критичній ділянці, цільова функція буде мати такий вигляд:

$$\sum_{i=1}^{N_{\text{ск}}} \left(t_{\kappa}^{(i)} + \frac{1}{1 - k_{3c}} \cdot \frac{V_{j_{\rho}}}{R_{\partial\partial}^{(i)} + R_{\partial\partial\partial}^{(i)}} \cdot (n_o^{(i)} + 1) \right) \xrightarrow{\Omega} \min. \quad (3.8)$$

При цьому необхідно враховувати наступні обмеження:

$$1) \Delta\lambda_{\kappa\delta} = \sum_{i=1}^{N_{\text{ск}}} \left(\left(R_{\text{вд}}^{(i)} + R_{\text{доод}}^{(i)} \right) - \lambda_{\text{прогн}}^{(i)} \right) \frac{\Omega}{\Omega} \rightarrow 0, \quad (3.9)$$

$$2) \sum_{i=1}^{N_{\text{ск}}} \left(R_{\text{вд.}\Omega}^{(i)} + R_{\text{доод.}\Omega}^{(i)} \right) \leq k_{\text{зс}} \cdot R_{\kappa\delta}, \quad (3.10)$$

$$3) \sum_{i=1}^{N_{\text{ск}}} \lambda_{\text{вх}}^{(i)} \gg R_{\kappa\delta}, \quad (3.11)$$

де $\lambda_{\text{вх}}^{(i)}$ – інтенсивність інформаційного потоку i -го віртуального каналу.

З виразу (3.8) видно, що збільшення виділеного розміру обчислювального ресурсу критичної ділянки фрагмента МКМ, що характеризується збільшенням пропускної здатності для даного потоку інформації, призводить до зменшення часу передачі пакету даних за рахунок додаткового обчислювального ресурсу при незмінній пропускній здатності критичної ділянки.

Таким чином, метод перерозподілу трафіка, що базується на пропорційному розподілі ресурсу, на основі запропонованої моделі трафіку мультисервісної мережі, містить наступні кроки.

Крок 1. На основі моніторингу інформаційних потоків на інтервалі часу на вході критичної ділянки фрагмента МКМ виконується аналіз статистичних характеристик інформаційних потоків і здійснюється класифікація кожного з них по критерію значення показника Херста.

Крок 2. Якщо значення показника Херста для обох трафіків $H \leq 0,75$, то розподіл СТ і ІТ здійснюється згідно існуючих методів управління, прийнятих в даній МКМ. Разом з цим здійснюється подальший моніторинг на черговому часовому інтервалі.

Крок 3. Якщо значення показника Херста лежить в межах $0,75 < H < 1$, то здійснюється прогнозування можливих максимальних значень інтенсивності трафіку на основі запропонованої моделі (2.11).

Крок 4. Відповідно до виразу (3.1) визначається точка розподілу для

прогнозованих значень.

Крок 5. Якщо сума максимальних значень інтенсивності СТ і ІТ не перевищує значення мережевого ресурсу, який має критична ділянка фрагмента МКМ, то проводиться пропорційний розподіл мережевого ресурсу відповідно до запрошуваних значень.

Крок 6. Якщо сума максимальних значень інтенсивності СТ і ІТ перевищує значення мережевого ресурсу, який має критична ділянка фрагмента МКМ, то відповідно до виразу (3.2) виконується пошук точки пропорційного розподілу мережевого ресурсу

Крок 7. Після визначення ТР для тих потоків, які сумарно перевищують значення пропорційно розподіленого мережевого ресурсу (МР), відповідно до процедури сповіщення про перевантаження (поточному пакету в полі передбаченому протоколом управління записується значення – «1»), джерела з підтвердженням здобуття пакету отримують команду на зниження швидкості передачі. Швидкість передачі знижується без втрати пакетів до встановленого в протоколі рівня. Потім швидкість передачі збільшується відповідно до фази адитивного збільшення швидкості передачі.

Крок 8. Якщо подальший моніторинг потоків на вході критичної ділянки фрагмента МКМ вказує на те, що для них показник Херста приймає значення $H \leq 0,75$, то здійснюється перехід до існуючих методів розподілу МР. Разом з цим здійснюється подальший моніторинг на черговому часовому інтервалі.

Використання такого методу дозволяє зменшити кількість ітерацій, які супроводяться втратою пакетів. В умовах критичної ділянки фрагмента МКМ забезпечується проходження більшої кількості пакетів ІТ з меншими затримками і втратами пакетів, а також оптимальний розподіл МР між всіма з'єднаннями. Це забезпечує стабільність роботи алгоритмів управління перевантаженнями і дозволяє перейти до розробки способу перерозподілу МР критичної ділянки фрагмента МКМ в умовах обмеженої пропускної здатності його елементів.

3.3 Розробка програмних засобів реалізації розробленого методу

3.3.1 Алгоритм функціонування програмних засобів

В даному підрозділі наведено опис розробки алгоритмів та відповідних програмних засобів, що реалізують розроблений метод моделювання.

Перш за все, необхідно побудувати графік абстрагованого трафікового процесу на вході критичної ділянки мультисервісної мережі. Для цього необхідно припустити, що 1 точка на графіку – це середнє значення за заданий інтервал дискретизації часу Δt (у контрольному тесті $\Delta t = 30$ секунд); вісь Y – час, вісь X – середні значення. Для кожного інтервалу агрегації ΔT (у контрольному тесті $\Delta T = 5$ хвилин) знаходиться максимальне, мінімальне та середнє значення і формується полоса пропускання.

Потім необхідно побудувати варіаційний ряд. Для цього треба знайти різницю між максимальним и мінімальним значенням у вхідних даних. Отримане значення розбити на N інтервалів (у контрольному тесті $N = 20$) та знайти кількість значень, які попали у кожний інтервал.

Розрахувати наступні статистичні характеристики варіаційних рядів для отриманої вибірки трафікового процесу розміром $N_{виб}$:

- середнє арифметичне

$$\bar{X} = \frac{\sum_{i=1}^N x_{cp}^i * n_i}{N_{виб}};$$

- дисперсія

$$\delta_x^2 = \frac{\sum_{i=1}^N (x_{cp}^i)^2 * n_i}{N_{виб}} - (\bar{X})^2;$$

- середнє квадратичне відхилення

$$\delta_x = \sqrt{\delta_x^2};$$

- розмах варіації $R = R_{[\max]} - R_{[\min]}$;
- коливання трафіку $V = \frac{\delta_x}{\bar{X}}$.

Основний з результаті розробки відповідних алгоритмів представлено на рисунку 3.7 нижче.

3.3.2 Вибір програмного середовища

Для реалізації даного завдання була обрана мова програмування PHP. Головним фактором мови PHP є практичність. PHP має надати програмісту засоби для швидкого та ефективного рішення поставлених завдань.

Практичний характер PHP обумовлений п'ятьма важливими характеристиками:

- традиційністю;
- простотою;
- ефективністю;
- безпекою;
- гнучкістю.

Традиційність полягає в тому, що мова PHP буде здаватися знайомою програмістам, які працюють у різних галузях. Багато конструкцій мови запозичені з C, Perl. Код PHP дуже схожий на той, який зустрічається у типових програмах на C або Pascal.



Рисунок 3.7 – Алгоритм формування графіку абстрагованого трафікового процесу на вході критичної ділянки

Це помітно зменшує початкові зусилля при вивченні PHP. PHP – мова, яка поєднує достоїнства Perl та C й спеціально націлена на роботу в Інтернеті, мова з універсальним та ясным синтаксисом.

Простота полягає в тому, що сценарій PHP може складатися з тисяч рядків або з одного рядку – все залежить від специфіки завдання. Немає необхідності підвантажувати бібліотеки, вказувати спеціальні параметри компіляції або щось подібне. Механізм PHP просто починає виконувати код після першої екранувальної послідовності «<?» й продовжує виконання до того моменту, коли він зустрине парну екранувальну послідовність «?>». Якщо код має правильний синтаксис, він виконується у точності так, як указав програміст.

PHP – мова, яка може бути вбудована безпосередньо в HTML-код сторінок, які, у свою чергу, будуть коректно оброблятися PHP-інтерпретатором. Можна використовувати PHP для написання CGI-сценаріїв та позбутися безліч незручних операторів виведення тексту. Можна залучати PHP для формування HTML-документів, позбувшись від безліч викликів зовнішніх сценаріїв. Велика різноманітність функцій PHP позбавить програміста від написання багаторядкових користувальних функцій на C або Pascal.

Ефективність є надзвичайно важливим фактором при програмуванні для багатокористувальних середовищ, до кількості яких відноситься й WEB. Дуже важлива перевага PHP полягає у його «движку, який не є ні компілятором, ні інтерпретатором. Він є транслювальним інтерпретатором. Така побудова дозволяє обробляти сценарії з досить високою швидкістю.

За деякими оцінками, більшість PHP-сценаріїв (особливо не дуже великих розмірів) обробляються швидше аналогічних їм програм, які написані на Perl. Однак, щоб не робили творці PHP, откомпільовані здійснювані файли будуть працювати значно швидше – у десятки, а іноді і в сотні разів.

Окрім того, PHP надає у розпорядження творців та адміністраторів

гнучкі та ефективні засоби безпеки, які умовно діляться на дві категорії: засоби системного рівня та засоби рівня застосування.

У PHP реалізовані механізми безпеки, які знаходяться під управлінням адміністраторів; при правильному налагодженні PHP це забезпечує максимальну свободу дій та безпеку. PHP може працювати у так званому безпечному режимі, який обмежує можливості застосування PHP користувачами по ряду важливих показників. Наприклад, можна обмежити максимальний час виконання та використання пам'яті (неконтролююча витрата пам'яті негативно впливає на швидкодію сервера). По аналогії з CGI-BIN, адміністратор також може встановлювати обмеження на каталоги, у яких користувач може переглядати та виконувати сценарії PHP, а також використовувати сценарії PHP для перегляду конфіденціальної інформації на сервері (наприклад, файла «passwd»).

У стандартний набір функцій PHP входить ряд надійних механізмів шифрування. PHP також сумісний з багатьма додками незалежних фірм, що дозволяє легко інтегрувати його з захищеними технологіями електронної комерції. Інша перевага полягає у тому, що початковий текст сценаріїв PHP не можна переглянути у браузері, оскільки сценарій компілюється до його відправки по запиту користувача. Реалізація PHP на стороні сервера запобігає викраденню нетривіальних сценаріїв користувачами, знань яких вистачає хоча б для виконання команди «view source».

Оскільки PHP є вмонтовуваною мовою, вона відрізняється надзвичайною гнучкістю по відношенню до потреб творця. Хоча PHP звичайно рекомендується використовувати у поєднанні з HTML, він з таким же успіхом інтегрується й у JavaScript, WML, XML та інші мови. Крім того, добре структуровані додатки PHP легко розширюються по мірі необхідності (проте, це відноситься до всіх основних мов програмування).

Нема проблем і з залежністю від браузерів, оскільки перед відправкою клієнту сценарії PHP повністю компілюються на стороні сервера. По суті, сценарії PHP можуть передаватися будь-яким пристроям з браузерами,

включаючи сотові телефони, електронні записні книжки, пейджери та портативні комп'ютери, не кажучи вже о традиційних ПК. Програмісти, які займаються допоміжними утилітами, можуть запускати PHP у режимі командного рядка.

3.3.3 Основні характеристики програмного середовища

Базовий пакет дистрибутивів, який використовується програмістами та дизайнерами для налагодження сайтів на локальній Windows-машині без необхідності виходу в Інтернет, включає:

- Apache, SSI, mod_rewrite, mod_php;
- PHP4 з підтримкою GD и MySQL;
- MySQL з підтримкою транзакцій (mysqld-max);
- систему управління віртуальними хостами, побудована на шаблонах;
- систему управління запуском та завершенням;
- систему управління MySQL через Web-інтерфейс;
- ядро Perl без стандартних бібліотек;
- емулятор sendmail (налагоджувальна «заглушка», яка складає отримані листи у /tmp); піддержується робота спільно з PHP та Perl;
- інсталятор.

На стороні сервера PHP може сам працювати з гіпертекстовим протоколом (наприклад, таким чином можна імітувати відкриття сторінки браузером), з FTP, POP3, IMAP та SMTP. Таким чином, PHP – це широко використовувана мова сценаріїв загального призначення з відкритим початковим кодом.

В першу чергу PHP використовується для створення скриптів, які працюють на стороні сервера. PHP здатний вирішувати ті ж завдання, що й будь-які інші CGI-скрипти, у тому числі обробляти дані HTML-форм, динамічно генерувати HTML-сторінки і так далі. Але існують й інші області, де може використовуватися PHP: усього існують три основні області

застосування PHP.

Перша область – це створення скриптів, які виконуються на стороні сервера. PHP найбільш широко використовується саме для створення такого роду скриптів. Для того, щоб працювати таким чином, знадобиться PHP-парсер (обробник PHP-скриптів) та WEB-сервер для обробки скрипта, браузер для перегляду результатів роботи скрипту, та будь-який текстовий редактор для написання самого PHP-кода. Парсер PHP поширюється у вигляді CGI-програми або серверного модуля.

Друга область – це створення скриптів, які виконуються у командному рядку. Тобто за допомогою PHP можна створювати такі скрипти, які будуть виконуватися, незалежно від web-сервера та браузера, на конкретній машині. Для такої роботи буде потрібен лише парсер PHP (у цьому випадку його називають інтерпретатором командного рядку). Цей спосіб роботи підходить, наприклад, для скриптів, які повинні виконуватися регулярно за допомогою різних планувальників завдань або для рішення завдань простої обробки тексту.

Й остання область – це створення GUI-додатків (графічних інтерфейсів), які виконуються на стороні клієнта. В принципі це не найкращий спосіб використання PHP. Для застосування PHP у цій області буде потрібен спеціальний інструмент – PHP-GTK, який є розширенням PHP.

PHP підтримується майже на усіх відомих платформах, майже у всіх операційних системах та на найрізноманітніших серверах. У PHP поєднуються дві найвідоміші парадигми програмування – об'єктна та процедурна. У PHP4 більш повно піддержується процедурне програмування, але є можливість писати програми й в об'єктному стилі.

3.4 Результати моделювання

Результати моделювання на основі запропонованого методу та за допомогою розроблених програмних засобів наведено нижче, на рисунках 3.8

– 3.10.

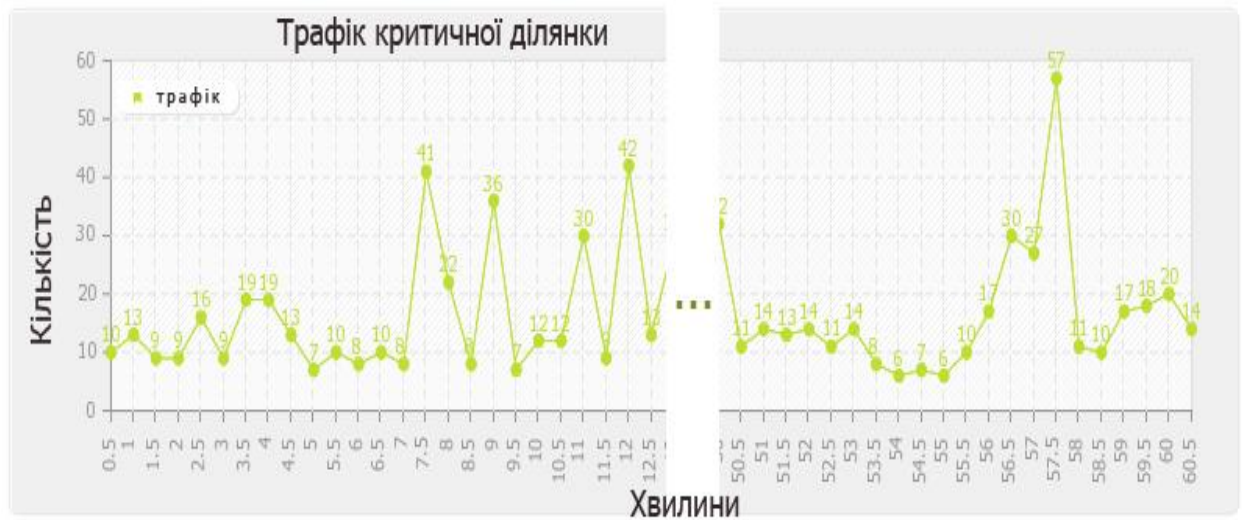


Рисунок 3.8 – Графік агрегованого трафікового процесу на вході критичного ділянки

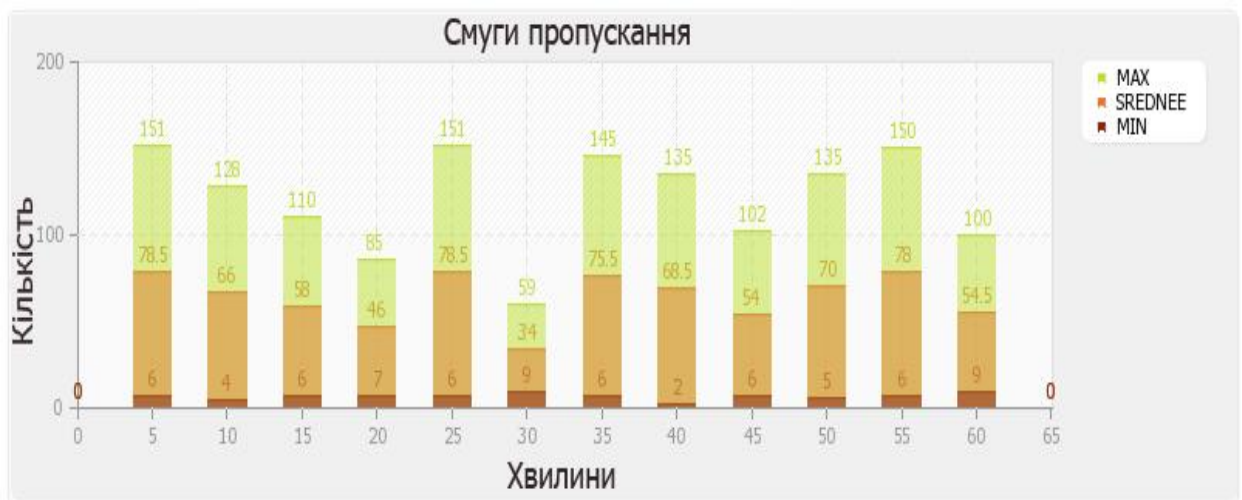


Рисунок 3.9 – Смуга пропускання

Також за допомогою розроблених програмних засобів було виконано розрахунки статистичних характеристик варіаційних рядів.



Рисунок 3.10 – Варіаційний ряд

ВИСНОВКИ

В результаті виконання кваліфікаційної роботи було досліджено проблематику, пов'язану з процесами передачі даних в умовах обмеженої пропускної здатності критичних ділянок МКМ. Проведено дослідження проблематик управління та моделювання трафіку в середовищі мультисервісної мережі та доведено, що найбільш раціонально використовувати методи, засновані на використанні властивостей фрактального трафіку, що обумовлюють прогнозованість його поведінки.

Розроблено математичну модель джерела трафіка, та, з її урахуванням, математичну модель трафіка ділянки мультисервісної мережі, відповідно.

На основі розроблених моделей запропоновано метод перерозподілу трафіка, що базується на пропорційному розподілі ресурсу. Він враховує результати моделювання процесу формування фрактального трафіку на вході критичної ділянки і дозволяє знаходити точку розподілу між службовим і інформаційним трафіком, що забезпечує пропорційний розподіл мережевого ресурсу. Це, у свою чергу, позитивно впливає на кількість втрат пакетів і забезпечує збільшення частки мережевого ресурсу, що надається для передачі інформаційного трафіка.

Отримано аналітичні вирази для визначення середнього часу затримки пакету на КД МКМ, в яких показана можливість мінімізації часу передачі пакетів ІТ за рахунок більш економного використання обчислювального ресурсу і отримання додаткового обчислювального ресурсу при незмінній пропускної здатності КД МКМ.

Також розроблено відповідні програмні засоби, що реалізують розроблений метод та виконано дослідження розроблених моделей та методу.

ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ

1. Ткачов В.М., Коваленко А.А., Кучук Г.А., Ганзій В.В. Критерій живучості комп'ютерної мережі на мобільній платформі. Проблеми інформатизації. Тези доповідей десятої міжнародної НТК. – Черкаси: ЧДТУ; Баку: ВА ЗС АР; Бельсько-Бяла: УТіГН; Харків: НТУ «ХПІ»; Харків: ХНУРЕ; Харків: ДП «ПД ПКНДІ АП», 2022. – 24-25 листопада 2022. – Том 2. – С. 5.
2. Ганзій В. В., Коваленко А. А., Ситник О. В. Аналіз методів управління процесами передачі даних та трафіком у мультисервісних комп'ютерних мережах. Системи управління, навігації та зв'язку. Полтава: Національний університет «Полтавська політехніка імені Юрія Кондратюка», 2024. Вип. 1(75). С. 189-192. doi: 10.26906/SUNZ.2024.1.189
3. Burbank J. Wireless Networking: Understanding Internetworking Challenges / J. Burbank, J. Andrusenko, J. Everett, W. Kasch. – Wiley-IEEE Press, 2018. – 712 p.
4. Olifer V. Computer Networks: Principles, Technologies and Protocols for Network Design / V. Olifer, N. Olifer. – John Wiley & Sons, 2017. – 1000 p.
5. Leland W. On the self-similar nature of IP-traffic/ W. Leland, M. Taqqu, W. Willinger // IEEE/ACM Transactions on Networking. – 2015. – № 3. – P. 423 – 431.
6. Kuchuk, G., Kovalenko, A., Komari, I.E., Svyrydov, A., Kharchenko, V.: Improving Big Data Centers Energy Efficiency. Traffic Based Model and Method. In: Kharchenko, V., Kondratenko Y., Kasprzyk J. (eds) Green IT Engineering: Social, Business and Industrial Applications, Studies in Systems, Decision and Control, vol 171. Springer, Cham, DOI: https://doi.org/10.1007/978-3-030-00253-4_8 (2019).
7. A. Poroshenko and A. Kovalenko, “Optimization of a basic network in audio analytics systems”, Advanced Information Systems, vol. 7, no. 1, pp. 23–28, 2023, doi: <https://doi.org/10.20998/2522-9052.2023.1.04>

8. A. Kovalenko and H. Kuchuk, “Methods to Manage Data in Self-healing Systems”, *Studies in Systems, Decision and Control*, vol. 425, pp. 113–171, 2022, doi: https://doi.org/10.1007/978-3-030-96546-4_3
9. S. Gadetska, V. Dubnitskiy, Y. Kushneruk, Y. Ponochovnyi, and A. Khodyrev, “Simulation of exchange processes in multi-component environments with account of data uncertainty”, *Advanced Information Systems*, vol. 8, no. 1, pp. 12–23, 2024, doi: <https://doi.org/10.20998/2522-9052.2024.1.02>
10. I. Petrovska, and H. Kuchuk, “Adaptive resource allocation method for data processing and security in cloud environment”, *Advanced Information Systems*, vol. 7, No. 3, pp. 67–73, 2023, doi: <https://doi.org/10.20998/2522-9052.2023.3.10>
11. M. Hunko, V. Tkachov, H. Kuchuk and Kovalenko, A., “Advantages of Fog Computing: A Comparative Analysis with Cloud Computing for Enhanced Edge Computing Capabilities”, 2023 IEEE 4th KhPI Week on Advanced Technology, KhPI Week 2023 - Conference Proceedings, 2023, doi: <https://doi.org/10.1109/KhPIWeek61412.2023.10312948>
12. H. Kuchuk and E. Malokhvii, “Integration of IOT with Cloud, Fog, and Edge Computing: A Review”, *Advanced Information Systems*, vol. 8(2), pp. 65–78, 2024, doi: <https://doi.org/10.20998/2522-9052.2024.2.08>
13. Petrovska, I., Kuchuk, H., Kuchuk, N., Mozhaiev, O., Pochebut, M., Onishchenko, Yu. (2023), “Sequential Series-Based Prediction Model in Adaptive Cloud Resource Allocation for Data Processing and Security”, 2023 13th International Conference on Dependable Systems, Services and Technologies, DESSERT 2023, 13–15 October, Athens, Greece, code 197136, doi: <https://doi.org/10.1109/DESSERT61349.2023.10416496>
14. Kuchuk, N., Mozhaiev, O., Semenov, S., Haichenko, A., Kuchuk, H., Tiulieniev, S., Mozhaiev, M., Davydov, V., Brusakova, O. and Gnusov, Y. (2023), “Devising a method for balancing the load on a territorially distributed foggy environment”, *Eastern-European Journal of Enterprise Technologies*, Vol. 1(4-121), pp. 48–55, doi: <http://dx.doi.org/10.15587/1729-4061.2023.274177>