

Міністерство освіти і науки України
 Національний технічний університет
 «Дніпровська політехніка»

Інститут електроенергетики
 Факультет інформаційних технологій
 Кафедра безпеки інформації та телекомунікацій

ПОЯСНЮВАЛЬНА ЗАПИСКА

дипломної роботи

бакалавра

(назва освітнього рівня)

галузь знань	<u>17 Електроніка та телекомунікації</u> (шифр і назва галузі знань)
спеціальність	<u>172 Телекомунікації та радіотехніка</u> (код і назва спеціальності)
освітній рівень	<u>бакалавр</u> (назва освітнього рівня)
кваліфікація	<u>бакалавр з телекомунікацій та радіотехніки</u> (код і назва кваліфікації)

На
 тему: «Моделювання процесу маршрутизації пакетного трафіку з
 використанням фрактального фільтра-прогнозатора»

Виконавець: студент 4 курсу, групи 172-18ск-1

_____ Павленко Євгеній Сергійович _____
 (підпис) (прізвище ім'я по-батькові)

Керівники	Прізвище, ініціали	Оцінка за шкалою:		Підпис
		рейтинговою	інституційною	
проекту	проф. Гусев О.Ю.			
розділів:				
спеціальний	проф. Гусев О.Ю.			
економічний	доц. Романюк Н.М.			
Рецензент				
Нормоконтроль	проф. Гусев О.Ю.			

Міністерство освіти і науки України
Національний технічний університет
«Дніпровська політехніка»

Інститут електроенергетики
Факультет інформаційних технологій
Кафедра безпеки інформації та телекомунікацій

ЗАТВЕРДЖЕНО:

завідувач кафедри
безпеки інформації та телекомунікацій
д.т.н., професор _____ Корнієнко В.І.
« _____ » _____ 21 ____ року

ЗАВДАННЯ

на дипломну роботу бакалавра

спеціальність _____ *172 Телекомунікації та радіотехніка*
(код і назва спеціальності)

студента _____ *172-18ск-1* _____ *Павленко Євгеній Сергійович*
(група) (прізвище ім'я по-батькові)

Тема дипломного проекту «Моделювання процесу маршрутизації пакетного трафіку з використанням фрактального фільтра-прогнозатора»

Наказ ректора НТУ "ДП" від _____ № _____

Розділ	Зміст	Термін виконання
<i>Стан питання. Постановка задачі</i>	Аналітичний огляд літератури за темою проекту	Березень 2021
<i>Спеціальна частина</i>	Розробка моделі функціонування процесу маршрутизації пакетного трафіку з використанням фрактального фільтра-прогнозатора. Оформлення пояснювальної записки	Квітень 2021
<i>Економічний розділ</i>	Розрахунок капітальних витрат	Травень 2021

Завдання видав _____
(підпис)

Гусєв О.Ю.
(прізвище, ініціали)

Завдання прийняв _____
до виконання _____
(підпис)

Павленко Е.С.
(прізвище, ініціали)

Дата видачі завдання: 15 березня 2021 р.

Строк подання дипломного проекту до ДЕК: червень 2021 р.

РЕФЕРАТ

Пояснювальна записка с., рис., табл., додатків, джерел.

Об'єкт дослідження: процес маршрутизації пакетного трафіку.

Предмет дослідження: моделювання процесу маршрутизації.

Мета дипломної роботи: розробка імітаційної моделі процесу маршрутизації пакетного трафіку з використанням фільтра-прогнозатора.

У першому розділі виконаний аналітичний огляд літературних джерел по темі дипломної роботи. Здійснено постановку задачі роботи.

У другому розділі показана принципова можливість передбачення характеристик пакетного трафіку. Розроблено імітаційну модель фільтра-прогнозатора. Проведені дослідження моделі. Виполнен аналіз отриманих результатів

У третьому розділі виконано розрахунок капітальних витрат на розробку імітаційної моделі фільтра-прогнозатора.

ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНІ МЕРЕЖІ, MPLS, РОЗПОДІЛ
НАВАНТАЖЕННЯ, ПРОПУСКНА ЗДАТНІСТЬ, НАПРЯМКИ ЗВ'ЯЗКУ

РЕФЕРАТ

Пояснительная записка с., рис., табл., приложений, источников.

Объект исследования: процесс маршрутизации пакетного трафика

Предмет исследования: моделирование процесса маршрутизации.

Цель дипломной работы: разработка имитационной модели процесса маршрутизации пакетного трафика с использованием фильтра-прогнозатора.

В первой главе выполнен аналитический обзор литературных источников по теме дипломной работы. Осуществлена постановка задачи работы.

Во втором разделе показана принципиальная возможность предсказания характеристик пакетного трафика. Разработана имитационная модель фильтра-прогнозатора. Проведені исследования модели. Вiполнен анализ полученніх результатов

В третьем разделе выполнен расчет капитальных затрат на разработку имитационной модели фильтра-прогнозатора.

ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫЕ СЕТИ, MPLS, РАСПРЕДЕЛЕНИЕ
НАГРУЗКИ, ПРОПУСКНАЯ СПОСОБНОСТЬ, НАПРАВЛЕНИЯ СВЯЗИ

ABSTRACT

Explanatory note p., fig., table., appl, sources.

Object of research: MPLS network was tunneled while serving real-time load.

Subject of research: methods for determining the required performance of the branches and assessing the quality of the functioning of a tunnel MPLS network in terms of throughput.

The purpose of the thesis: development of method for assessing the bandwidth of the MPLS network that tunnels, while serving the real-time load.

The first chapter provides an analytical review of literary sources on the topic of the thesis. The statement of the task of work has been carried out.

In the second section, the principal possibility of increasing the throughput of the MPLS network is shown, and the corresponding confirmatory calculations are performed.

In the third section, the calculation of capital costs for the development of a data transmission system model is performed.

TELECOMMUNICATION NETWORKS, MPLS, LOAD DISTRIBUTION,
CAPACITY, COMMUNICATION DIRECTIONS

СПИСОК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ

- АКФ**—автокореляційна функція
- ЕПТ** – електронно-променева трубка
- ДВЗ**—довготривала залежність
- ДСанПіН** – Державні санітарні правила та норми
- ККД** – коефіцієнт корисної дії
- НПАОП** – нормативно-правові акти з охорони праці
- ПЕОМ** – персональна електронно-обчислювальна машина
- ПК** – персональний комп'ютер
- РКІ** – рідкокристалічний
- РЛХ**—розподіл з «легкими хвостами»
- РТХ**—розподіл з «тяжкими хвостами»
- СКО**—середньоквадратичне відхилення
- ФБМ** – фрактальне броунівське модулювання
- ФБР**—фрактальний броунівський рух
- ЩРЙ** – щільність розподілу ймовірностей
- AR**—autoregressive
- ARIMA**—autoregressive integrated moving average
- ARMA**—autoregressive moving average
- FARIMA**—fractionally differenced autoregressive integrated moving average
- fbm**—fractal Brownian motion
- IS-IS**—Intermediate System - Intermediate System
- MTU** – maximum transmission unit
- OSPF**—Open Shortest Path First
- QoS**—Quality of Service (якість обслуговування)
- RIP**—Routing Information Protocol
- TCP/IP**—Transmission Control Protocol / Internet Protocol

ЗМІСТ

С.

ВСТУП	
1 СТАН ПИТАННЯ. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ	
1.1 Основні особливості трафіку в мережах з пакетною передачею даних	
1.1.1 Самоподібний (фрактальний) трафік	
1.1.2 Основні властивості самоподібного трафіку	
1.1.2.1 Розподіли з «тяжкими хвостами»	
1.1.2.2 Довготривала залежність	
1.1.3 Методи оцінки характеристик самоподібного трафіку	
1.1.3.1 R/S-метод	
1.1.3.2 Графік структурної функції	
1.1.3.3 Імітаційне моделювання	
1.2 Обґрунтування можливості прогнозування самоподібного мережевого трафіку	
1.2 Задача динамічного управління пропускнуою здатністю каналу за допомогою прогнозування	
1.3 Аналіз алгоритмів управління пропускнуою здібністю каналу	
1.4 Аналіз алгоритмів управління пропускнуою здібністю каналу	
1.5 Прогнозування самоподібного трафіку за допомогою фільтра - прогнозатора	
1.6 Постановка завдання дослідження	
1.7 Висновки	
2 СПЕЦІАЛЬНА ЧАСТИНА	
2.1 Аналіз властивостей пакетного трафіку Інтернет - провайдера	

2.2	Маршрутизація в мережах з комутацією пакетів.....	
2.2.1	Оптимальний розподіл потоків.....	
2.2.2	Динамічна маршрутизація пакетів.....	
2.3	Розробка фільтра-прогнозатора, що враховує коефіцієнт самоподібності трафіку	
2.3.1	Прогнозування інтенсивності трафіку в пакетних мережах передачі даних	
2.3.2	Синтез оптимального фільтра	
2.3.3	Імітаційна модель оптимального фільтра - прогнозатора	
2.3.4	Оцінка оптимального фільтра - прогнозатора	
2.4	Моделювання процесів маршрутизації і передачі в мережі	
2.4.1	Моделювання роботи мережі з трафіком M/M/1.....	
2.4.2	Моделювання роботи мережі з трафіком fbm/D/1.....	
2.5	Висновки	
3	ЕКОНОМІЧНИЙ РОЗДІЛ	
3.1	Техніко-економічне обґрунтування проекту	
3.2	Розрахунок очікуваного ефекту від підвищення якості інформації, що передається	
3.3	Висновки	
	ВИСНОВКИ	
	ПЕРЕЛІК ПОСИЛАНЬ	
	ДОДАТОК А. Відомість матеріалів дипломної роботи	
	ДОДАТОК Г. Перелік документів на оптичному носії	
	ДОДАТОК Д. Відгуки керівників розділів	
	ДОДАТОК Е. Відгук керівника дипломного проекту	

ВСТУП

При проектуванні, запуску і експлуатації інформаційних телекомунікаційних мереж однією з основних проблем є завдання забезпечення якості обслуговування (заданих рівнів затримок, втрат і ін.) при обробці потоку даних – трафіку, що є наслідком інформаційного обміну між системами.

До недавнього часу теоретичну базу для проектування систем розподілу інформації забезпечувала теорія телетрафіка, яка є однією з гілок теорії масового обслуговування і з'явилася в результаті робіт А.К. Ерланга, Т. Енгсета, Г. О.Делла, К. Пальма, А.Я. Хинчина та ін. Дана теорія добре описує процеси, що відбуваються в таких системах розподілу інформації, як телефонні мережі, побудованих за принципом комутації каналів. Справжній період бурхливого розвитку високих технологій привів до появи і повсюдного поширення мереж з пакетною передачею даних, які поступово стали витіснити системи з комутацією каналів, але, як і раніше, вони проектувалися на основі загальних положень теорії телетрафіка.

Однак, в 1993 році група американських дослідників W.Leland, M.Taqqi, W.Willinger і D.Wilson опублікували результати своєї нової роботи, яка докорінно змінила існуючі уявлення про процеси, що відбуваються в телекомунікаційних мережах з комутацією пакетів. Ці дослідники вивчили трафік в інформаційній мережі корпорації Bellcore і виявили, що потоки в ній не можна апроксимувати найпростішими і, як наслідок, вони вже мають зовсім іншу структуру, ніж прийнято в класичній теорії телетрафіка. Зокрема, було встановлено, що трафік такої мережі має так звану властивість "самоподібності", тобто виглядає якісно однаково при майже будь-яких масштабах тимчасової осі, має пам'ять (післядія), а також характеризується високою пачечністю.

В результаті теоретичний розрахунок параметрів системи розподілу

інформації, призначеної для обробки такого трафіку, за класичними формулами дає некоректні і невиправдано оптимістичні результати. Більше того, звичні алгоритми обробки трафіку, створені для роботи найпростішими потоками, виявляються недостатньо ефективними для потоків з самоподібністю.

Таким чином, утворилася "проблема самоподібності телетрафіка", якої за останні 22 роки присвячено більше тисячі робіт і яка досі не втратила своєї актуальності. Серед зарубіжних вчених, що активно займаються цією проблемою, необхідно виділити авторів, яким належать найбільш фундаментальні праці в цьому напрямку - К. Park, В. Руц, V. Paxson, R. Mondragon та ін. Серед вітчизняних дослідників необхідно відзначити роботи В.І. Неймана, Б.С. Цибакова, Н.Б. Лиханова, О.І. Шелухіна, В.С. Заборовського, А.Я. Городецького та ін.

1 СТАН ПИТАННЯ.ПОСТАНОВА ЗАДАЧІ

1.1 Основні особливості трафіку в мережах з пакетною передачею даних

Сучасні телекомунікаційні мережі і надані ними послуги неможливо уявити без комутації пакетів, без протоколів стека TCP/IP, що забезпечують просування пакетів і вибір маршрутів.

Пакет — це певним чином оформлений блок даних, який передається по мережі в пакетному режимі. Комп'ютерні лінії зв'язку, які не підтримують пакетний режим, як, наприклад, традиційний телекомунікаційний зв'язок точка-точка, передають дані просто у вигляді послідовності байтів, символів або бітів поодиночці. Якщо дані сформовані в пакети, бітрейт комунікаційного середовища можна більш ефективно розподілити між користувачами, ніж у мережі з комутацією каналів. При використанні мереж з комутацією пакетів можна надійно гарантувати пороговий бітрейт, нижче якого він опускатися не буде.

Мережевий пакет може складатися з стартових біт (преамбули), заголовків (headers), навантаження (payload або body) і причепа (trailer або footer). Між пакетами, що посилаються в мережу, звичайно дотримується міжкадровий інтервал (англ. Interframegap). Максимальна довжина навантаження називається maximumtransmissionunit(MTU).

Під маршрутизацією розуміють доставку пакетів з одного вузла мережі до іншого, максимізуючи при цьому продуктивність мережі [1, 2]. Протоколи маршрутизації в дейтаграмних мережах дозволяють збільшити продуктивність і надійність мережі (в таблиці маршрутизації для тієї ж самої адреси призначення може міститися кілька записів з різними адресами наступного маршрутизатора), якщо алгоритм маршрутизації є динамічним.

Такі алгоритми запускаються періодично у відповідь на зміну топології

мережі або вартості з'єднувальних ліній. Алгоритм маршрутизації—це частина програмного забезпечення маршрутизатора, що відповідає за вибір вихідної лінії, на яку повинен бути переданий пакет, що прийшов.

1.1.1 Самоподібний (фрактальний) трафік

Трафік є одним з найважливіших показників моніторингу мультисервісної мережі. Тривалий час вважалося, що трафік локальної мережі описується класичним Пуассоновським розподілом. Потім у пресі стали з'являтися публікації групи вчених [3], які досліджували Ethernet-трафік в мережі корпорації Bellcore і виявили, що методи розрахунку комп'ютерної мережі, засновані на Марковських моделях і формулах Ерланга, з успіхом використовуються при проектуванні телефонних мереж, дають невиправдано оптимістичні рішення і призводять до недооцінки навантаження. Історично склалося, що телефонні мережі спочатку будувалися за принципом комутації каналів, а в основі комп'ютерних мереж, як правило, лежить принцип комутації пакетів, але методики розрахунків залишилися практично тими ж. Пакети при високій швидкості їх руху по мережі надходять на вузол не окремо, а цілою пачкою. Трафік в таких мережах має явно виражений всплесковий характер, що підвищує ймовірність перевантажень у вузлах мережі, які ведуть до переповнення буферів і викликають втрати та/або затримки. Пульсації призводять до перепадів швидкості інформаційних потоків, при яких відношення максимального значення до мінімальної швидкості складає десятки разів. Однак, як виявилось, в мультисервісних мережах (до яких належать, зокрема, комп'ютерні мережі) число подій на заданому часовому інтервалі залежить від колишніх, вельми віддалених подій. Це означає, що при великих масштабах мультисервісної мережі трафік має властивість самоподібності, тобто виглядає якісно однаково при будь-яких досить великих масштабах тимчасової осі.

Теорія самоподібного трафіку проходить відносно ранню стадію свого розвитку, з цієї причини існують деякі відмінності в термінології і навіть у

визначеннях [4].

Нехай $X(t)$ дискретний у часі, стаціонарний в широкому сенсі випадковий процес, інтерпретується як обсяг трафіку (вимірюваний в пакетах, байтах або бітах) в момент часу t . Кореляційна функція є інваріантною щодо зсуву $R(t_1, t_2) = R(t_1+k, t_2+k)$ для будь-яких t_1, t_2, k . Математичне очікування $m = M[X(t)]$ і дисперсія $\sigma^2 = M[X(t)-m]^2$ кінцеві для будь-яких t .

Ім $= 0$, тоді функція кореляції $R(t_1, t_2) = R(t_1 - t_2, 0)$ позначається $R(k)$, а коефіцієнт кореляції $r(k)$. Агрегований процес $X^{(m)}(t)$ для $X(t)$ при рівні об'єднаннях:

$$X^{(m)}(i) = \frac{1}{m} \sum_{t=m(i-1)+1}^{mi} X(t). \quad (1.1)$$

Тобто $X(t)$ розбивається на інтервали, що не перекриваються розміром m , їх значення усереднюються, і використовується в якості індексу цих інтервалів. Необхідно позначити кореляційну функцію $X^{(m)}$ як $R^{(m)}(k)$. При припущенні стаціонарності в широкому сенсі необхідно перейти до самоподібності другого порядку (самоподібність в широкому сенсі) [5].

Випадковий процес є точно самоподібним другого порядку з показником Херста $H(0,5 < H < 1)$, якщо

$$R(k) = R^{(m)}(k), \text{ для будь-яких } k \geq 1, m \geq 1. \quad (1.2)$$

Приблизно самоподібним другого порядку, якщо

$$\sum_k R(k) = \infty. \quad (1.3)$$

Самоподібність другого порядку означає, що кореляційна структура точно (формула (1.2)) або приблизно (менш сувора формула (1.3)) зберігається при об'єднанні часового ряду [5].

Неперервний в часі стохастичний процес $X(t)$ з показником $H(0,5 < H < 1)$

для будь-якого дійсного позитивного коефіцієнта розширення *a* вважається:

– статистично самоподібним, якщо процеси $X(t)$ і перемасштабований (з масштабом часу at) $a^{-H}X(at)$ мають однакові скінченномірні щільності розподілу ймовірностей (ЩРЙ) для всіх позитивних цілих n ;

– статистично самоподібним другого порядку, якщо процеси $X(at)$ і $a^H X(t)$ мають однакові статистичні характеристики до другого порядку:

1) математичне очікування

2) дисперсію $\sigma^2[X(t)] = \sigma^2 \frac{[X(at)]}{a^{2H}}$;

3) кореляційну функцію $R(t, \tau) = \frac{R(at, a\tau)}{a^{2H}}$.

– асимптотично самоподібним другого порядку, якщо статистичні характеристики до другого порядку для $X(at)$ і $a^H X(t)$ однакові при $a \rightarrow \infty$.

Дослідники відзначили однаковість розподілів вихідного і агрегованого процесів (при значному інтервалі зміни m), виміряли параметр H (параметр Херста) і виявили, що останній для мережевого трафіку знаходиться в інтервалі 0,5-1 [1, 4]. На якісному рівні такий самоподібний трафік має постійний "вибуховий" характер, тобто володіє високою пачечністю на багатьох масштабах часової осі. Коефіцієнт пачечності (пачечність) для заданого процесу відповідає відношенню пікової інтенсивності процесу надходження заявок на обслуговування до його середнього значення.

1.1.2 Основні властивості самоподібного трафіку

– мають гіперболічно загасаючу кореляційну функцію виду

$$R(k) \sim k^{-(2H-2)} L(k) \text{ при } k \rightarrow \infty, \quad (1.4)$$

де $L(t)$ – функція на нескінченності, яка повільно змінюється (тобто $\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{L(tx)}{L(t)} = 1$ для усіх $x > 0$). Отже, кореляційна функція є невідсумовуваною, і ряд, утворений послідовними значеннями кореляційної функції, розходиться:

$$\sum_k R(k) = \infty$$

Ця нескінченна сума є одним з визначень довготривалої залежності (ДВЗ), тому майже усі самоподібні процеси є довготривало залежними [1, 5];

– дисперсія вибіркового середнього загасає повільніше, ніж величина, зворотна розміру вибірки. Якщо ввести в розгляд нову тимчасову послідовність $\{X^{(m)}(i); i=1,2,\dots\}$, отриману шляхом усереднення первісної послідовності $\{X(i); i=1,2,\dots\}$ по непересічним послідовним блокам розміру m (1.1), тоді для самоподібних процесів виявиться характерним більш повільне зменшення дисперсії за законом:

$$\sigma^2(X^{(m)}) \sim m^{(2H-2)}, \quad (1.5)$$

в той час як для традиційних стаціонарних випадкових процесів $\sigma^2\{X^{(m)}(i); i=1, 2,\dots\} = \sigma^2 m^{-1}$, тобто зменшується обернено пропорційно обсягу вибірки. Це говорить про те, що статистичні характеристики вибірки, такі як середнє значення і дисперсія, будуть сходитися дуже повільно, особливо при $H \rightarrow 1$. Ця властивість відбивається на всіх заходах самоподібних процесів [1, 5];

– Ці процеси в частотній області мають степеневий характер спектральної щільності поблизу нуля. Фактично тотожне формулі (1.1) (при слабких умовах регулярності, накладених на повільно мінливу функцію L_1) X є довготривало залежним, якщо

$$S(\omega) \sim \omega^{-\gamma} L_2(\omega), \text{ при } \omega \rightarrow 0, \quad (1.6)$$

де $0 < \gamma < 1$;

L_2 – повільно змінююча в 0 $iS(\omega) = \sum R(k) e^{ik\omega}$ – спектральна щільність.

Отже, з позиції спектрального аналізу довгострокова залежність має на увазі, що $S(0) = \sum R(k) = \infty$, тобто спектральна щільність прагне до $+\infty$, коли частота ω наближається до 0. І навпаки – процеси з короткочасною залежністю характеризуються спектральною щільністю, що має позитивне і кінцеве значення при $\omega = 0$ [1, 5].

Параметр H , званий коефіцієнт Херста, має принципове значення в теорії самоподібних процесів. Він є індикатором ступеня самоподібності, а також свідчить про наявність у нього таких властивостей як персистентність, антиперсистентність і тривала пам'ять. Слід зауважити, що у разі $0,5 < H < 1$ говорять о персистентній (підтримуючийся) поведінці процесу, або про те, що процес володіє тривалою пам'яттю.

Іншими словами, якщо протягом деякого часу в минулому спостерігалися позитивні прирости процесу, тобто відбувалося збільшення, то і надалі в середньому відбуватиметься збільшення. Інакше кажучи, ймовірність того, що процес на $i+1$ кроці відхиляється від середнього в тому ж напрямку, що і на i кроці, настільки велика, наскільки параметр H близький до 1. Таким чином, персистентні стохастичні процеси виявляють чітко виражені тенденції зміни при відносно малому "шумі".

У випадку $0 < H < 0,5$ говорять про антиперсистентність процесу. Тут високі значення процесу слідує за низькими, і навпаки. Іншими словами, ймовірність того, що на $i+1$ кроці процес відхиляється від середнього в протилежному напрямку (по відношенню до відхилення на i кроці) настільки велика, наскільки параметр H близький до 0. При $H = 0,5$ відхилення процесу від середнього є дійсно випадковими і не залежать від попередніх значень.

Необхідно відзначити, що саме властивість персистентності виправдовує застосування для моделювання та передбачення самоподібних рядів AR (авторегресійних) моделей виду:

$$X_n = \varphi_0 + \sum_{r=1}^p \varphi_r X_{n-r} + \varepsilon_n, \quad (1.7)$$

де φ_r —константи;

ε_n —некорельовані випадкові змінні (білий шум) з нульовим середнім.

Вираз (1.7) показує, як, знаючи минуле процесу, передбачити його майбутнє. Зокрема, набули широкого поширення такі авторегресійні моделі, як ARMA (процес ковзаючого середнього), ARIMA (інтегральний процес ковзаючого середнього) і FARIMA (фрактальний інтегральний процес ковзаючого середнього) [5].

1.1.2.1 Розподіли з «тяжкими хвостами»

Численні виміри мережевого трафіку показали, що він найкраще описується так званими розподілами з "тяжкими хвостами" (РТХ). Вважається, що випадкова змінна Z має розподіл із тяжким хвостом, якщо:

$$P[Z > x] \sim cx^{-a}, x \rightarrow \infty, (1.8)$$

де $0 < a < 2$ і називається параметром форми;

c — деяка позитивна константа.

На відміну від розподілів з легкими хвостами (РЛХ), такими як експоненціальне або гауссовське, які мають експоненціальне зменшення хвоста, РТХ володіють хвостами, що спадають по ступеневому (гіперболічному) закону. Серед РТХ найбільш часто використовується розподіл Парето з функцією розподілу:

$$P[Z \leq x] = 1 - \left(\frac{b}{x}\right)^a, b \leq x. (1.9)$$

Основна властивість випадкової величини, розподіленої відповідно до РТХ, полягає в тому, що вона проявляє високу мінливість. Іншими словами, вибірка з РТХ являє собою здебільшого відносно невеликі значення, проте також містить і достатню кількість дуже великих значень. В [1, 5] показано, що

розподілення із важкими хвостами тісно пов'язані з поняттям тривалої пам'яті і ДВЗ процесу.

1.1.2.2 Довготривала залежність

Визначення довготривалої залежності ґрунтується на поведінці функції автоковаріації $C(\tau)$ стаціонарного процесу при збільшенні τ . Для багатьох процесів із зростанням автоковаріація швидко зменшується [1]. Загалом короткостроково залежний процес задовольняє умові, яка полягає в тому, що його автоковаріація убиває щонайменше також швидко, як експонента.

У довготривало залежного процесу, навпаки, автоковаріація убиває гіперболічно:

$$C(k) \sim k^{2H-2} \text{ при } |k| \rightarrow \infty, \text{ при } 0,5 < H < 1. \quad (1.10)$$

В цьому випадку $\sum_k C(k) = \infty$. Буває, що процес є самоподібним, але не довготривало залежним і навпаки. У разі асимптотичної самоподібності другого порядку за умови $0,5 < H < 1$ самоподібність має на увазі довготривалу залежність і навпаки.

В [1, 5] вказується, що традиційні моделі трафіку, засновані на пуассонівському процесі або на короткочасно залежних процесах, часто не в змозі описати характер реального трафіку. Тому при дослідженні систем обслуговування необхідно використовувати довготривало залежні процеси, самоподібні процеси. При використанні процесу фрактального броунівського руху і при певних припущеннях отримують таку залежність, середнього розміру довжини черги n від коефіцієнта використання ρ :

$$M(n) = M[n(\rho)] = \frac{1}{\rho^{2-2H}(1-\rho)^{1-H}}. \quad (1.11)$$

Видно, що коли N велике (N лежить в діапазоні $(0,8; 0,9)$), істотне збільшення коефіцієнта ρ вимагає набагато більшої ємності буфера (рисунок 1.1).

Показник самоподібності N має велике значення для оцінки довжини черги, показуючи, наскільки оманливі традиційні моделі трафіку, коли реальний трафік є самоподібним. Це зокрема, може служити доказом широко поширеної точки зору, що для пакетного трафіку без встановлення з'єднання коефіцієнт використання ρ не може бути істотно покращений за рахунок все більшого і більшого збільшення розміру буфера, що і видно з рисунку 1.1 [5]. Якщо $N = 0,5$, то формула спрощується до відомого результату:

$$M(n) = \frac{\rho}{1 - \rho}, \quad (1.12)$$

який являє собою класичну модель масового обслуговування з експоненціально розподіленими часовими інтервалами між надходженнями запитів і експоненціально розподіленою тривалістю обслуговування (M/M/1). Для системи з постійним часом обслуговування (M/D/1) класичний результат виглядає наступним чином:

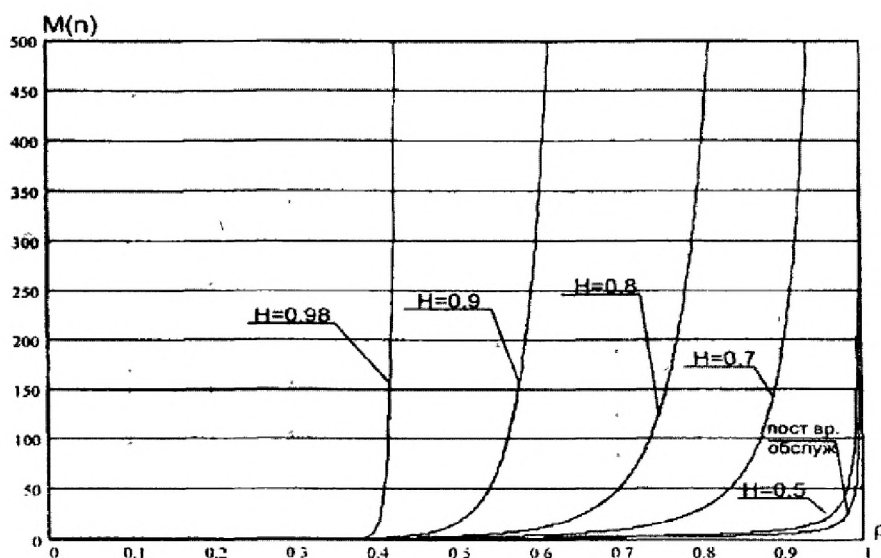


Рисунок 1.1 – Середня довжина черги як функція від коефіцієнта використання

1.1.3 Методи оцінки характеристик самоподібного трафіку

Основними методами оцінки характеристик самоподібного трафіку є:

- R/S-метод;
- Графік структурної функції;
- Імітаційне моделювання.

1.1.3.1 R/S-метод

Ґрунтуючись на дослідженні різних явищ, Херст розробив нормовану безрозмірну міру, здатну описати мінливість. Цей захід він назвав нормованим розмахом (R/S). Для заданого набору спостережень X_j ($j=1, \dots, n$) з вибіркоvim середнім:

$$\bar{X} = \frac{1}{n} \sum_{j=1}^N X_j, \quad (1.13)$$

і вибірковою дисперсією:

$$S(n) = \frac{1}{n} \sum_{j=1}^N [(X)_j - \bar{X}]^2, \quad (1.14)$$

вводиться поняття розмаху:

$$R(n) = \max_{1 \leq j < n} D_j - \min_{1 \leq j < n} D_j, \quad (1.15)$$

де

$$D_j = \sum_{i=1}^j X_i - j \cdot \bar{X}, \quad (1.16)$$

тобто різниця між мінімальним і максимальним відхиленням.

Мінливість випадкового процесу на інтервалі N визначається нормованою безрозмірною характеристикою, яку Херст назвав нормованим розмахом і

показав, що для багатьох природних процесів справедливо емпіричне співвідношення:

$$\left(\frac{\overline{R(n)}}{\overline{S(n)}}\right) \sim c \cdot n^H, \quad (1.17)$$

де c – позитивна константа, незалежна від N .

Прологарифмувавши обидві частини формули (1.17), вийде:

$$\ln\left(\frac{\overline{R(n)}}{\overline{S(n)}}\right) \sim H \ln(n) + \ln(c) \text{ при } n \rightarrow \infty. \quad (1.18)$$

Таким чином, параметр Херста $-H$ можна оцінити за графіком залежності формули (1.18) і, використовуючи отримані точки, підібрати пряму лінію з нахилом H .

R/S-метод не надто точний, оскільки дає оцінку тільки рівня самоподібності у тимчасовому ряді. Тому даний метод може використовуватися для перевірки, чи є часовий ряд самоподібним, і якщо є, отримати грубу оцінку H [18]. Випадок коли

$$\left(\frac{\overline{R(n)}}{\overline{S(n)}}\right) \sim c^{0.5}, \quad (1.19)$$

може розглядатися як характеристика процесу, який не володіє властивістю самоподібності та є короткочасно залежним [5].

1.1.3.2 Графік структурної функції

Для набору спостережень $X_j (j=1, \dots, N)$ можливо отримати структурні функції:

$$g(n) = \frac{\sum_{j=0}^{N-n} (X_j - X_{j+n})^2}{N-n}. \quad (1.20)$$

Для самоподібних процесів структурна функція має вигляд:

$$g(n) \sim an^{2H}, \quad (1.21)$$

де a —деяка позитивна константа,

H —коефіцієнт Херста.

Прологарифмувавши обидві частини формули(1.21):

$$\ln(g(n)) \sim 2H \ln(n) + \ln(a). \quad (1.22)$$

Залежність $\ln(g(n))$ від $\ln(n)$ відображається графічно, отримані точки апроксимуються прямою. Коефіцієнт Херста визначається як половина від нахилу отриманої прямої [6].

1.1.3.3 Імітаційне моделювання

Для початку знаходяться емпіричні оцінки математичного очікування і дисперсії, а також оцінюється параметр Херста методом часткових дисперсій. За параметром Херста з

$$H = \frac{3 - \alpha}{2}. \quad (1.23)$$

можна визначити необхідне α , і враховуючи, що

$$Pr\{\tau = n\} = \frac{const}{n^{\alpha+1}}, n = 1, 2, \dots \quad (1.24)$$

обеспечити виконання

$$\lim_{m \rightarrow \infty} Pr\{\tau > n\} = \frac{const}{n^\alpha}, 1 < \alpha < 2, \quad (1.25)$$

Потім із $\Lambda = -\log(Pr\{Y_t = 0\})$ знаходиться Λ , а із $\Lambda = \lambda E\tau - \lambda$.

Розподіл швидкості джерела обчислюється ітераціями.

$$Pr\{s = k\} = \frac{Pr\{Y_t = k\} - \sum_{m=2}^k p_m Pr\{\sum_{n=1}^m S_n = k\}}{p_1}, \quad (1.26)$$

де $Pr\left\{\sum_{n=1}^m S_n = k\right\}$ може бути знайдена як m -кратна згортка моментів кінцевої послідовності $Pr\{S=1\}, Pr\{S=2\}, \dots, Pr\{S=k-m\}$, де всі ці ймовірності відомі з попередніх ітерацій.

Відповідні обчислення були пророблені для кожної з досліджуваних трас. Необхідно зауважити, що ітераційна процедура в формулі (1.26), застосована до даних, отриманих з гістограми реального процесу, може на певному етапі видати від'ємне значення для чергової ймовірності. Це означає, що для наявних даних основне рівняння не може бути вирішено точно. Для знаходження деякого наближення, використовувалася наступна евристична процедура: кожен раз, коли ітерація формули (1.26) давала негативний результат, відповідна ймовірність приймалася рівною 0, і обчислення тривали. Ітерації зупинялися, коли сума всіх знайдених ймовірностей ставала більше 1. Остання ймовірність коректувалася так, щоб сума дорівнювала 1.

Метод добре апроксимує одномірні розподіли процесу (в їх початковій частині), але перші два моменти змодельованого процесу можуть досить сильно відрізнитися від вихідних.

Метод імітаційного моделювання є зручним засобом для генерації самоподібного трафіку в ситуації, коли важливо одномірне розподілення на початковій ділянці. Підвищення точності апроксимації перших моментів може бути предметом подальшого вивчення.

1.2 Обґрунтування можливості прогнозування самоподібного мережевого трафіку

Мережевий трафік, приведений до еквідистантної форми по осі часу (за допомогою процедури агрегування) являє собою певний часовий ряд (реалізацію дискретного випадкового процесу), миттєві значення якого можна намагатися передбачати за допомогою існуючих методик прогнозування.

Числовою характеристикою випадкового процесу, безпосередньо пов'язаної з його передбачуваністю є інтервал кореляції τ_k , який визначається виразом:

$$\tau_k = \int_0^{\infty} |r(\tau)| d\tau, \quad (1.27)$$

де $r(\tau)$ – нормована функція кореляції випадкового процесу.

Якщо відома поведінка реалізації в минулому, то можливий імовірнісний прогноз випадкового процесу на час порядку τ_k [7]. Однак прогнозування процесу на більший час виявляється безрезультатним, оскільки далеко віддалені один від одного відліки є статистично не пов'язаними (некорельованими).

Всі визначення самоподібного процесу даються в умовах гіперболічно спадної кореляційної функції:

$$r(\tau) \sim \tau^{-\beta}, \tau \rightarrow \infty, 0 < \beta < 1. \quad (1.28)$$

Підставив формулу (1.28) в формулу (1.27), отримаємо:

$$\tau_k = \int_0^{\infty} |\tau^{-\beta}| d\tau. \quad (1.29)$$

Розв'язуючи останній вираз в загальному випадку для будь-якого β :

1) Якщо $\beta \neq 1$, то для будь-якого $R > 0$

$$\lim_{R \rightarrow +\infty} \int_0^R \frac{d\tau}{\tau^\beta} = \lim_{R \rightarrow +\infty} \left. \frac{\tau^{1-\beta}}{1-\beta} \right|_0^R = \lim_{R \rightarrow +\infty} \frac{R^{1-\beta}}{1-\beta} \begin{cases} 0 & \text{при } \beta > 1 \\ \infty & \text{при } \beta < 1 \end{cases}$$

2) Якщо $\beta = 1$, то для будь-якого $R > 0$

$$\lim_{R \rightarrow +\infty} \int_0^R \frac{d\tau}{\tau} = \lim_{R \rightarrow +\infty} \left. \ln \tau \right|_0^R = \infty.$$

Таким чином, для випадку самоподібного процесу, що характеризується $0 < \beta < 1$, маємо нескінченно протяжний інтервал кореляції $\tau_k = \infty$.

Даний результат забезпечує собою теоретично принципову можливість прогнозування самоподібного процесу. Звичайно, в реальній ситуації (при вивченні реального самоподібного мережевого трафіку) складно вимагати суворого виконання формули (1.28), однак навіть у цьому випадку можна очікувати, що α приймає досить великі значення.

Крім того, з поняттям "самоподібний мережевий трафік" тісно пов'язані такі поняття як персистентність і довгострокова пам'ять, які відображають ступінь статистичного зв'язку між послідовними відліками процесу. Наприклад, якщо протягом деякого часу в минулому спостерігалися позитивні прирости процесу, тобто відбувалося збільшення, то і надалі в середньому відбуватиметься збільшення. Інакше кажучи, ймовірність того, що процес на $i+1$ кроці відхиляється від середнього в тому ж напрямку, що і на i кроці настільки велика, наскільки параметр Херста H близький до 1. Тобто персистентні стохастичні процеси виявляють чітко виражені тенденції зміни при відносно малому "шумі".

Ще один аспект на користь прогнозованості мережевого трафіку – наявність у розподілі останніх так званих "тяжких хвостів". Тяжкі хвости також можуть бути причиною хорошої передбачуваності. Більш того, при аналізі реального мережевого трафіку, поряд з деякою постійною складовою (математичним очікуванням процесу) і стохастичною компонентою виявлені також регулярні (детерміновані) компоненти, відповідні гармонійним коливанням з певними частотами. При побудові прогностичної моделі трафіку логічно було б врахувати існування даних гармонійних коливань (у вигляді додавання деякої періодичної компоненти) і спробувати поліпшити якість прогнозу.

1.3 Задача динамічного управління пропускнуою здатністю каналу за допомогою прогнозування

Задача прогнозування мережевого трафіку зводиться до задачі прогнозування дискретного часового ряду. З точки зору загальної теорії прогнозування [8] тимчасовий ряд, відповідний мережному трафіку можна представити у вигляді

$$x(k) = \chi(k) + \varepsilon(k), \quad (1.30)$$

де $\chi(k)$ – не випадкова компонента (що включає в себе в загальному випадку тренд, циклічні та сезонні коливання);

$\varepsilon(k)$ – випадкові (нерегулярні) коливання.

Поняття "невипадкова компонента" і "випадкова компонента" тут введені досить умовно. Наприклад, в реальній ситуації випадкова компонента $\varepsilon(k)$ може бути зовсім не випадковою за своєю природою (відносячись хоча б до класу хаотичних коливань), але при всьому при цьому залишатися важко-передбачуваною, в той же час так звана "невипадкова компонента" $\chi(k)$ – в принципі може змінюватися довільним чином. Однак якщо вона змінюється досить повільно, відображаючи щодо довготривалі тенденції, то це дозволяє досить точно передбачити її подальші значення і віднести її до різновиду "невипадковою компоненти".

З цих позицій прогноз n -го значення часового ряду $x(k)$ складається з прогностичної оцінки випадкової і не випадкової компоненти:

$$\hat{x}(n) = \hat{\chi}(n) + \hat{\varepsilon}(n), \quad (1.31)$$

тому якість прогнозу ряду $x(k)$ тим вища, чим якісніше оцінки останніх.

На загальну думку, завдання прогнозування мережевого трафіку слід розглядати не саму по собі, а в складі задачі динамічного управління мережевими ресурсами (пропускною здатністю каналу, зокрема). Дане узагальнення дозволить не тільки зробити висновки щодо прогнозованості мережевого трафіку, але й одночасно оцінити вигоду від застосування

алгоритму динамічного управління в порівнянні з класичною схемою статичного розподілу ресурсів, що визначає доцільність його використання.

У цьому зв'язку оцінку $\hat{C}(n)$ пропускної здатності каналу, для якої призначено трафік $x(k)$, на n -ом кроці необхідно розраховувати у вигляді суми оцінки трафіку на n -ом кроці $\hat{x}(n)$ (динамічна складова) ідеякого постійного рівня bs (статично задана складова пропускної здатності):

$$\hat{C}(n) = \hat{x}(n) + bs = \hat{\chi}(n) + \hat{\varepsilon}(n) + bs. \quad (1.32)$$

Необхідно відмітити, що, якщо в формулі (1.32) покласти $\hat{x}(n)=0$, то вийде широко використовуєий в даний час метод статичного завдання пропускної здатності з усіма його недоліками по відношенню до берстного самоподібного мережевого трафіку. В той же час, якщо покласти $bs=0$, то вийдуть спрогнозовані значення безпосередньо самого мережевого трафіку $x(k)$.

На рисунку 1.2 (а, б) показано прогнозований дискретний часовий ряд $x(k)$ (мережевий трафік в еквідистантній формі), оцінювані значення $\hat{C}(k)$ пропускної здатності каналу, а також абсолютна помилка $e(k)$, яка розраховується по формулі:

$$e(k) = x(k) - \hat{C}(k) \quad (1.33)$$

и фактичне нев'язкою між початковим трафіком і розрахованими значеннями пропускної здатності.

На практиці звичайно прагнуть зменшити абсолютну помилку $e(k)$. В якості величини, оцінюючої якість алгоритму прогнозування, часто користуються так званим відношенням сигнал/шум:

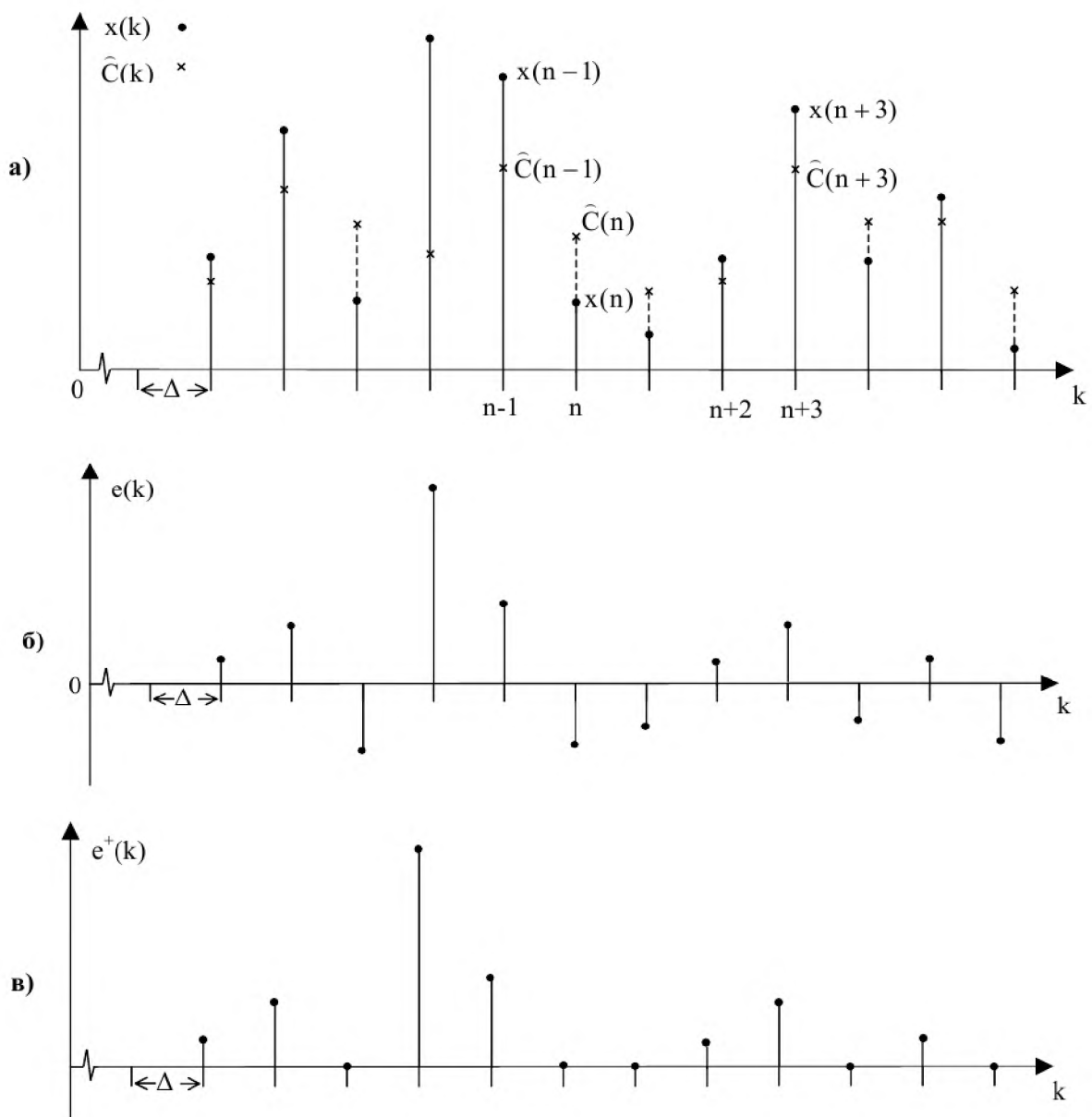
$$SN = \frac{M[x(k)^2]}{M[e(k)^2]} = \frac{\sum x(k)^2}{\sum e(k)^2}. \quad (1.34)$$

яка не залежить від середнього значення прогнозованої ділянки ряду и відображає ступінь покращення прогнозу трафіку в зрівнянні з

прогнозуванням по середньому значенню. Іншими словами оцінка $SNR^{-1}=1$, якщо якість прогнозу така ж, як у випадку прогнозу по середньому значенню прогнозованої ділянки ряду і $SNR^{-1}<1$, якщо якісь прогнозу краще.

Завдяки такій властивості, оцінка SNR^{-1} дозволяє зрівнювати якість прогнозу різноманітних часових рядів між собою.

Крім того, наряду з абсолютною похибкою прогнозу $e(k)$ розглядаються окремо помилки недооцінки ряду (рисунок 1.2, в):



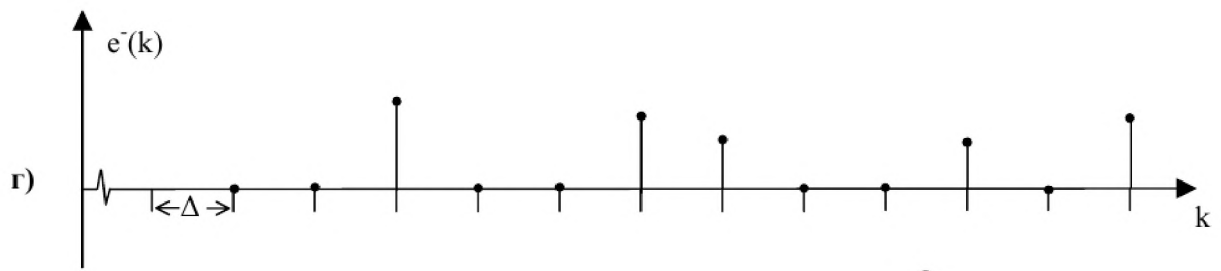


Рисунок 1.2 – а) Прогнозована ділянка $x(k)$ і оціночні значення $\hat{C}(k)$,

б) Абсолютна помилка прогнозу $e(k)$,

в) Помилка недооцінки $e^+(k)$,

г) Помилка переоцінки $e^-(k)$

$$e^+(k) = \begin{cases} e(k), & \text{если } e(k) \geq 0 \\ 0, & \text{если } e(k) < 0 \end{cases}$$

яка не залежить від середнього значення прогнозованої ділянки ряду і відображає ступінь покращення прогнозу трафіку в зрівнянні з прогнозуванням по середньому значенню. Іншими словами оцінка $SNR^{-1}=1$, якщо якість прогнозу така ж, яку випадку прогнозу по середньому значенню прогнозованої ділянки ряду і $SNR^{-1}<1$, якщо якість прогнозу краще.

Завдяки такій властивості, оцінка SNR^{-1} дозволяє зрівнювати якість прогнозу різноманітних часових рядів між собою.

Крім того, наряду з абсолютною похибкою прогнозу $e(k)$ розглядаються окремо помилки недооцінки ряду (рисунок 1.2, в):

$$e^+(k) = \begin{cases} e(k), & \text{если } e(k) \geq 0 \\ 0, & \text{если } e(k) < 0 \end{cases}$$

які з точки зору управління пропускною здатністю каналу зв'язані з кількістю втраченої інформації, і помилки переоцінки ряду (рисунок 1.2, г):

$$e^-(k) = \begin{cases} |e(k)|, & \text{если } e(k) < 0 \\ 0, & \text{если } e(k) \geq 0 \end{cases}$$

які, в свою чергу, відображають кількість недовикористаних ресурсів. В якості оцінок якості прогнозу необхідно також розглядати коефіцієнт недооцінки (коефіцієнт втрат):

$$D^+ = \frac{M[e^+(k)]}{M[x(k)]} = \frac{\sum e^+(k)}{\sum x(k)} \quad (1.36)$$

и коефіцієнт переоцінки (коефіцієнт недовикористаних):

$$D^- = \frac{M[e^-(k)]}{M[x(k)]} = \frac{\sum e^-(k)}{\sum x(k)}. \quad (1.37)$$

Ці коефіцієнти, хоч і залежать від середнього значення прогнозованої ділянки ряду, проте мають чітку фізичну інтерпретацію: при заданому способі оцінки пропускної здатності C каналу коефіцієнт недооцінки D^+ виражає відношення кількості втраченої інформації до загальної кількості інформації, яку потрібно було обробити (пропустити через канал).

Відповідно, коефіцієнт переоцінки D^- відображає кількість невикористаної пропускної здатності каналу до загальної кількості інформації, яку потрібно було пропустити через канал. Очевидно, чим ближче прогностичні оцінки $\tilde{C}(k)$ до дійсних значень $x(k)$, тим ближче до нуля коефіцієнти D^+ и D^- . Дані коефіцієнти дозволяють для кожного з трафіків порівняти механізми динамічного виділення пропускної здатності каналу (засновані на різних методах прогнозування) з класичним випадком статичного завдання пропускної здатності.

1.4 Аналіз алгоритмів управління пропускною здібністю каналу

Статичний спосіб завдання пропускної здатності каналу ґрунтується на співвідношенні (1.32) при умові $\tilde{x}(n)=0$. Тобто оцінка пропускної здатності в i -тий момент розраховується наступним чином:

$$\tilde{C}(i) = bs. \quad (1.38)$$

Цекласичний випадок, при якому мережевий адміністратор повинен вибрати фіксовану пропускну спроможність для каналу (яка на пряму пов'язана з вартістю каналу), і миритися при цьому з великими перевантаженнями і одночасно низькою утилізацією, що є нетривіальним завданням. Для того, щоб краще зрозуміти цей факт необхідно змінювати значення bs і спостерігати за поведінкою оцінок SNR^{-1} , D^+ і D^- для випадку реального мережевого трафіку.

Оскільки мережевий трафік по своїй фізичній суті являє собою невід'ємний ряд, то при $bs = 0$ як абсолютної помилки $\epsilon(k)$ буде виступати безпосередньо сам вихідний ряд $x(k)$. При цьому $SNR^{-1} > 1$, максимальні помилки недооцінки ($D^+ = 1$) і мінімальні помилки переоцінки ($D^- = 0$). При збільшенні значення bs в момент, коли воно дорівнює середньому прогнозованій ділянці ($M[F]$), показник SNR^{-1} досягає свого мінімуму ($SNR^{-1} = 1$), а коефіцієнти D^+ і D^- стають рівні. При подальшому збільшенні bs коефіцієнт SNR^{-1} знову збільшується, у той час як помилки недооцінки D^+ продовжують зменшуватися, а помилки переоцінки ростуть. Характерно, що $SNR^{-1} = 1$ при $bs = M[F]$. Згідно формули (1.32) це можна інтерпретувати як:

$$\hat{C}(n) = \hat{x}(n) + bs = M[F] + 0, \quad (1.39)$$

що якраз відповідає випадку прогнозування ряду ділянки F ряду $x(k)$ по його середньому значенню ($M[F]$).

У динамічному розподілі пропускну здатності з простим передвісником оцінка пропускну здатності каналу в i -тий момент розраховується за формулою (1.32). У ній в якості оцінки не випадкової компоненти $\hat{\chi}(i)$ можна взяти середнє тренувального ділянки на i -му кроці $M[T(i)]$, а в якості оцінки випадкової компоненти вибрати останнє відоме значення усередненого тренувального ряду T :

$$\hat{C}(i) = \hat{x}(i) + bs = \hat{\chi}(i) + \hat{\epsilon}(i) + bs = M[T(i)] + (x(i-1) - M[T(i)]) + bs. \quad (1.40)$$

Формула (1.40) також може бути представлена у вигляді:

$$\tilde{C}(i) = x(i-1) + bs. \quad (1.41)$$

Отже, значення пропускної здатності розраховується у вигляді суми останнього відомого відліку вихідного часового ряду, що відповідає агрегованому трафіку і деякого постійного рівня bs . Це випадок, так званого простого (“наївного”) або *naive*-передвісника.

Одним із способів опису поведінки і відповідно прогнозування випадкової компоненти $\varepsilon(k)$ в теорії часових рядів є підбір відповідної моделі. Як правило, спочатку задається загальний вигляд моделі, для якої методами статистичного оцінювання по наявному у розпорядженні тимчасовому ряду обчислюються необхідні параметри моделі.

В якості популярної моделі використовується загальний лінійний процес формули (1.42), при якому аналізуємий часовий ряд $\varepsilon(k)$ виходить у вигляді класичної лінійної моделі множинної регресії, коли в ролі пояснюючих змінних виступають значення самого часового ряду в усі минулі моменти часу:

$$\varepsilon(i) = \pi_1 \varepsilon(i-1) + \pi_2 \varepsilon(i-2) + \dots + \delta(i) = \sum_{k=1}^{\infty} \pi_k \varepsilon(i-k) + \delta(i), \quad (1.42)$$

де $\delta(i)$ – тимчасова послідовність, яка утворює білий шум.

При цьому вагові коефіцієнти підбираються таким чином, щоб забезпечити стаціонарність змодельованого ряду $\varepsilon(k)$.

Окремим випадком формули (1.42) є модель авторегресії 1-го порядку – AR(1) (марковський процес). Вона представляється в наступному вигляді:

$$\varepsilon(i) = \alpha \varepsilon(i-1) + \delta(i), \quad (1.43)$$

де α – деякий числовий коефіцієнт, що не перевершує по модулю одиницю.

Апроксимація часового ряду $\varepsilon(k)$ за допомогою моделі (1.43), тобто пошук оцінок коефіцієнта α і білого шуму $\delta(k)$, здійснюється в умовах формулювання критерію мінімізації необхідної характеристики. Найбільш популярний критерій

–мінімізація середньоквадратичної помилки $\sqrt{M[(\varepsilon(i) - \hat{\varepsilon}(i))^2]}$. Тоді в якості оцінки коефіцієнта α вибирається значення нормованої автокореляційної функції процесу $\varepsilon(k)$ при $k=1$, тобто $r(1)$. У цьому випадку оптимальним в сенсі обраного критерію передвісником є вираз:

$$\hat{\varepsilon}(i) = \tilde{\alpha}\varepsilon(i-1) = r(1)\varepsilon(i-1).$$

Таким чином, остаточний вираз для оцінки пропускну здатності каналу за допомогою авторегресійного передвісника 1-го порядку представляється в такому вигляді:

$$\hat{C}(i) = M[T(i)] + r(1) \cdot (x(i-1) - M[T(i)]) + bs. \quad (1.44)$$

Авторегресійна модель другого порядку, як і марковський процес в формулі (1.43), є окремим випадком загального лінійного процесу формули (1.42) при рівності нулю всіх коефіцієнтів α_k крім перших двох. Відповідно вона може бути представлена у вигляді:

$$\varepsilon(i) = \alpha_1 \varepsilon(i-1) + \alpha_2 \varepsilon(i-2) + \delta(i). \quad (1.45)$$

При мінімізації середнього квадрата абсолютної помилки $\varepsilon(i) - \hat{\varepsilon}(i)$ параметри α_1, α_2 обчислюються на підставі співвідношень формули (1.46) і формули (1.47):

$$r(1) = \frac{\alpha_1}{1 - \alpha_2}, \quad (1.46)$$

$$r(2) = \alpha_2 + \frac{\alpha_1^2}{1 - \alpha_2}. \quad (1.47)$$

У цьому випадку вираз для оцінки пропускну здатності каналу за допомогою авторегресійного передвісника 2-го порядку представляється у вигляді:

$$\tilde{C}(i) = M[T(i)] + \tilde{\alpha}_1 \cdot (x(i-1) - M[T(i)]) + \tilde{\alpha}_2 \cdot (x(i-2) - M[T(i)]) + bs. \quad (1.48)$$

У динамічному розподілі пропускну здатності з ARMA-передвісником для опису та прогнозування поведінки випадкової компоненти $\varepsilon(k)$ можна використовувати авторегресійну модель ковзаючого середнього порядку (p, q) , що позначається як ARMA (p, q) [9]. У загальному вигляді модель ARMA (p, q) для процесу $\varepsilon(i)$ записується як:

$$\alpha(B)\varepsilon(i) = \beta(B)\delta(i), \quad (1.49)$$

де $\delta(i)$ – тимчасова послідовність, яка утворює білий шум;

$\alpha(B), \beta(B)$ – поліноми ступінь p і q відповідно:

$$\alpha(B) = 1 - \alpha(1)B^1 - \alpha(2)B^2 \dots - \alpha(p)B^p,$$

$$\beta(B) = 1 + \beta(1)B^1 + \beta(2)B^2 \dots + \beta(q)B^q,$$

де B – так званий оператор зсуву, який визначається наступним чином:

$$B^j \varepsilon(i) = \varepsilon(i-j). \quad (1.50)$$

Автокореляційна функція ARMA (p, q) процесу убиває експоненціально, тому така модель вдало описує процеси з швидко спадною залежністю.

Збільшення порядку ARMA-передвісника фактично не позначається на якості прогнозування самоподібного трафіку.

Використання FARIMA (p, d, q) -процесів для моделювання і прогнозування самоподібного трафіку має особливу актуальність, оскільки FARIMA (p, d, q) -процес володіє повільно-спадною АКФ при $0 < d < 0.5$, тобто такий процес володіє тривалою пам'яттю, як і самоподібний трафік [10].

Нехай $\varepsilon(k)$ –стаціонарний процес, такий що:

$$\alpha(B)(1 - B)^d \varepsilon(i) = \beta(B)\delta(i), \quad (1.51)$$

для деякого $d \in (-0.5, 0.5)$. Тоді $\varepsilon(k)$ є FARIMA (p, d, q) - процесом.

Застосування переваг FARIMA - моделей для прогнозування мережевого трафіку ґрунтується на співвідношенні:

$$\tilde{C}(i) = \hat{x}(i) + bs = \hat{\chi}(i) + \hat{\varepsilon}(i) + bs = M[T(i)] + \hat{\varepsilon}(i) + bs, \quad (1.52)$$

де $\hat{\varepsilon}(k)$ обчислюється за допомогою FARIMA (p, d, q) - передвісника.

1.5 Прогнозування самоподібного трафіку за допомогою фільтра - прогнозатора

Припускаючи, що в мережі застосовуються методи маршрутизації, що забезпечують вибір оптимальних за заданим критерієм маршрутів доставки повідомлень, управління потоками визначається як сукупність механізмів, що забезпечують доступ до ресурсів мережі – системам передачі, зберігання та обробки інформації. Введення зазначених механізмів до складу алгоритмів системи доставки інформації забезпечує усунення перевантажень, що виникають в окремих точках мережі, і вирішення тупикових ситуацій. Під перевантаженням розуміється такий стан мережі, при якому основні показники якості обслуговування починають швидко погіршуватися. Залежно від типу мережі ці погіршення можуть виражатися у збільшенні числа відмов при встановленні з'єднання, у збільшенні числа втрачених пакетів і в збільшенні середніх значень і джиттера затримок. Перевантаження можуть виникати як на окремих ділянках мережі (локальне перевантаження), так і поширюватися на всю мережу в цілому (глобальне перевантаження), що призводить до явища повного блокування всіх ділянок мережі, коли міжкінцеві затримки прагнуть до нескінченності, а продуктивність – до нуля. Важливість і складність вирішення завдань проектування алгоритмів керування потоками і боротьби з перевантаженням визначаються, в першу чергу, високою вартістю втрат інформації при перевантаженнях, викликаних наявністю великих обсягів інформації

увіртуальному шляху, що особливо важливо в системах військового призначення.

Існують три аспекти управління перевантаженням[11]:

- попередження,
- запобігання,
- відновлення.

Попередження перевантаження включає оптимально обрані компоненти, добре спроектований алгоритм маршрутизації, механізм примушення для гарантії того, що користувач не перевищить встановлену швидкість трафіку, управління чергами, які захищають критичні класи трафіку (трафік управління мережею, повідомлення маршрутизації). Запобігання перевантаження—це дії, що вживаються мережею для уникнення можливості перевантаження. Прикладом може служити зміна таблиць маршрутизації, щоб направити трафік в обхід важко навантаженої мережевої компоненти. Відновлення після перевантаження – дії, що вживаються мережею після того, як перевантаження виявлене, для обмеження впливу перевантаження. Прикладом є відкидання низькопріоритетних пакетів, коли буфери переповнені. Для вибору стратегії управління дуже важливим питанням є можливість передбачення з розумною точністю, коли з'являться пікові вимоги і яким має бути розмір мережі, щоб можна було працювати без істотних перевантажень. У такій ситуації попередження перевантаження є найбільш істотною стороною управління перевантаженням.

Навантаження в досліджених мережах істотно відрізняється як від класичних уявлень (телефонний трафік), так і від нових моделей (пакетний трафік), розглянутих у літературі. Відмітна особливість навантаження швидкодіючих цифрових мереж – її пачковий характер, причому пачки (скупченості) з'являються в різних масштабах часу, і це ускладнює визначення довжин пачок: у різних шкалах часу тривалість пачки може змінюватися в межах від мілісекунд до хвилин і годин залежно від роздільної здатності вимірювальної апаратури. Трафік, який є пачковим на багатьох або всіх масштабах часу може

бути описаний статистично, використовуючи поняття самоподібності. Періоди найбільшого навантаження в умовах самоподібного ("фрактального") трафіку не піддаються передбаченню. У зв'язку з цим виникає питання, якщо передбачення піку експлуатації так низько, то чи буде воно мати вплив на проектування мережі. Іншим питанням технічної важливості є питання, чи можливо попередити перевантаження збільшенням ємності буферів. Механізми спостереження трафіку в мережі дозволяють зрозуміти, яким чином в майбутніх мережах можна буде ефективно уникнути перевантаження. Вирішення цього питання залежить від того, чи існують такі структури в самоподібному трафіку, які можуть бути використані для передбачення перевантаження. Крім того, коли зустрічається перевантаження, здійснюються заходи, щоб допомогти мережі вийти з цього стану.

Перевантаження може мати як незначні, так і серйозні наслідки. Тому для того щоб, могли бути зроблені будь-які реальні пропозиції щодо відновлення мережі, необхідно знати, як довго перевантаження продовжується і які структури втрат, які з'являються під час перевантаження. Для вирішення цих питань необхідна модель трафіку, яка дозволила б розглянути поведінку алгоритмів керування перевантаженням не тільки в режимі реального часу, а й використовувати прогнози значення для запобігання перевантажень.

Фрактальний фільтр-прогнозатор, дозволяє компенсувати затримки поширення інформації про стан мережі.

Необхідно, щоб інформація про завантаження портів маршрутизаторів доходила до регулятора потоку своєчасно, для цього необхідно прогнозувати інтенсивність трафіку.

1.6 Постановка завдання дослідження

Розробити імітаційну модель мережі передачі даних, для моделей трафіку $fbm/D/1$ і $M/M/1$, що дозволяє оцінювати вплив тимчасових затримок службових пакетів на ефективність методу маршрутизації.

На основі властивості самоподібності часових рядів розробити цифровий фільтр-прогнозатор інтенсивності трафіку, що дозволяє компенсувати тимчасові затримки поширення в мережі службових пакетів. Розробити метод адаптивної двошляхової маршрутизації, що призначає різні пріоритети пакетам, переданим за різними маршрутами.

1.7 Висновок

Розглянені параметри та характеристики самоподібних процесів: коефіцієнт Херста, персистентність і антиперсистентність, довготривала залежність, розподілення з тяжкими хвостами. Використання самоподібного процесу в якості моделі інтенсивності потоку пакетів, в порівнянні з традиційним пуассоновським потоком, дозволяє більш точно описувати поведінку трафіку в мережах з комутацією пакетів.

Властивості самоподібності трафіку можна використовувати для прогнозування інтенсивності трафіку, що дозволить компенсувати затримки поширення службових пакетів протоколу маршрутизації і підвищити ефективність адаптивних методів маршрутизації.

Аналіз сучасного підходу до побудови мереж передачі даних та забезпечення якості обслуговування показав, що в мережі з комутацією пакетів відбуваються перевантаження портів вузлів комутації пакетами трафіку, що викликають зміну часу затримки пакетів при проходженні мережі. Є засоби для керування інтенсивністю потоків трафіку. Для забезпечення якості обслуговування (QoS) додатків чутливих до тимчасових затримок, застосовуються методи, засновані на обслуговуванні пакетів по пріоритетах і резервуванні смуги пропускання. Це викликає збільшення затримок низькопріоритетних пакетів. Установлено, что улучшение таких характеристик, как пропускная способность, коэффициент потерь пакетов и др. может быть достигнуто применением в алгоритмах маршрутизации фильтров-прогнозаторов.

Розглянуто різні способи і алгоритми прогнозування трафіку в системах з пакетною передачею даних і виявлено перевагу серед них фільтра-прогнозатора.

2 СПЕЦІАЛЬНА ЧАСТИНА

2.1 Аналіз властивостей пакетного трафіку Інтернет - провайдера

Дана реалізація взята з джерела [12] і являє собою дані про трафік Інтернет - провайдера з напрямком потоку від бездротових клієнтів (802.11b) в мережу Інтернет. Дані записувалися 18.03.04 з 10 до 18 годин. Фіксувалися час приходу Ethernet-кадру і його розмір в байтах. Всього 4 млн. Записів (максимальна довжина кадру 1514 байт, мінімальна 60 байт). Моменти часу приходу кадрів розташовані на тимчасовій осі нерівномірно. Вісь часу розбивається на проміжки 0,05 секунди і підсумовується число байт за цей проміжок часу, виходить інтенсивність трафіку (рисунок 2.1).

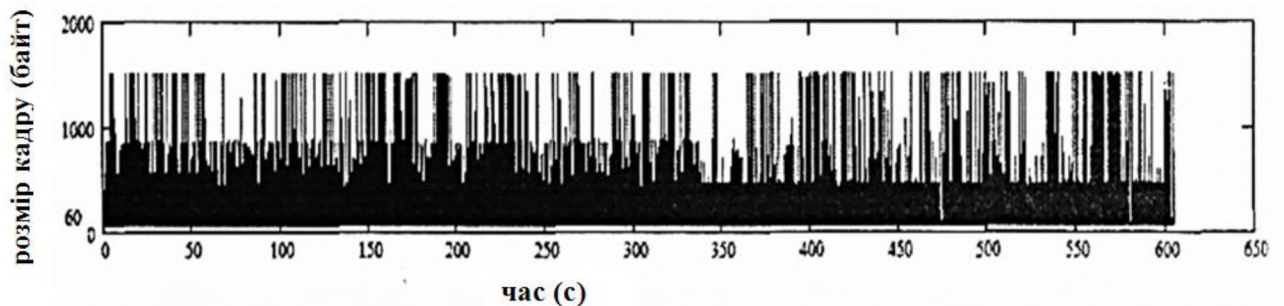


Рисунок 2.1 – Графік залежності розміру кадру від часу прибуття, трафік бездротової лінії за відрізок у п'ять хвилин, починаючи з 10 години

З отриманим тимчасовим рядом проводиться агрегування з кроками: 0,5 с; 1 с; 51 с; 103 с. На рисунках 2.2 – 2.4 представлені отримані при агрегуванні ряди.

З гістограми розподілу тривалості кадрів (рисунок 2.5) видно, що більшість кадрів мають розмір, близький до мінімального від 60 до 100 байт. Це кадри зі службовою інформацією і запити користувачів при «web-серфінгу», також є кадри максимального розміру, але їх значно менше, що можна пояснити напрямком руху пакетів від клієнтів.

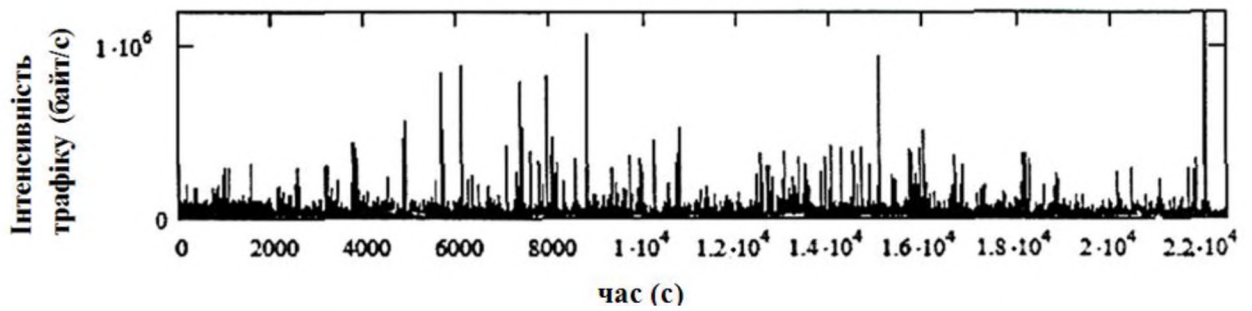


Рисунок 2.2 – Трафік, агрегований по відрізках часу 0,5 секунд

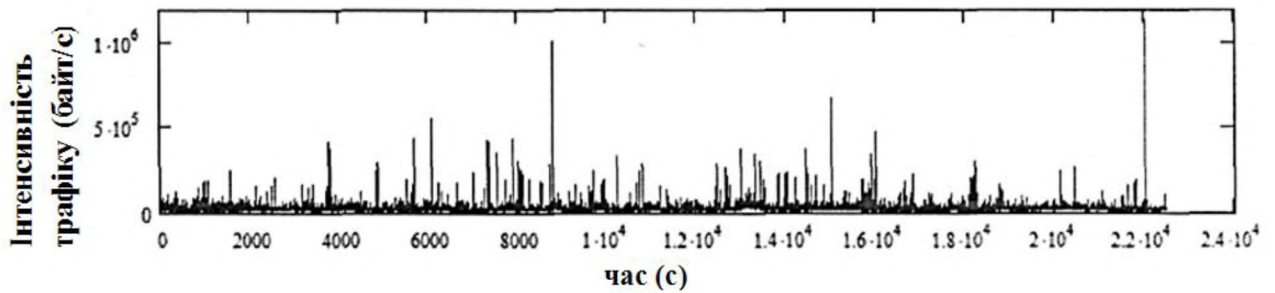


Рисунок 2.3 – Трафік, агрегований по відрізках часу 1 секунда

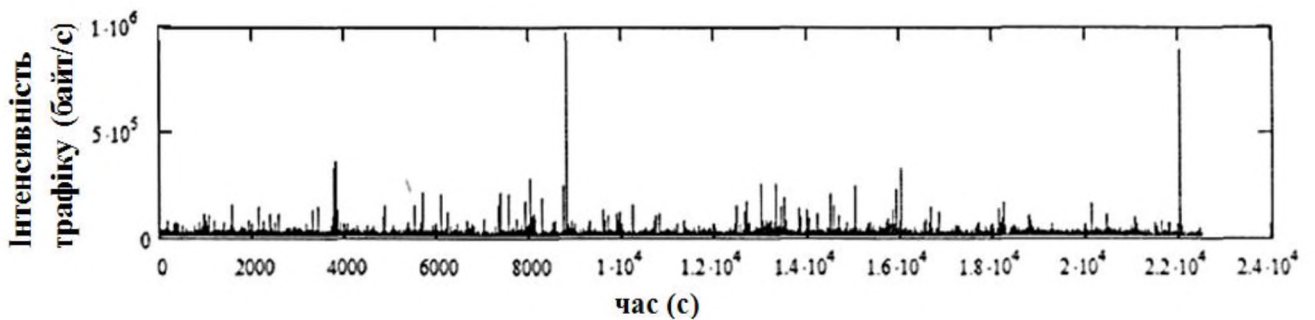


Рисунок 2.4 – Трафік, агрегований по відрізках часу 5 секунд

З отриманого часового ряду можна виділити ряд міжкадрових інтервалів, рисунок 2.6.

Отриманий ряд значень міжкадрових інтервалів агрегується за кількістю інтервалів: по 500, по 1000 і по 5000. На рисунках 2.7 – 2.9 представлені отримані ряди.

Для аналізу трафіку на самоподібність необхідно використовувати ряд, що володіє властивостями самоподібності і випадкову послідовність.

У першому випадку можна сформулювати послідовність ФБР (фрактальний

броунівський рух) із заданим коефіцієнтом Херста (рисунок 2.11) в пакеті Matlab [13].

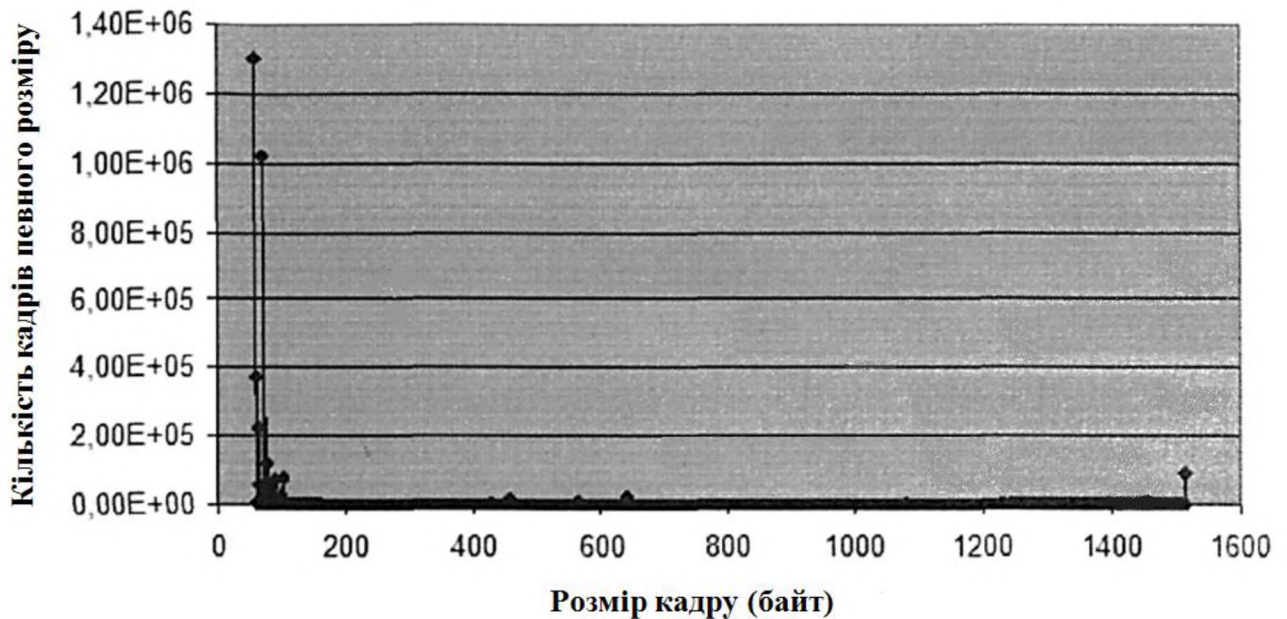


Рисунок 2.5 – Розподіл тривалості кадрів

В якості випадкового процесу можна вибрати реалізацію класичного білого гауссовського шуму з середнім і дисперсією (рисунок 2.12), реалізацію можна отримати в пакетах MATLAB і Mathcad [13, 14]. Отримані послідовності агрегуються з кроком 3 (рисунок 2.13).

Параметр Херста є індикатором ступеня самоподібності, а також свідчить про наявність в процесі таких властивостей, як персистентність, антиперсистентність і тривала пам'ять. У літературі [1, 5, 14] описані різні методи визначення цього параметра, причому в різних джерелах одні й ті ж методи описуються по-різному, з різними обмеженнями до досліджуваних рядів. Є три поширених евристичних методів розрахунку параметра Херста: графік R/S-статистики, графік зміни дисперсії і графік структурної функції.

До класичного статистичного аналізу належить визначення основних характеристик випадкового процесу: математичне очікування (середнє), дисперсія, щільність розподілу ймовірностей, автокореляційна функція, енергетичний спектр.

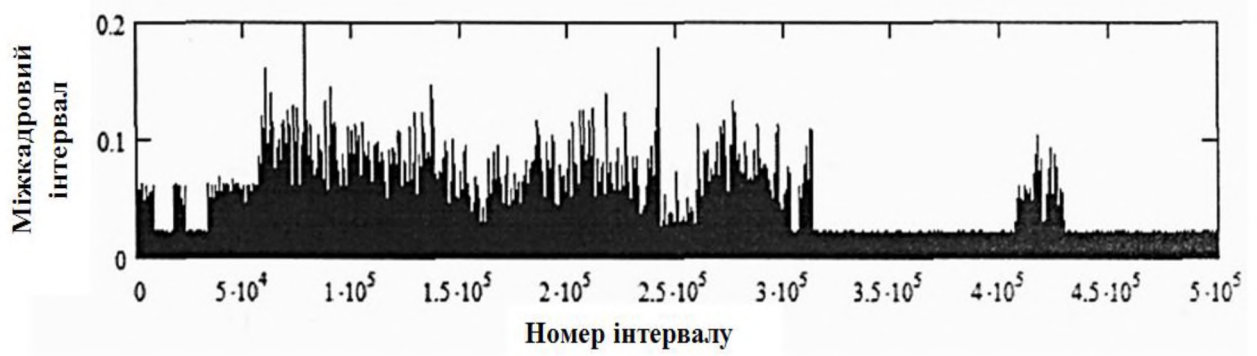


Рисунок 2.6 – Міжкадрові інтервали

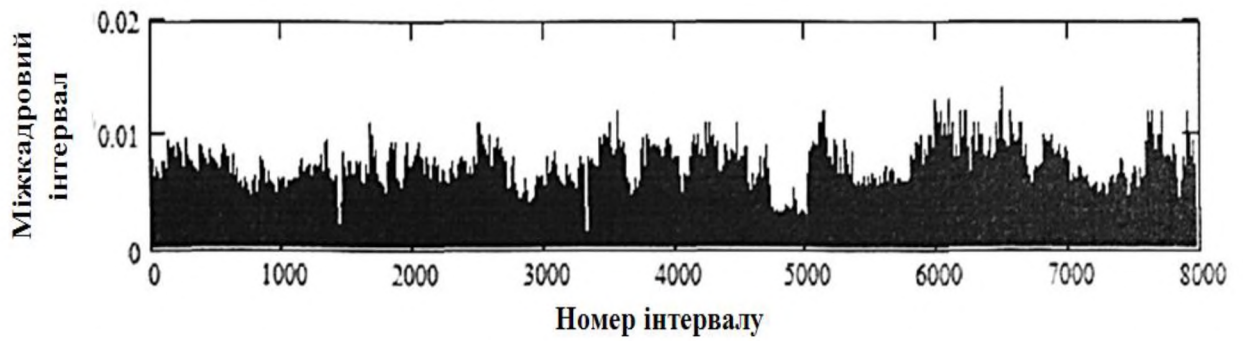


Рисунок 2.7 – Ряд значень міжкадрових інтервалів, агрегований по 500

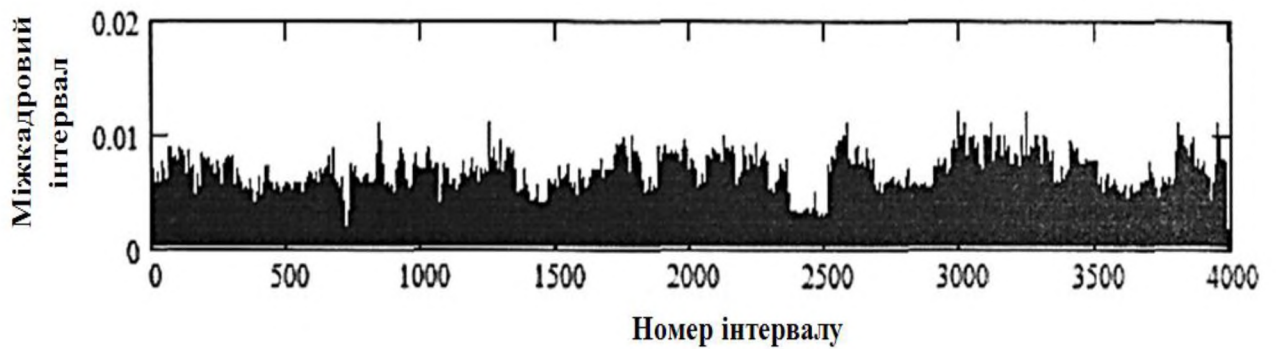


Рисунок 2.8 – Ряд значень міжкадрових інтервалів, агрегований по 1000

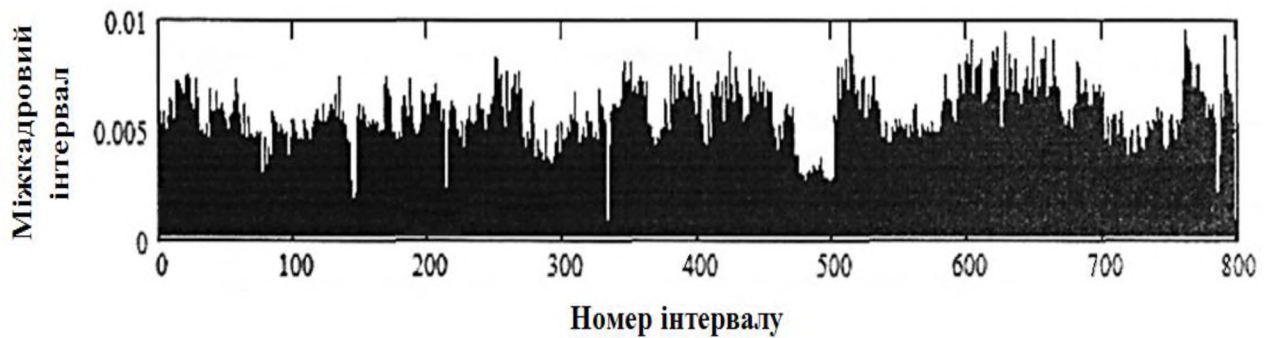


Рисунок 2.9 – Ряд значень міжкадрових інтервалів, агрегований по 5000

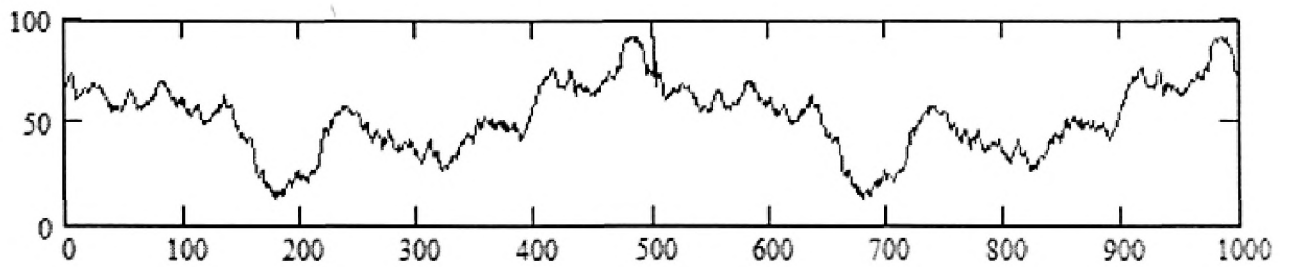


Рисунок 2.11 – Фрактальний броунівський рух $H=0,7$

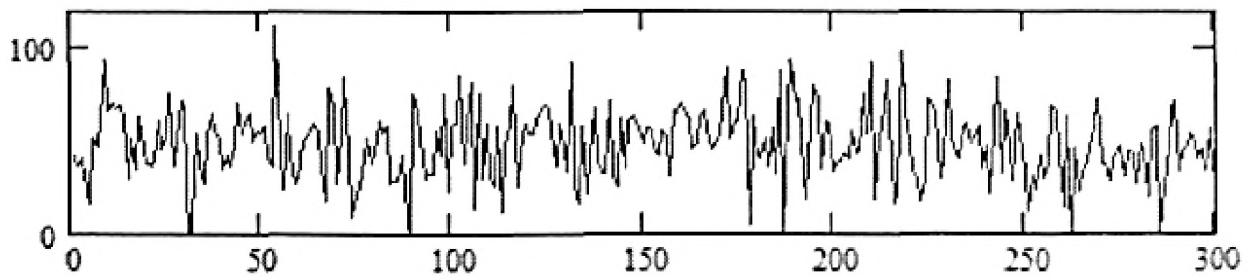


Рисунок 2.12 – Білий гауссовський шум (середнє 50; СКО 20)

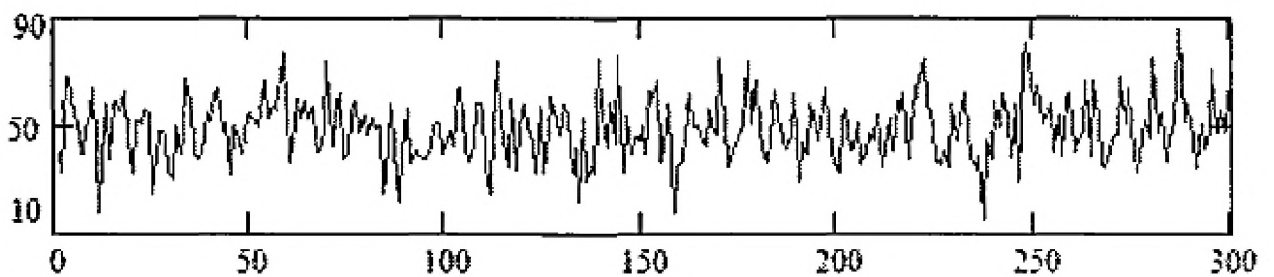


Рисунок 2.13 – Білий гауссовський шум, агрегований по 3-м значенням

2.2 Маршрутизація в мережах з комутацією пакетів

Процедури маршрутизації можна класифікувати на статичні і динамічні, останні можуть бути адаптивними. У статичних процедурах маршрут кожного пакета відомий заздалегідь до його входу в мережу, маршрути визначаються і задаються адміністратором. Існують: фіксована (одношляхова), k -шляхова та альтернативна види маршрутизації. У разі фіксованої маршрутизації від вузла-джерела до вузла-адресата використовується єдиний маршрут для передачі всього призначеного трафіку, і задача зводиться до вибору оптимального шляху з усіх можливих шляхів. При альтернативній (розгалуженій, багатошляховій) маршрутизації передбачається можливість поділу переданого трафіку на частини

з подальшою передачею цих частин по різних каналах, що в більш повній мірі використовує ресурси мережі. При k-шляхової маршрутизації трафік передається по до k шляхів [1, 15, 16].

У динамічних же процедурах маршрут заздалегідь не відомий, а на кожному вузлі напрямом подальшої передачі вибирається виходячи з поточної інформації, якщо ця інформація про топологію мережі (про наявність працездатних ліній зв'язку), о пропускних спроможностях ліній зв'язку, про кількість вузлів маршрутизації, то це динамічна процедура маршрутизації. Якщо при виборі маршруту використовується інформація про поточну завантаженість ліній зв'язку, затримках, то це адаптивні процедури маршрутизації [1, 15].

На жаль, в даний час відсутня єдина теорія маршрутизації. Вибір маршруту в динамічних процедурах здійснюється з використанням алгоритмів пошуку найкоротшого шляху графу, трафік мережі при цьому не враховується. У статичних процедурах маршрутизації необхідно вирішувати задачу оптимального розподілу потоків (алгоритм девіації потоку). Для адаптивних алгоритмів аналіз моделі виявляється вельми скрутним. Причина цих складнощів полягає в тому, що в адаптивних алгоритмах процеси, які описують поведінку окремих елементів мережі, залежать від прийнятих в алгоритмі рішень щодо вибору напрямків передачі, а рішення ці приймаються з урахуванням поточного стану елементів мережі. Розімкнути цей зв'язок аналітичними методами виявляється вкрай складно [15, 17].

У силу цих причин для аналізу алгоритмів маршрутизації задачу знаходження оптимального алгоритму найчастіше зводять до задачі оптимального розподілу потоків. Однак заданому розподілу потоків може відповідати велике число алгоритмів маршрутизації [15].

2.2.1 Оптимальний розподіл потоків

У разі альтернативної маршрутизації задача вибору оптимальних маршрутів відноситься до класу багатопродуктових задач з опуклою цільовою

функцією і опуклою безліччю обмежень. Найбільш відомим методом вирішення даної задачі є метод відхилення потоку. Даний алгоритм є окремим випадком так званого методу Франка-Вольфа для вирішення більш загальних задач нелінійного програмування [18]. Алгоритм відхилення потоку спирається на дві властивості, перше – в якості оптимальних маршрутів для кожної пари джерело-адресат розглядаються найкоротші маршрути обчислювані при довільному обчисленні «терезів», друге визначає «вагу», як приватну похідну середньої затримки по потоку [18, 16].

При одношляховій маршрутизації задача відноситься до класу задач цілочисельного нелінійного програмування, ідентичних задачі про «рюкзак». В [16] пропонується підхід до вирішення на основі методу релаксації Лагранжа, замість вихідної задачі вирішується двояка, в якій деякі обмеження включаються в функцію Лагранжа з відповідними невизначеними множниками.

Для вирішення завдання при k-шляховій маршрутизації використовується модифікований алгоритм відхилення потоку, модифікація полягає в тому, що відхилення потоку виконується не для всіх пар джерело-адресат одночасно, а для кожної пари окремо [16].

У джерелах [16, 18] наводиться докладний опис методів рішення задачі оптимального розподілу потоків, а також порівняння методів маршрутизації: одношляхової, двошляхової та альтернативної (багатошляхової), за такими параметрами: середній час затримки, максимальний час затримки і величина потоку, що викликає перевантаження. Аналіз отриманих результатів дозволив зробити висновки про доцільність застосування двошляхової маршрутизації, тобто оптимальному розподілі потоків по двох шляхах.

2.2.2 Динамічна маршрутизація пакетів

Протоколи динамічної маршрутизації перераховують маршрути залежно від працездатності з'єднувальних ліній в мережі, саме такі протоколи застосовуються в IP-мережах (OSPF, RIP, IS-IS).

Адаптивний алгоритм – це алгоритм, в якому для будь-якого пакету вибирається напрямок подальшої передачі виходячи з завантаження окремих елементів мережі, стану каналів зв'язку, та іншої інформації, що становить інтерес. Динамічні алгоритми маршрутизації включають три основні процедури:

- вибір напрямку подальшої передачі за наявною на даному вузлі інформацією;
- обчислення на кожному вузлі характеристик, необхідних для вибору напрямку передачі;
- обмін цими характеристиками між вузлами мережі.

Робота першої процедури зводиться до пошуку найкоротшого шляху в графі, відповідного мережі передачі даних. Метрика ребер такого графу визначається другою процедурою, третя процедура визначає методи обміну інформацією про метрики ребер графу [15].

При роботі адаптивних алгоритмів необхідно забезпечити передачу службової інформації про стан мережі, зібраної в одному місці, але використовуємої в іншому. Виникає проблема компромісу між якістю цієї інформації і величиною накладних витрат. Реакція адаптивної стратегії може виявитися або занадто швидкою, що може призвести до циклічної зміни маршрутів, або повільною, яка не встигає за змінами в мережі [1]. В якості компромісу між динамічними і адаптивними методами маршрутизації пропонується наступний метод: за допомогою динамічних протоколів маршрутизації визначається найкоротший шлях по метриці пропускну здатності та додатковий шлях (який може бути в мережі для підвищення надійності), потік інформації буде адаптивно ділитися між цими шляхами, зменшуючи при цьому середню затримку. Для запобігання перекидання пакетів з одного шляху на інший пропонується пакетам, що йдуть по обхідному шляху, знижувати пріоритет перед пакетами, що використовують канали додаткового шляху як основні [19].

2.3 Розробка фільтра-прогнозатора, що враховує коефіцієнт самоподібності трафіку

Ефективність роботи адаптивного алгоритму буде оцінюватися порівнянням з роботою мережі без адаптивної маршрутизації (без відхилення частини потоку по обхідному маршруту) і з роботою мережі за алгоритмом, що відхиляє пакети за інформацією про поточну довжину черг в прямому і обхідному маршрутах, що дозволяє найбільш максимально використовувати пропускну здатність мереж [19]. Коефіцієнт використання пропускну здатності мережі можна оцінювати за такими параметрами: середній час затримки, час затримки, частка відхиляемого потоку, джиттер – відхилення часу затримки від середнього.

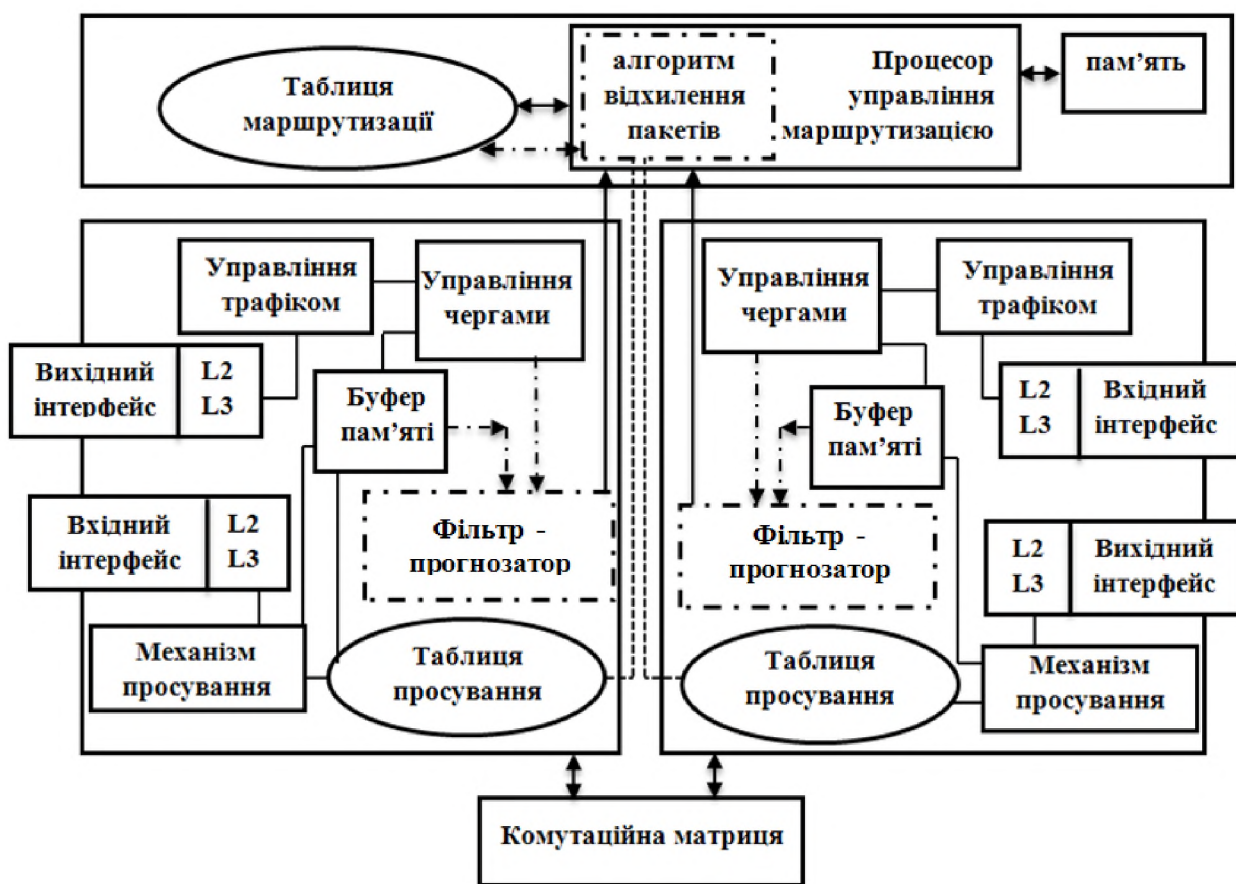


Рисунок 2.14 – Архітектура маршрутизатора з фільтрами - прогнозаторами і алгоритмом відхилення пакетів

Необхідно врахувати, що при роботі реальної мережі алгоритм

маршрутизації не може миттєво адаптуватися під зміну ситуації в мережі, виникає затримка внаслідок часу обміну службовими пакетами між маршрутизаторами. Пропонується компенсувати затримку за рахунок фільтра передвісника, що використовує властивості стохастичного самоподібності трафіку [15]. В архітектуру маршрутизатора необхідно включити фрактальний фільтр, який буде використовуватися при роботі пропонованого адаптивного алгоритму маршрутизації (рисунок 2.14).

2.3.1 Прогнозування інтенсивності трафіку в пакетних мережах передачі даних

Нехай на відрізку часу $[0, t]$ задана деяка множина $\{\xi(i)\}$ значень інформаційного потоку, i – дискретні моменти часу, що належать відрізку $[0, t]$. На основі цієї інформації потрібно визначити прогнозне значення $\xi(t+\lambda)$ інформаційного потоку в майбутній момент часу $t+\lambda$, де $\lambda \geq 1$ (рисунок 2.15).

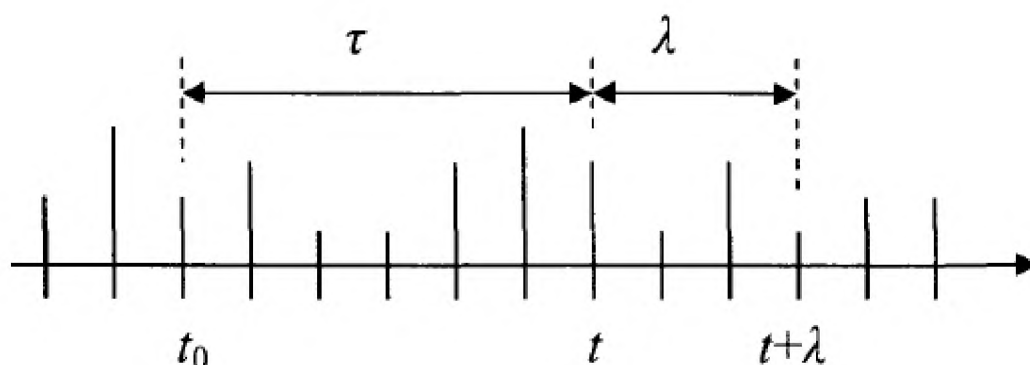


Рисунок 2.15 – Передбачення значення ряду в момент часу t на λ кроків вперед з урахуванням попередніх значень на інтервалі τ

Відомо [18, 20], що оптимальним в сенсі середньоквадратичної помилки передбачення є фільтр Колмогорова - Вінера:

$$\xi(t + \lambda) = \sum_{i=0}^t h(i; \lambda) \xi(t - i), \quad (2.1)$$

коефіцієнти якого $h(i; \lambda)$ визначаються з рішення системи рівнянь:

$$\sum_{i=0}^t h(i; \lambda) R(\tau - i) = R(\tau + \lambda), \quad \tau = \overline{0, t}, \quad (2.2)$$

де $R(\tau)$ – кореляційна функція випадкового процесу $\xi(t)$:

$$R(\tau) = \langle \xi(t + \tau)\xi(t) \rangle.$$

2.3.2 Синтез оптимального фільтра

Структурну функцію процесу $\xi(t)$ можна представити у вигляді:

$$\langle (\xi(t + \tau) - \xi(t))^2 \rangle = a\tau^{2H}. \quad (2.3)$$

Зі співвідношення (2.3) випливає, що кореляційна функція буде визначатися співвідношенням:

$$R(\tau) = \sigma_{\xi}^2 - \frac{a}{2}\tau^{2H}, \quad (2.4)$$

де σ_{ξ}^2 – дисперсія процесу $\xi(t)$.

Враховуючи, що в реальних умовах безліч вихідних даних містить велику кількість (≥ 1) елементів, доцільно перейти до безперервного випадку.

У безперервній межі часу система рівнянь (2.2) зводиться до інтегрального рівняння Вольтера 1-го роду:

$$\int_0^t h(\tau, h) R(t - \tau) d\tau = R(t + \lambda). \quad (2.5)$$

Рівняння (2.5) вирішується за допомогою перетворення Лапласа [21], і його рішення представимо у вигляді:

$$H(p, \lambda) = \frac{L\{R(t + \lambda)\}}{L\{R(t)\}}, \quad (2.6)$$

де $H(p, \lambda)$ – зображення по Лапласа функції $h(t; \lambda)$;

$L\{R(t+\lambda)\}$ і $L\{R(t)\}$ – Лапласові зображення, що визначаються співвідношеннями:

$$L\{R(t)\} = \int_0^{\infty} R(t)e^{-pt} dt \quad (2.7)$$

$$L\{R(t + \lambda)\} = \int_0^{\infty} R(t + \lambda)e^{-pt} dt. \quad (2.8)$$

Для функції $R(t)$, обумовленою співвідношенням (2.4), знайдемо

$$L\{R(t)\} = \frac{\sigma^2}{p} - \frac{a\Gamma(1 + 2H)}{2p^{2H+1}} \quad (2.9)$$

$$L\{R(t + \lambda)\} = \frac{\sigma^2}{p} - \frac{a}{2p^{2H+1}} e^{p\lambda} \cdot \Gamma(1 + 2H, p\lambda). \quad (2.10)$$

У виразах (2.9) і (2.10) $\Gamma(x)$ – гамма-функція, $\Gamma(\alpha, x)$ – неповна гамма-функція. Визначення і властивості даних функцій можна знайти в роботі [22].

З урахуванням уявлень (2.9) і (2.10) вираз (2.6) приймає вигляд:

$$H(p, \lambda) = \frac{2\sigma^2 p^{2H} - a e^{p\lambda} \Gamma(1 + 2H, p\lambda)}{2\sigma^2 p^{2H} - a \Gamma(1 + 2H)}. \quad (2.11)$$

Для проведення подальших обчислень необхідно ввести функцію $H^*(p, \lambda)$ на основі співвідношення:

$$H(p, \lambda)|_{p \rightarrow \infty} \cong 1 - \frac{a\lambda^{2H}}{2\sigma^2} + H^*(p, \lambda). \quad (2.12)$$

Знайдемо оригінал функції $H^*(p, \lambda)$ за допомогою зворотного перетворення Лапласа:

$$h^*(t, \lambda) = \frac{1}{2\pi i} \int_{a-t\infty}^{a+t\infty} H^*(p, \lambda) e^{pt} dp, a > 0. \quad (2.13)$$

Аналіз функції $H^*(p, \lambda)$ показує, що на комплексній площині аргументу p дана функція має точку розгалуження $p=0$. Виходячи з цього факту, для обчислення інтеграла з формули (2.13) розглянемо замкнутий контур, складений з відрізка $[a-ib, a+ib]$, дуг C_1 і C_2 , окружності $|p|=R$, двубережного розрізу 1-2 і окружності $C_\varepsilon: |p|=\varepsilon$ (рисунок 2.16). Усередині цього контуру підінтегральна функція аналітична і однозначна, тому, відповідно до теореми Коші, інтеграл по замкнутому контуру дорівнює нулю. На дугах C_1 і C_2 , відповідно до асимптотики, при $R \rightarrow \infty$ підінтегральна функція прагне до нуля, отже, на підставі леми Жордана [23], інтеграл уздовж C_1 і C_2 прагне до нуля при $R \rightarrow \infty$. Інтеграл по C_ε при $\varepsilon \rightarrow 0$ прагне до нуля.

Враховуючи, що на березі 1 $p=xe^{i\pi}$, на березі 2 $p=xe^{-i\pi}$ і функція $H^*(p, \lambda)$ має точку розгалуження $p=0$ типу p^{2H} , отримаємо:

$$h^*(t, \lambda) = \frac{1}{2\pi} \frac{(\alpha\beta + \delta) \sin(2\pi H) e^{-\alpha}}{\beta^2 + \gamma^2 - 2\beta\gamma \cos(2\pi H)} dx, \quad (2.14)$$

де введені позначення:

$$\alpha = a[\lambda^{2H} x^{2H} + e^{-\lambda xy} \gamma(1 + 2H, -\lambda x)]$$

$$\beta = a\Gamma(1 + 2H)$$

$$\delta = a\Gamma(1 + 2H) \left[1 - e^{-\lambda x} - \frac{a\lambda^{2H}}{2\sigma^2} \right]$$

$$\gamma = 2\sigma^2 x^{2H}$$

$$\gamma(\alpha, x) = \Gamma(\alpha) - \Gamma(\alpha, x)$$

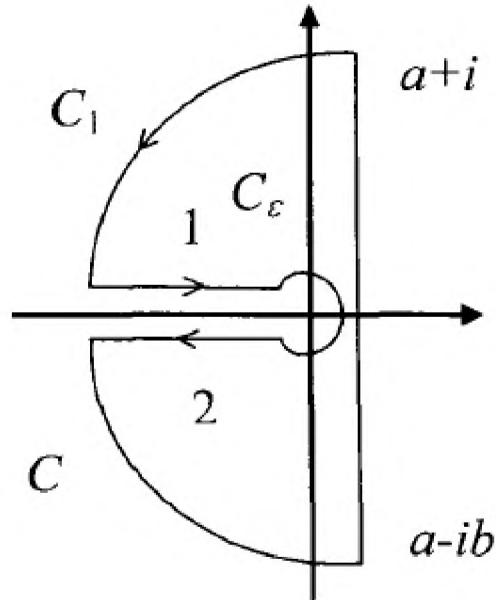


Рисунок 2.16 – Контур інтегрування для інтеграла (2.13)

У безперервній межі, прогнозування випадкового процесу на основі фільтра Колмогорова - Вінера буде визначатися згорткою:

$$\xi(t + \lambda) = \int_0^t h(\tau; \lambda) \xi(t - \tau) d\tau. \quad (2.15)$$

Де, як впливає з представлення (2.12):

$$h(\tau, \lambda) = \left(1 - \frac{a\lambda^{2H}}{2\sigma^2}\right) \delta(t) + h^*(t; \lambda), \quad (2.16)$$

де $\delta(t)$ – дельта-функція Дірака.

З урахуванням співвідношення (2.16) вираз (2.15) приймає вигляд:

$$\xi(t + \lambda) = \xi(t) \cdot \left(1 - \frac{a\lambda^{2H}}{2\sigma^2}\right) + \int_0^t h^*(\tau; \lambda) \xi(t - \tau) d\tau. \quad (2.17)$$

Перший член у виразі (2.17) може бути представлений у вигляді $\xi(t) \cdot \frac{R(\lambda)}{R(0)}$,

де $R(x)$ – кореляційна функція процесу $\xi(t)$. Фільтр типу:

$$\xi(t + \lambda) = \xi(t) \cdot \frac{R(\lambda)}{R(0)}. \quad (2.18)$$

як показано в роботі [24], відповідає рішенням задачі прогнозування стаціонарного випадкового процесу зі спостереження цього процесу в момент часу t .

Цікаво відзначити, що наявність в інтегралі (2.14) множника $\sin(2\pi H)$ призводить до обнулення даного інтеграла при показнику Херста $H=0,5$. У цьому випадку, що відповідає фільтрації процесу без пам'яті (типу броунівського руху), фільтрація буде здійснюватися за формулою (2.18), що також знаходиться у відповідності з уявленнями роботи [24] для фільтрації процесу з експоненціально спадаючою кореляційною функцією (короткою пам'яттю).

Необхідно розглянути важливий окремий випадок $t \gg 1$. Так як в інтегралі (2.14) підінтегральна функція істотно відмінна від нуля при $tx \leq 1$, то в істотній для інтегрування області виконується умова $x \ll 1$. Враховуючи дану обставину, можна отримати асимптотичні уявлення:

$$h^*(p, \lambda) \Big|_{\substack{\tau \gg 1 \\ \lambda/\tau \ll 1}} \cong \frac{\lambda \cdot \sin(2\pi H)}{\pi a \tau^{2H+2}} [2\sigma^2(1 + 2H) + a\lambda], \quad (2.19)$$

$$h^*(p, \lambda) \Big|_{\substack{\tau \gg 1 \\ \lambda/\tau \ll 1}} \cong \frac{\sin(2\pi H) \cdot \Gamma(1 + 2H) \cdot \lambda^{1+2H}}{\tau^{2H+2}}, \quad (2.20)$$

$$h^*(p, \lambda) \Big|_{\substack{\tau \gg 1 \\ \lambda/\tau \ll 1}} \cong \frac{\Gamma(1 + 2H) \cdot \sin(2\pi H)}{\pi \lambda 2^{2H+1}}, \quad (2.21)$$

$$h^*(p, \lambda) \Big|_{\substack{\tau \gg 1 \\ \lambda/\tau \ll 1}} \cong \frac{\Gamma(1 + 2H) \cdot \sin(2\pi H)}{\pi \lambda \left(1 + \frac{\tau}{\lambda}\right) \cdot \left(2 + \frac{\tau}{\lambda}\right)^{2H+1}}. \quad (2.22)$$

Асимптотики формул (2.19) і (2.20) відповідають випадку короткострокового прогнозування при малій величині кроку прогнозування $\lambda \ll \tau$. Асимптотика (2.21) відповідає довгостроковим прогнозам, коли довжина тимчасового кроку задовольняє умові $\lambda \gg \tau$. Слід зазначити, що в останньому

випадку характеристика фільтра не залежить від нюансів поведінки кореляційної функції (параметрів α і σ) і визначається тільки показником Херста.

2.3.3 Імітаційна модель оптимального фільтра - прогнозатора

Модель фільтра - прогнозатора в пакеті simulink (рисунок 2.17).

Отримують значення імпульсної характеристики, а в блоці «вбудована функція» обчислюються вирази для визначення кореляційної функції і за допомогою формули (2.19).

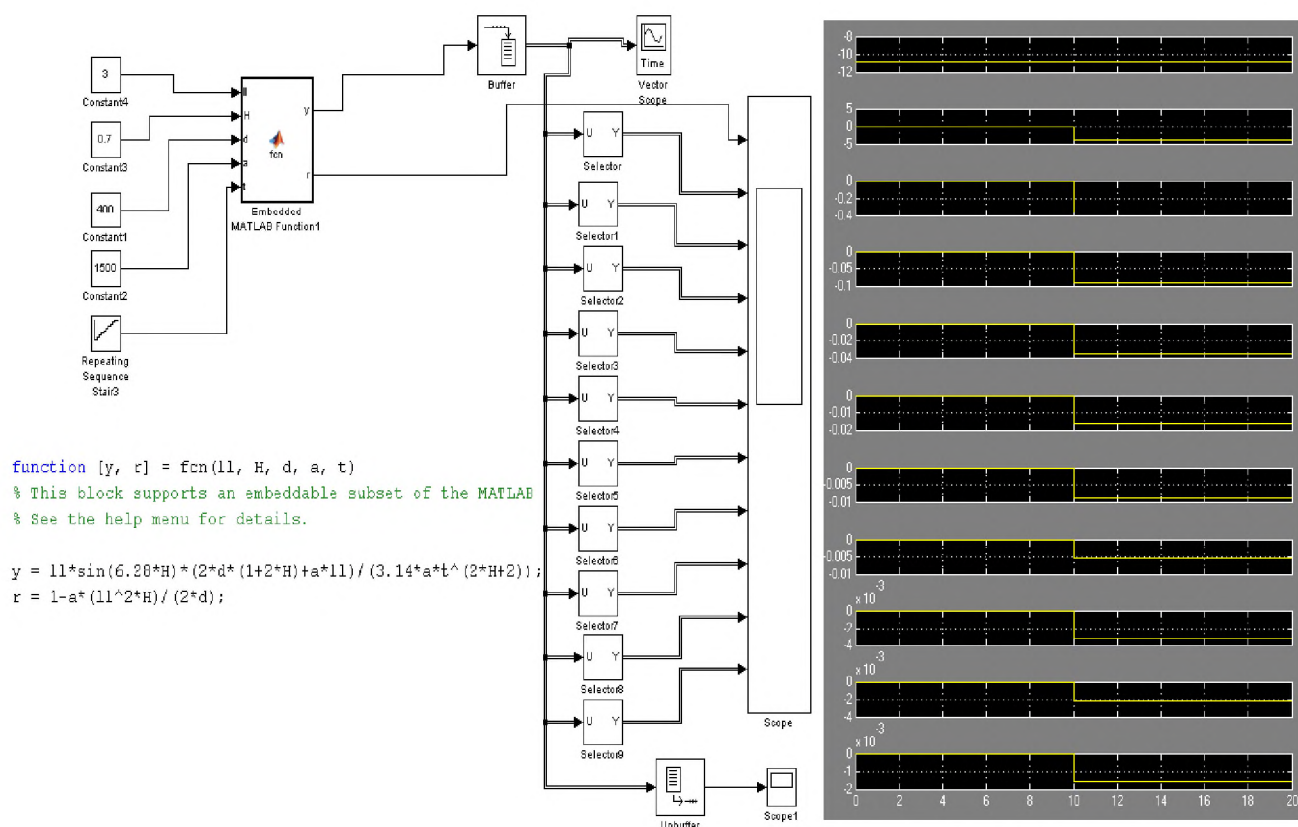


Рисунок 2.17 – Імітаційна модель оптимального фільтра - прогнозатора

Для визначення прогнозованого значення використовується операція згортки імпульсної характеристики з вхідним сигналом (інтенсивність трафіку). У пакеті Matlab є функція conv (convolution), яка розраховує результат згортки двох векторів [25]. Або можна вхідний сигнал пропустити через нерекурсивний фільтр [26, 27], де в якості коефіцієнтів будуть використовуватися значення,

отримані за схемою представленої на рисунку 2.17.

Для закладу значень у фільтр, блоки коефіцієнтів змінюються на помножувачі, на другий вхід яких подаються значення з відповідних виходів схеми рисунку 2.18. Коефіцієнти залежать від коефіцієнта Херста, дисперсії, інтервалу прогнозу, і коефіцієнта a формули структурної функції: $s(\tau)=a\tau^{2H}$. Коефіцієнт a і дисперсія прогнозованого ряду для виразів (2.20), (2.21), (2.22) не використовуються. Схема фільтра працює, що працює за формулами (2.16), (2.19 – 2.22) в програмі Simulink.

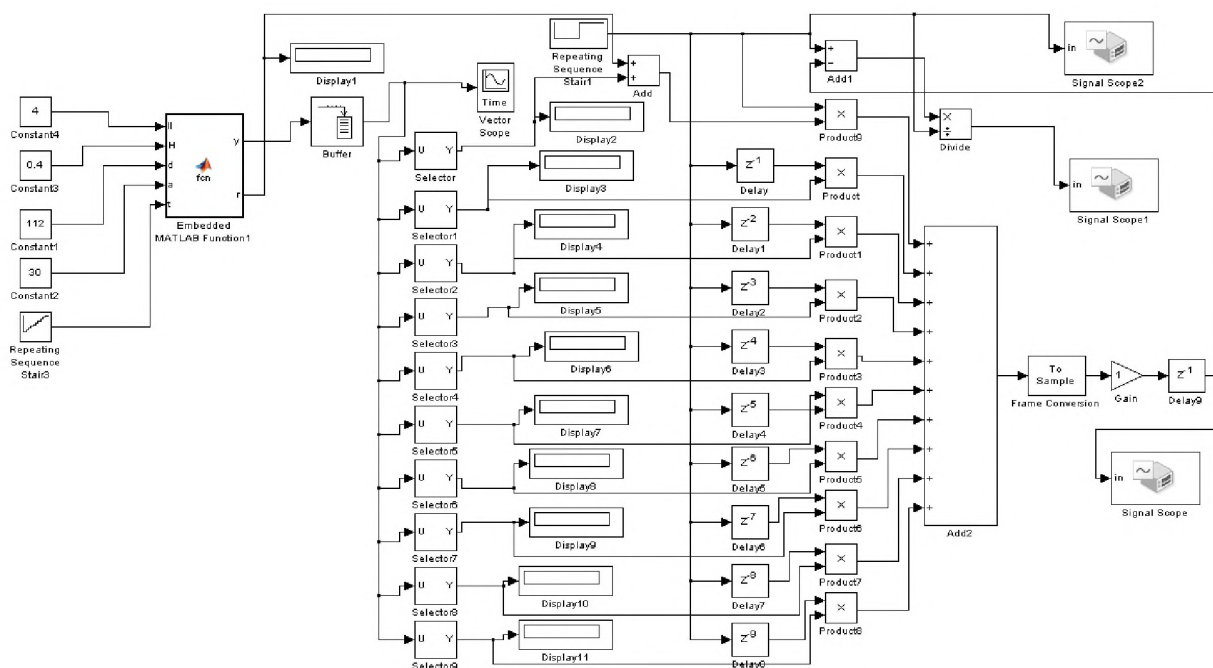


Рисунок 2.18 – Схема фільтра

2.3.4 Оцінка оптимального фільтра - прогнозатора

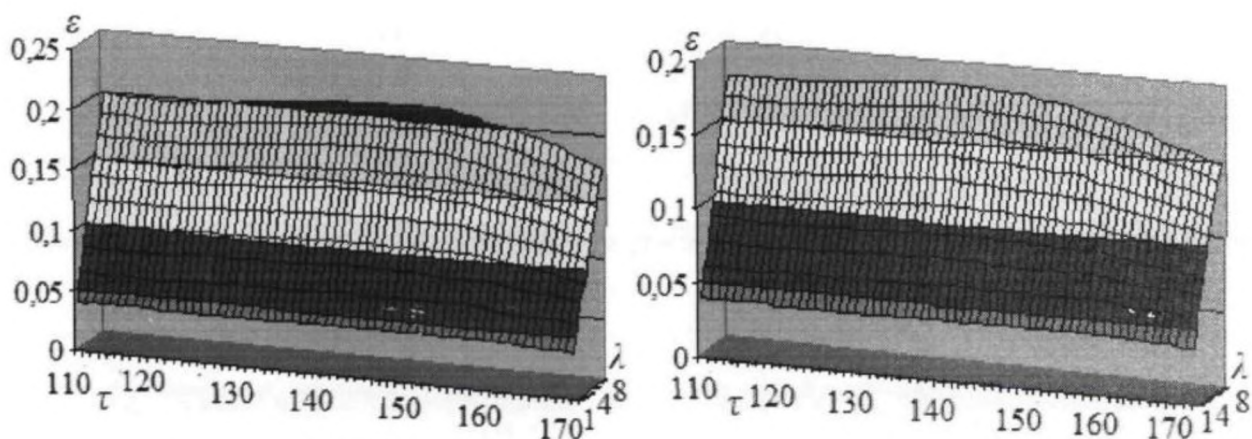
Ефективність роботи фільтра - прогнозатора можна оцінити за відносною помилку передбачення:

$$\varepsilon = \left| \frac{\tilde{\xi}(t + \lambda) - \xi(t + \lambda)}{\xi(t + \lambda)} \right|, \quad (2.23)$$

де $\tilde{\xi}$ і ξ – передбачене і поточне значення ряду відповідно.

В якості рядів, значення яких будуть передвіщатися вперед на крок X ,

використовується фрактальне броунівське модулювання. Для порівняння буде використовуватися фільтр, що працює за формулою (2.18), тобто коефіцієнти розраховуються як значення автокореляційної функції ряду. На рисунку 2.19 представлені графіки залежності величини відносної похибки від λ і τ . У лівій колонці – графіки, для фільтра що обчислює прогнозовані значення рядів по автокореляційної функції, в правій – по фрактальному фільтру, що враховує властивості самоподібності рядів. Кожне значення на графіку являє собою усереднення значень за діапазон зміни t (рисунок 2.15).



а) фбм; (акф. фільтр)

б) фбм; (фракт. фільтр)

Рисунок 2.19 – Графіки залежності величини відносної похибки передбачення в залежності від інтервалу аналізу – τ , (інтервалу попередження) і величини кроку передбачення – λ , при використанні автокореляційного фільтру і фрактального фільтру

На рисунку 2.20 наведена гістограма, що характеризує відносні похибки передбачення вироблені фрактальним фільтром і автокореляційним фільтром на досліджуваних рядах, для різних кроків передбачення $\lambda=1$; $\lambda=5$; $\lambda=10$. Кожен стовпець являє собою усереднену величину по інтервалу τ . Похибка передбачення для фрактального і автокореляційного фільтрів для кроку передбачення $\lambda=1$ і $\lambda=5$ приблизно однакова і становить від 0,05 до 0,3, велика похибка (більше 0,3 – 0,4) при фрактальному фільтрі виходить для рядів з малим інтервалом агрегування, що відповідає рядкам, для яких коефіцієнт Херста

становить 0,5 і менше і коефіцієнт детермінації менше 0,7.

За графіками рисунка 2.19 видно, що фрактальний фільтр має меншу відносну похибку на достатніх інтервалах попередження τ (починаючи з 40 – 50).

На рисунку 2.20 зображено графік залежно від кроку передбачення λ , інтервалу аналізу τ , використовуваного фільтра для різних реалізацій трафіку

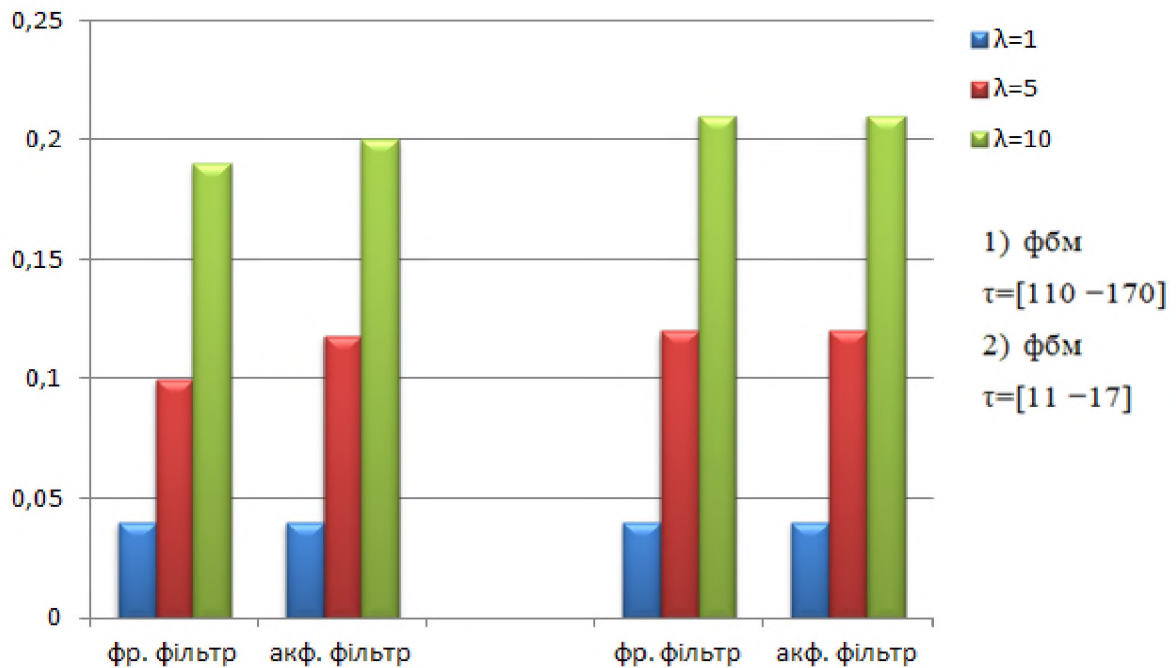


Рисунок 2.20 – Графік середньої відносної помилки передбачення

2.4 Моделювання процесів маршрутизації і передачі в мережі

Моделювання проводиться в пакеті Simulink системи Matlab-7. На рисунку 2.21 представлена модель мережі, і алгоритм відправки пакетів по обхідному шляху.

Основними елементами моделі є вузли комутації, що обслуговують прилади, черги з пріоритетами, джерела потоку пакетів і одержувачі пакетів, блок регулювання для передачі пакета по обхідному маршруту (рисунок 2.22).

У додатку А наведено схему моделі мережі, яка побудована в пакеті Simulink/Matlab, блоками 1.1, 2.1 і 3.1 представлені джерела потоків пакетів (запитів), задається закон розподілу та його параметри міжпакетних інтервалів,

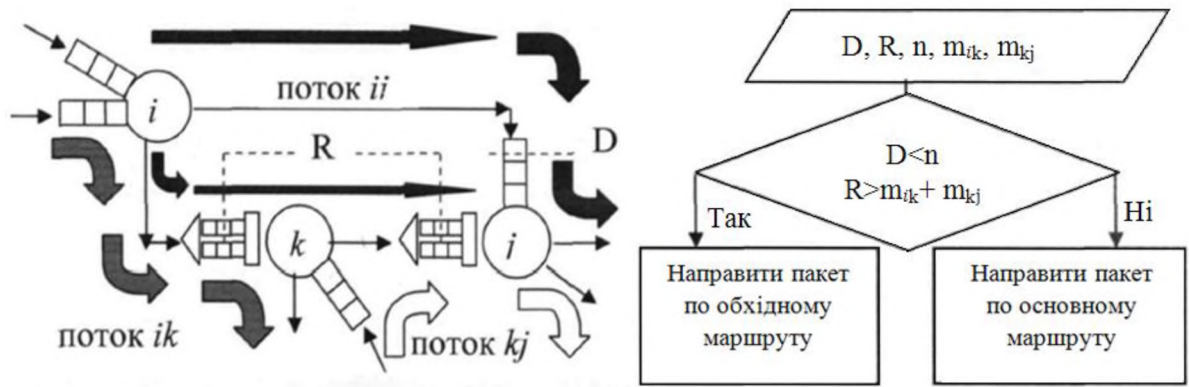


Рисунок 2.21 – Схема роботи алгоритму маршрутизації з використанням додаткового шляху з низькопріоритетним обслуговуванням обхідних пакетів

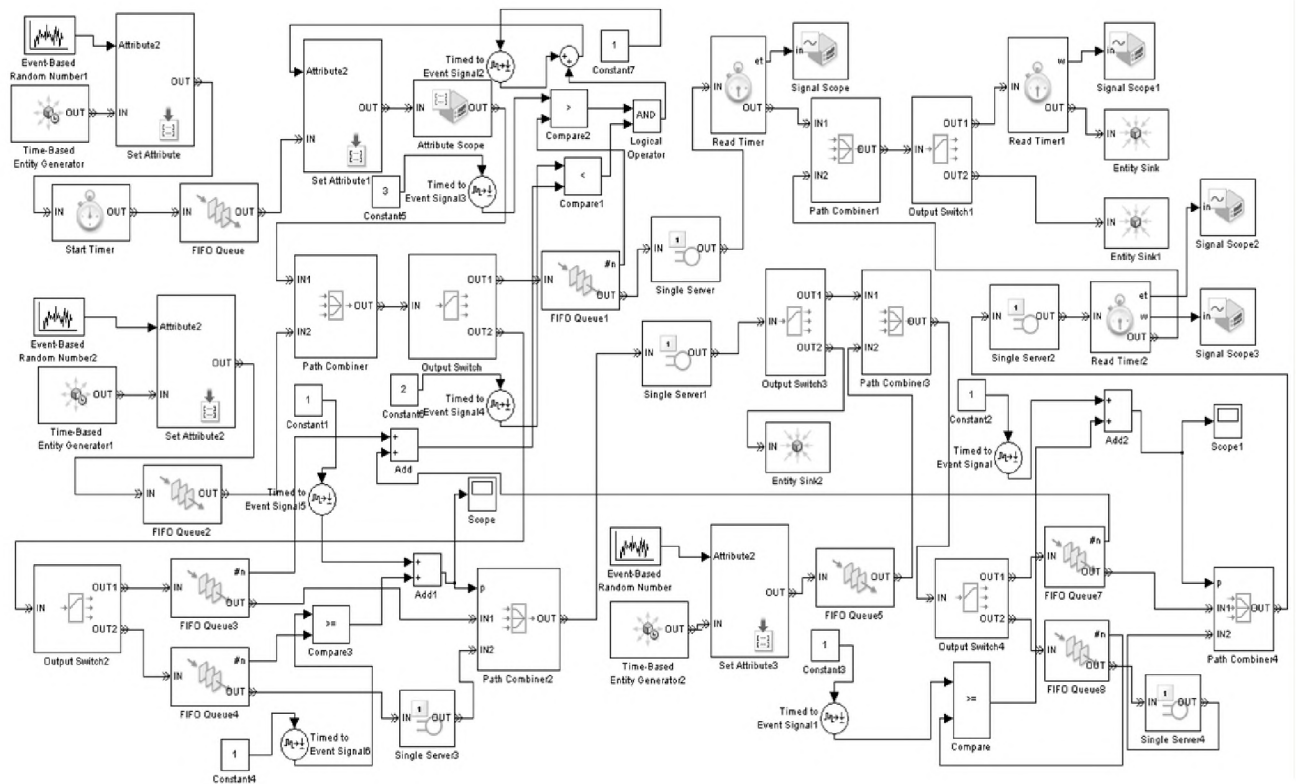


Рисунок 2.22 – Модель схеми, представленої на рисунку 2.21

а також закон розподілу та його параметри часу обслуговування пакета (рисунок 2.23). Для моделі обслуговування M/M/1 це будуть експоненціальні розподілення.

Для формування потоку пакетів з моделлю обслуговування fbm/D/1 використовується схема, представлена на рисунку 2.23.

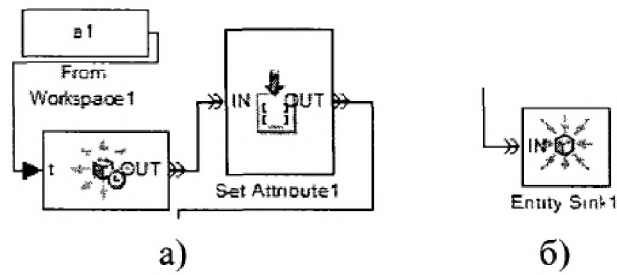


Рисунок 2.23 – а) Схема джерела потоку пакетів, б) отримувач пакетів

Потік з інтервалами часу між пакетами, що володіє властивостями fbm процесів, формується в блоках time-based entity Generator, по сигналу, що приходить з блоку b1 з робочої області Matlab, де розташовується файл зі значеннями інтервалів. При формуванні ряду задається коефіцієнт Херста, також можна промасштабувати вихідний ряд з метою завдання середнього, мінімального і максимального значень. У блоці атрибутів задаються пріоритети заявок і адресна інформація для просування заявки по мережі (відповідає мітці в технології MPLS) [2, 28, 29].

Вузол комутації являє собою з'єднання комбайнера (або тимчасового мультиплексора), комутатора (або демультимплексора) який виробляє розподіл пакетів по портах призначення на основі атрибуту (або мітки), і блоків призначення атрибутів, (рисунок 2.24) блок призначення атрибутів використовується, якщо необхідно поміняти значення атрибуту, у запропонованій моделі застосовується для відправлення пакета по обхідному шляху.

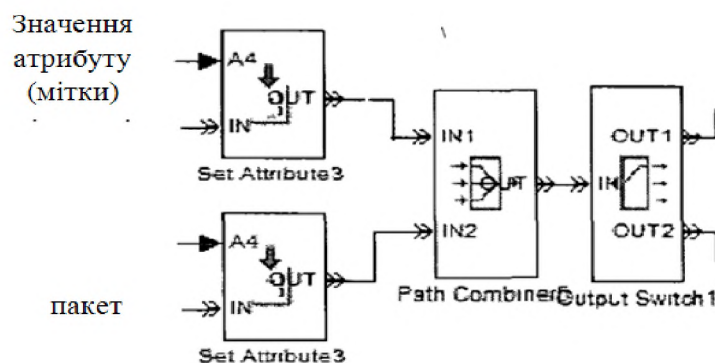


Рисунок 2.24 – Схема вузла комутації

Блок черги з пріоритетами організовано з використанням комбайнера і комутатора, двох черг (для пріоритетних і непріоритетних пакетів) і регулятора для організації відносного пріоритетного доступу до обслуговуючого приладу (рисунок 2.25). В останньому задається час обслуговування пакета.

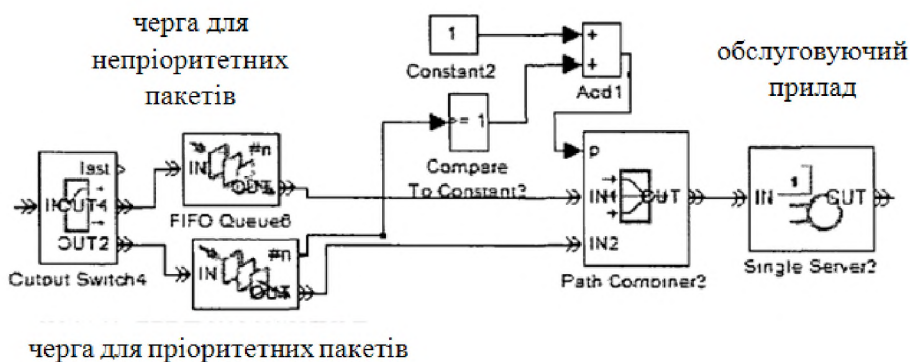


Рисунок 2.25 – Схема організації черги обслуговування з пріоритетами

Блок формування сигналу, для передачі пакета по обхідному шляху, щодо значення R , отримує інформацію про довжини черг з низькими пріоритетами, ці значення складаються і порівнюються з заданим значенням R , якщо число пакетів менше R , то формується одиниця, якщо більше - нуль. Сигнал від порівняння з порогом R подається в блок AND, куди також подається сигнал від порівняння довжини черги в прямому каналі з порогом D якщо поріг D перевищується, то формується одиниця, якщо ні - нуль. При виконанні умов появи обхідного пакету блок AND формує одиницю, яка в блоці атрибутів задасть маршрут руху пакета (рисунок 2.26).

При роботі моделі мережі для трафіку $M/M/1$ параметр D розраховується за формулами (2.24) і (2.25) на основі наступних значень: параметр R , коефіцієнти завантаження пріоритетних прямих потоків, інтенсивності потоку, що підлягає поділу і пропускної спроможності каналів (рисунок 2.27):

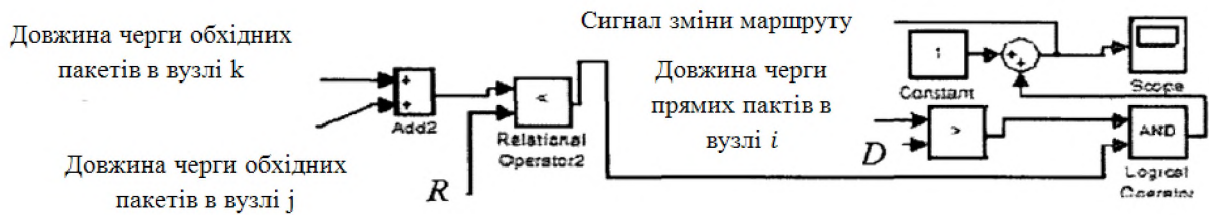


Рисунок 2.26 – Схема формування сигналу для відправлення пакета по обхідному шляху

$$D \geq \left(\frac{2(1+z)\rho_2^{(ik)}}{(1-\rho_2^{(ik)})^2} + \frac{R}{1-\rho_2^{(ik)}} + 1 \right), \quad (2.24)$$

де $\rho_2^{(ik)}$ – коефіцієнт завантаження потоків прямих, пріоритетних пакетів проходять по лінії ik ;

R – параметр обмеження на число обхідних пакетів в черзі;

z – частка потоку, створювана обхідними пакетами;

D – число прямих пакетів.

$$z = \frac{\sqrt{1-\rho_2^{(ik)}} \left(\sqrt{2}\gamma_{ij} - C \cdot \left(\sqrt{2} - \sqrt{1-\rho_2^{(ik)}} \right) \right)}{\left(1 + \sqrt{2(1-\rho_2^{(ik)})} \right) \cdot \lambda_2^{(ik)}}, \quad (2.25)$$

де C – пропускна здатність вузлів.

Блок обчислення коефіцієнта завантаження проводить розрахунок середньої інтенсивності потоку за відрізок часу 5 одиниць, по 50 значень, і ділить на пропускну здатність. Наступний блок вибирає значення через заданий інтервал (10, 20 одиниць) і зберігає його на виході протягом заданого інтервалу.

При роботі моделі мережі для трафіку $fbm/D/1$ схема підведення сигналів для обчислення параметра D залишається такою ж як на рисунку 2.27. Необхідно додати коефіцієнт Херста і коефіцієнт варіації потоків трафіку.

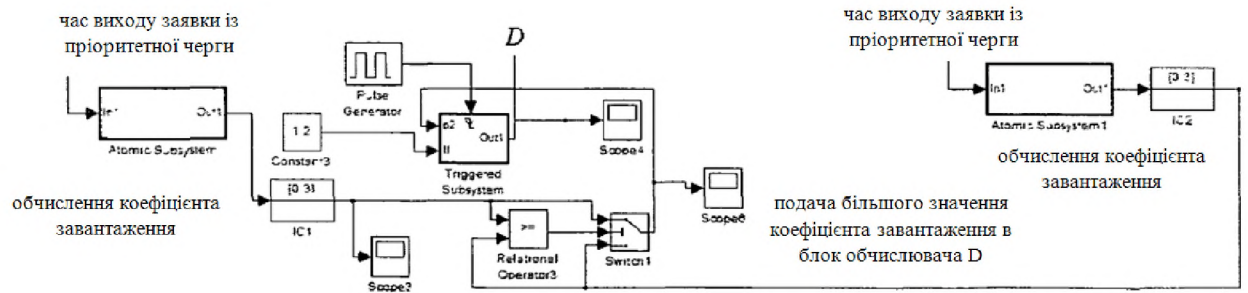


Рисунок 2.27 - Схема поведінки сигналів для розрахунку параметра D

Алгоритм розрахунку ускладнюється, значення параметра D розраховується за формулою (2.26), коефіцієнт z – відношення низькопріоритетного потоку до пріоритетного в каналі за формулами (2.27), (2.28) на основі наступних значень: коефіцієнта Херста потоків, коефіцієнта варіації, коефіцієнта завантаження створюваного пріоритетними пакетами, середня інтенсивність потоку підлягає поділу і продуктивність комутаторів.

$$D \geq \frac{(1+\rho_2) \left(\exp\left(-\frac{(1-z\rho_2)^{2H}(1-H)^{2H-2}}{2\alpha z \rho_2 H^{2H}}\right) + \exp\left(-\frac{(1-\rho_2)^{2H}(1-H)^{2H-2}}{2\alpha \rho_2 H^{2H}}\right) \right) + R}{1-\rho_2} + \frac{2\rho_2^{\frac{3-2H}{2(H-1)}}}{(1-\rho_2)^{\frac{1}{1-H}}} + 1. \quad (2.26)$$

$$\frac{(f_1 C_1)^{\frac{2H-1}{2(1-H)}}}{(1-H)(C_1-f_1)^{\frac{H}{1-H}}} \left(\frac{1}{2} + \frac{f_1 C_1}{C_1-f_1} \right) = \frac{2((\gamma-f_1)C_2)^{\frac{2H-1}{2(1-H)}}}{(1-H)(C_2-\gamma+f_1)^{\frac{H}{1-H}}} \left(\frac{1}{2} + \frac{(\gamma-f_1)C_1}{C_2-\gamma+f_1} \right), \quad (2.27)$$

де C_1 – еквівалентна пропускна здатність для високопріоритетного потоку;
 C_2 – еквівалентна пропускна здатність для низькопріоритетного потоку;
 f_1 – прямий потік.

$$C_2 = C_1 \left(1 - \exp\left(-\frac{(1-\rho_{vp})^{2H}(1-H)^{2H-2}}{2\alpha \rho_{vp} H^{2H}}\right) \right). \quad (2.28)$$

де ρ_{vp} – коефіцієнт завантаження пріоритетного потоку.

У схемі на рисунку 2.28 в блоках fcp розраховується значення частки прямого потоку, і в другому блоці fcp на основі отриманого розрахунку

розраховується значення параметра D.

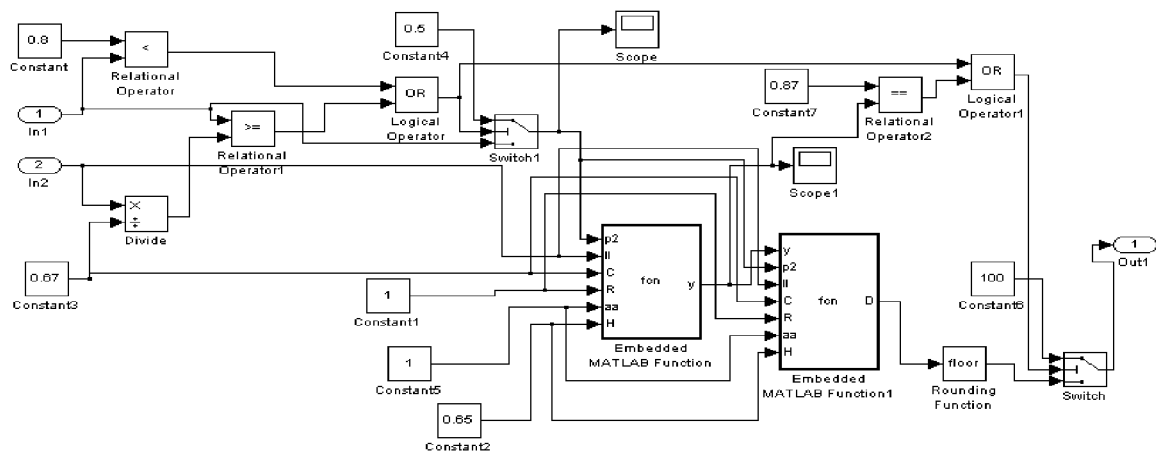


Рисунок 2.28 – Схема обчислення параметра D

В першому блоці fcn розраховується значення частки прямого потоку, у другому блоці fcn розраховується значення параметра D. У блоці передбачено механізм обмежень: коефіцієнт завантаження пріоритетних потоків не повинен перевищувати значення 0,5 – 0,7, коефіцієнт завантаження розподілюваного потоку повинен бути більше коефіцієнта завантаження пріоритетних потоків, якщо не виконається одна з умов, параметр D приймає значення – 100. Те ж значення приймається, якщо перший блок не може знайти корінь.

2.4.1 Моделювання роботи мережі з трафіком M/M/1

При моделюванні мережі з моделлю обслуговування трафіку M/M/1 час обслуговування пакетів та інтервали часу між пакетами розподілені за експоненціальним законом із заданими середніми значеннями.

Моделюватися будуть наступні режими роботи мережі:

- без запропонованого в роботі алгоритму відхилення потоку;
- з алгоритмом відхилення потоку;
- з алгоритмом відхилення потоку і внесенням затримок для повідомлень відображаючих стан потоків;
- з алгоритмом відхилення потоку, внесенням затримок для повідомлень і використанням фільтрів - прогнозаторів для компенсації затримки;

– з алгоритмом відхилення потоку, де рішення на передачу пакета по обхідному шляху приймається за найменшою метрикою виду: $(n_{hp}+n_{lp})/C$, тобто відбувається порівняння по довжинах черг (пріоритетних і непріоритетних) в маршрутах, без урахування затримок, з поточним часом. Застосування такої метрики дає найкращий результат за середнім часом затримки [2, 19].

Результати моделювання будуть порівнюватися по середньому і максимальному часу затримки для всіх пакетів потоку ij , тільки для прямих і тільки для обхідних пакетів потоку ij .

Дослід 1. Час обслуговування пакетів розподілено по експонентному закону з середнім – 0,6; інтервали часу між пакетами розподілені за експоненціальним законом для пактів напрямку ij із середнім – 1 (тобто $\rho = 0,6$), для пакетів напрямку ik і kj середнє — 1,8 ($\rho = 0,3$). Час моделювання 1000. Загальне число пакетів напрямку ij – 1040.

При використанні пропонованого алгоритму маршрутизації по обхідному шляху проходять 7% пакетів, середній час затримки зменшується на 14%, в ідеальних умовах і маршрутизації по метриці – $(n_{hp}+n_{lp})/C$ середній час затримки може зменшитися на 25%, однак при цьому зростає максимальне значення затримки майже в 3 рази, тобто збільшується джиттер.

Таблиця 2.1 – Результати дослідів 1

Затримки	Без використання адаптивного алгоритму		З використанням адаптивного алгоритму		Внесені затримки		Ввімкнення фільтра - прогнозатора		Маршрутизація по метриці $(n_{hp}+n_{lp})/C$	
	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.
Всі пакети	1,4	8,5	1,2	20	1,3	20	1,3	23	1,05	23
Прямі	-	-	1,2	8,5	1,3	8,5	1,3	8	0,9	5
Обхідні	-	-	2,1	20	2,2	20	3	23	2,2	23
Число обходів	-		76		87		40		135	

Введення затримок для сигналів управління незначно погіршує середній час затримки, введення фільтрів - прогнозаторів погіршує джиттер.

Дослід 2. Середній час обслуговування 0,6, середній час надходження для пакетів напрямку ij з середнім $\rho = 0,7$, для пакетів напрямку ik і kj середнє $\rho = 0,3$. Час моделювання 1000. Загальне число пакетів напрямку ij – 1221.

Таблиця 2.2 – Результати досліду 2

Затримки	Без використання адаптивного алгоритму		З використанням адаптивного алгоритму		Внесені затримки		Ввімкнення фільтра - прогнозатора		Маршрутизація по метриці $(n_{np} + n_{ip})/C$	
	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.
Всі пакети	1,7	9	1,4	17	1,4	21	1,4	21	1,1	9
Прямі	-	-	1,4	9	1,3	9	1,3	8,5	0,9	5
Обхідні	-	-	2,1	17	2,6	21	2,5	21	2,3	9
Число обходів	-		97		114		73		199	

При використанні пропонованого алгоритму по обхідному шляху проходять 8% пакетів, середній час затримки зменшується на 18%, в ідеальних умовах і маршрутизації по метриці $(n_{np} + n_{ip})/C$, середній час затримки може зменшитися на 25%, максимальне значення затримки не змінюється. При введенні затримок для сигналів управління і фільтрів - прогнозаторів середній час затримки не змінюється, але збільшується максимальний час затримки (таблиця 2.2). З графіків на рисунку 2.29 видно, що збільшення максимального часу затримки дає один пакет. Без роботи алгоритму відхилення потоку (верхні графіки) і при роботі алгоритму відхилення потоку (нижні графіки).

Дослід 3. Середній час обслуговування 0.6, середній час надходження для пакетів напрямку ij із середнім $\rho = 0,7$, для пакетів напрямку ik середнє $\rho = 0,2$ і kj напрямку середнє $\rho = 0,3$. Час моделювання 1000.

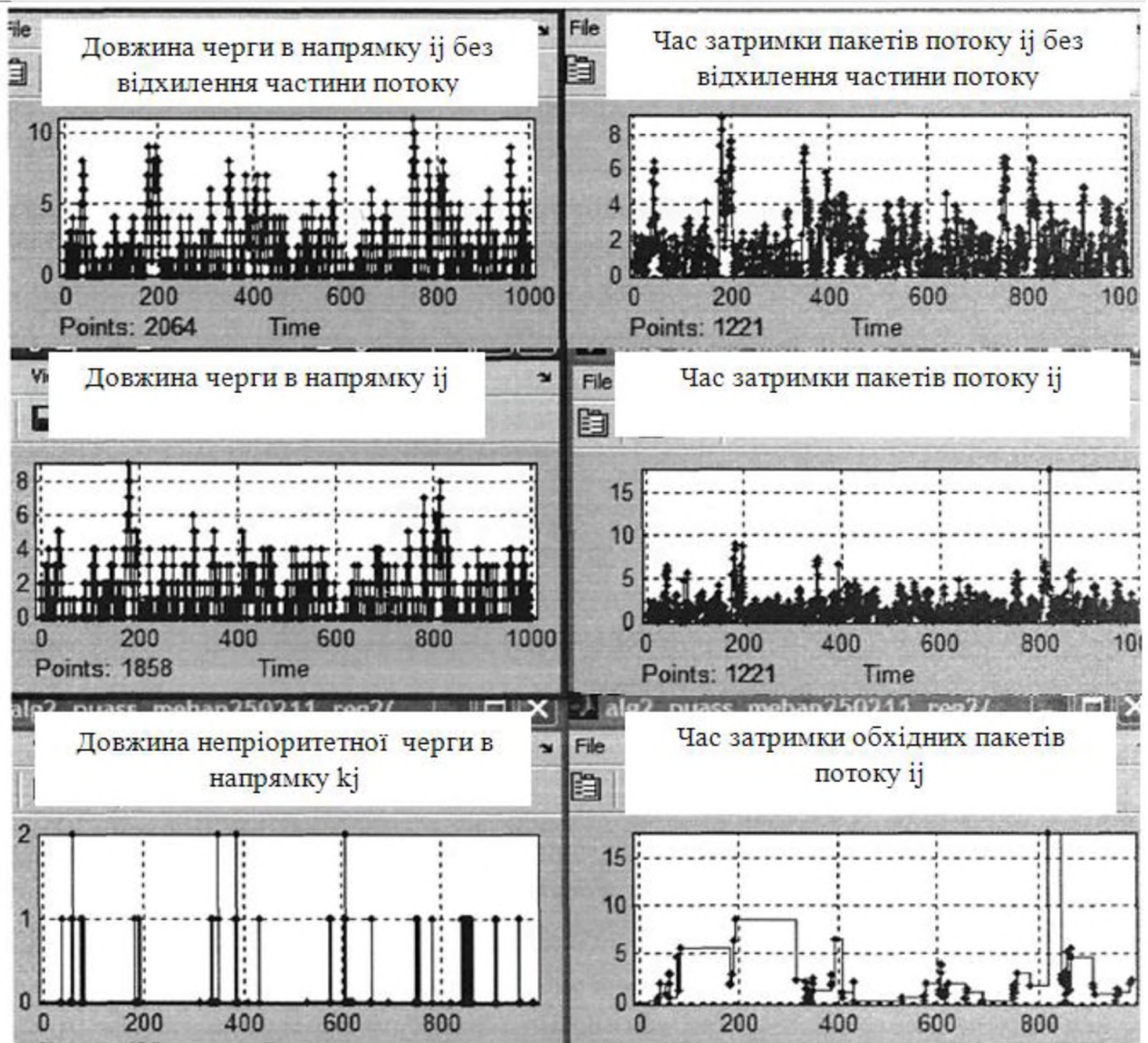


Рисунок 2.29 – Графіки довжини черги і час затримки для прямих і обхідних пакетів потоку ij

Загальне число пакетів напрямку ij – 1221.

При зменшенні інтенсивності одного з потоків в мережі досліджуваний алгоритм збільшив частку обхідних пакетів на 12%, при цьому знизився середній і максимальний час затримки. При внесенні блоків затримок частка обхідних потоків збільшилася, середній час затримки, в порівнянні з попереднім дослідом, не помінявся. Використання фільтра - прогнозатора в порівнянні з попереднім дослідом дало тільки зменшення максимального часу затримки (таблиця 2.3).

Використання пропонованого алгоритму маршрутизації дає значення

Таблиця 2.3 – Результати досліду 3

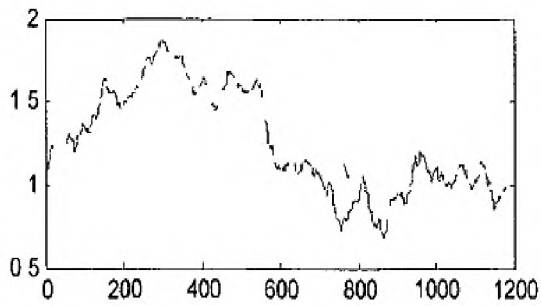
Затримки	Без використання адаптивного алгоритму		З використанням адаптивного алгоритму		Внесені затримки		Ввімкнення фільтра - прогнозатора		Маршрутизація по метриці $(n_{np} + n_{ip})/C$	
	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.
Всі пакети	1,7	9	1,3	9	1,4	13	1,4	9	1,1	10
Прямі	-	-	1,1	9	1,1	10	1,4	9	0,8	5
Обхідні	-	-	2,1	7	2,5	13	1,6	6	2	10
Число обходів	-		235		258		75		215	

за часткою відхиляемого потоку, вигреш по середньому часу затримки, але при цьому може збільшитися джиттер. Дискретне отримання значень довжин черг і коефіцієнтів завантаження не дозволяє отримати вигреш за часом, близький до алгоритму, яка працює за метрикою $(n_{np} + n_{ip})/C$. Використання фільтрів - прогнозаторів при затримках сигналів управління в мережі не дає вигрешу за показниками – часу затримки.

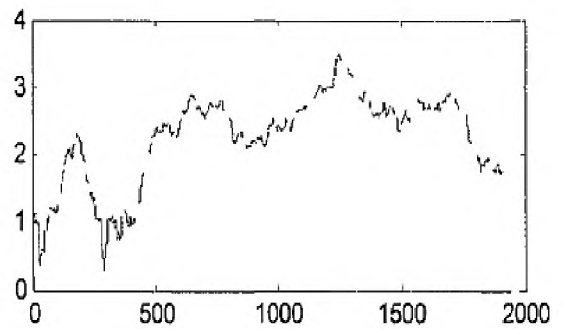
2.4.2 Моделювання роботи мережі з трафіком fbm/D/1

Так само, як і в попередньому пункті будуть порівнюватися різні режими роботи алгоритму маршрутизації. Для формування трафіку будуть використовуватися ряди, що володіють властивістю самоподібності, отримані в пакеті Matlab (рисунок 2.30). Значення цих рядів використовуються для формування міжкадрових інтервалів.

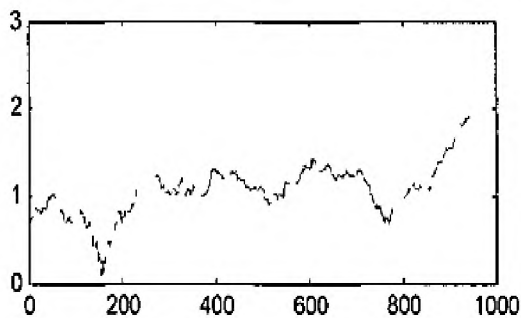
Дослід 1. Потік ij сформований з використанням ряду – $c1$, потік kj – $b1$, потік ik – $a1$. Час обслуговування постійний – 0,6. Час моделювання – 300 одиниць, всього пройшло пакетів потоку ij – 427. На рисунках 2.31 – 2.34 представлені графіки, що характеризують роботу мережі з різними режимами роботи алгоритмів маршрутизації. З рисунку 2.32 видно доцільність використання алгоритму відхилення потоку.



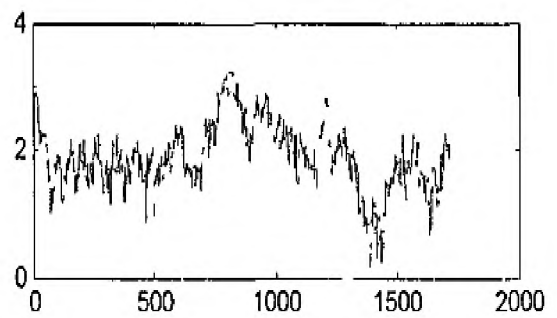
Ряд a1. Середнє – 1,18;
дисперсія – 0,09; $H = 0,95$



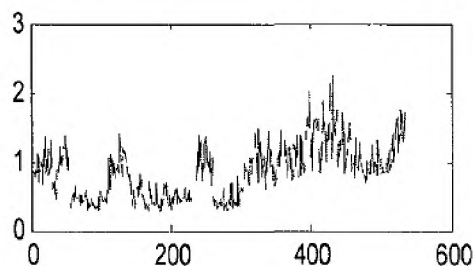
Ряд b1. Середнє – 1,9;
дисперсія – 0,68; $H = 0,95$



Ряд c1. Середнє – 0,96;
дисперсія – 0,12; $H = 0,97$



Ряд d1. Середнє – 1,7;
дисперсія – 0,32; $H = 0,57$



Ряд e1. Середнє – 0,8;
дисперсія – 0,15; $H = 0,3$

Рисунок 2.30 – Графіки рядів для формування міжкадрових інтервалів, вказуються середні значення рядів, дисперсії, коефіцієнт Херста

При використанні досліджуваного алгоритму по обхідному шляху проходять 11% пакетів потоку ij , середній час затримки зменшився майже в 3 рази, алгоритм, який працює в порівнянні поточних довжин черг, зменшує середній час затримки в 5 разів. Введення блоків затримки сигналів управління

алгоритмом погіршує показник середньої затримки на 10% і джиттер, введення фільтрів - прогнозаторів, компенсуючих затримки погіршує показник середньої затримки на 10% але покращує показник за максимальною затримкою (таблиця 2.4).

Таблиця 2.4 – Результати досліду 1

Затримки	Без використання адаптивного алгоритму		З використанням адаптивного алгоритму		Внесені затримки		Ввімкнення фільтра - прогнозатора		Маршрутизація по метриці $(n_{hp} + n_p)/C$	
	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.
Всі пакети	10	35	2,7	18	3	23	3,3	21	2,1	15
Прямі	-	-	2,7	17	3	16	2,9	16	1,8	9
Обхідні	-	-	2	2,5	7	23	6	21	7	15
Число обходів	-		50		47		46		53	

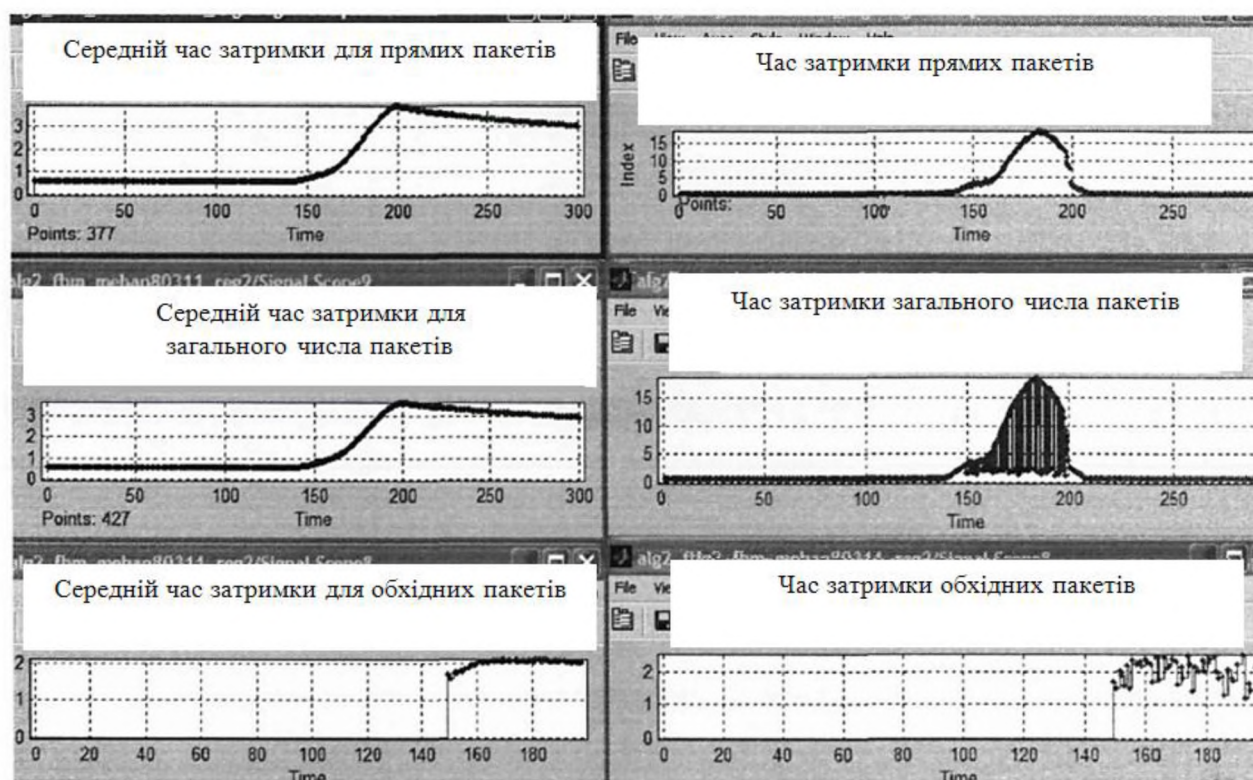


Рисунок 2.31 – Графіки часу затримки та середнього часу затримки для прямих, обхідних і всіх пакетів потоку ij

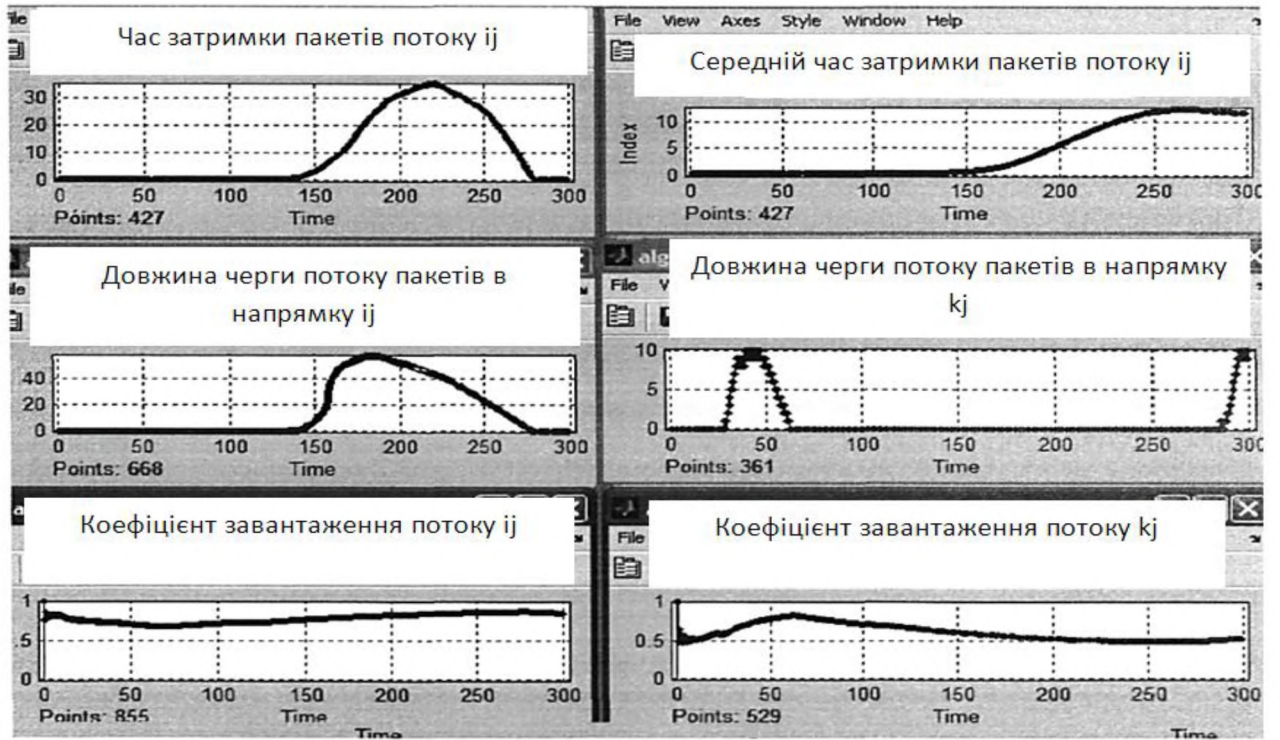


Рисунок 2.32 – Графіки часу затримки, коефіцієнта завантаження, довжин черг в каналах мережі без алгоритму маршрутизації

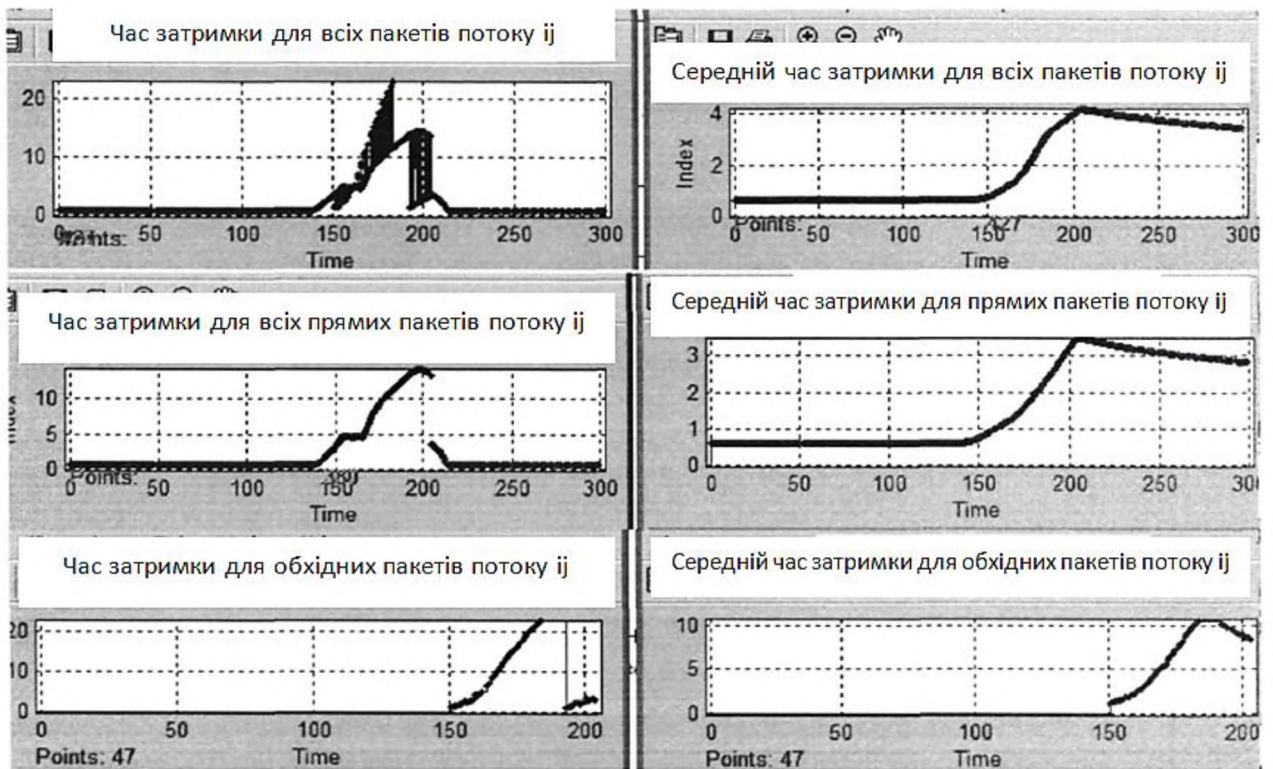


Рисунок 2.33 – Графіки часу затримки і середнього часу затримки для пакетів потоку ij, з використанням блоків затримки сигналів управління

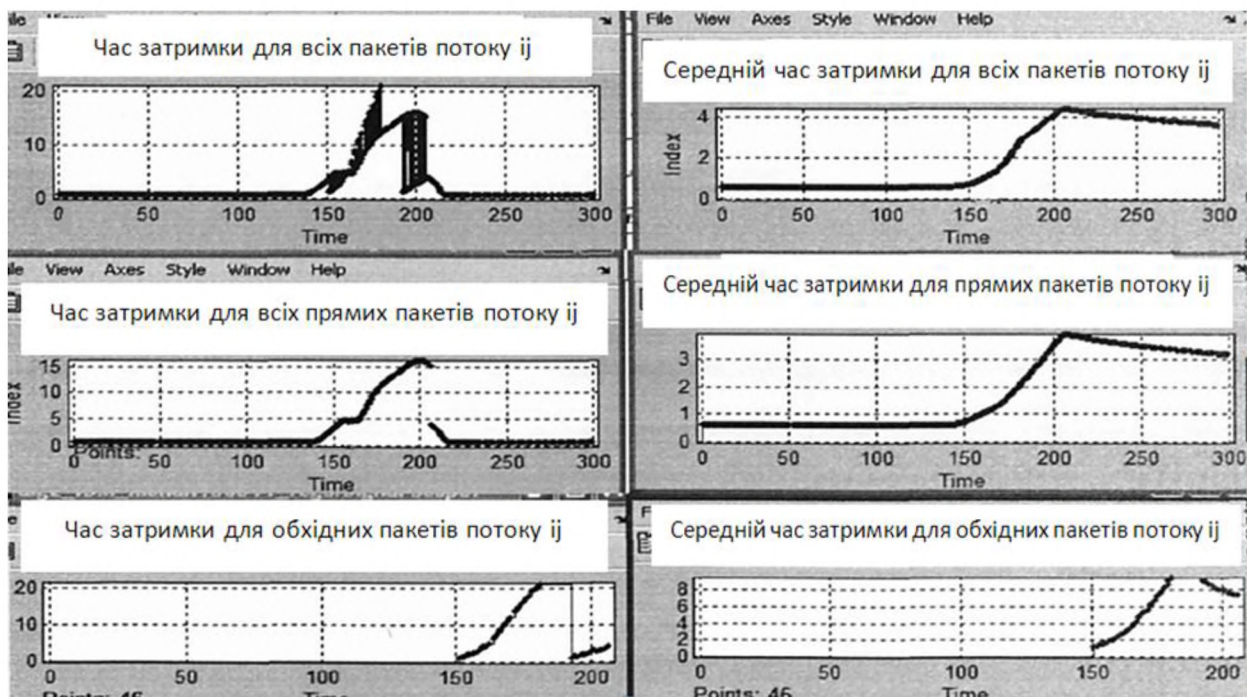


Рисунок 2.34 – Графіки часу затримки та середнього часу затримки для пакетів потоку ij, при використанні фільтрів - прогнозаторів

Дослід 2. Потік ij сформований з використанням ряду – b1, потік kj – d1, потік ik – a1. Час моделювання – 400 одиниць. Всього пройшло пакетів потоку ij – 378. З рисунку 2.35 видно, що обхідні пакети проходили в перші 10 одиниць часу і в районі 300, при цьому перший пік затримок не змінився, другий зменшився на половину.



Рисунок 2.35 – Графіки часу затримки потоку ij при моделюванні адаптивним алгоритмом і без нього

У даному досліді оптимальний алгоритм (метрика по довжині черги) відхиляє 5% пакетів, зменшує середній і максимальний час затримки на 45%.

Досліджуваний алгоритм відхиляє 4% пакетів, зменшує середній час затримки на 25%, максимальний час затримки змінюється несуттєво, введення в модель блоків затримки для сигналів управління і фільтрів - прогнозаторів не міняє показників середнього та максимального часу затримки (таблиця 2.5).

Таблиця 2.5 – Результати досліду 2

Затримки	Без використання адаптивного алгоритму		З використанням адаптивного алгоритму		Внесені затримки		Ввімкнення фільтра - прогнозатора		Маршрутизація по метриці $(n_{hp} + n_p)/C$	
	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.
Всі пакети	1,3	6,4	1	6,3	1	6,3	1,07	6,3	0,8	3,5
Прямі	-	-	1	6,3	1,1	6,3	1,02	6,3	0,7	2
Обхідні	-	-	2	3	2,1	2	2,1	2,7	2	3,5
Число обходів	-		15		16		15		18	

Дослід 3. Потік i_j сформований з використанням ряду – e_1 [30], потік k_j – b_1 , потік i_k – a_1 . Час моделювання – 450 одиниць. Всього пройшло пакетів потоку i_j – 535.

Таблиця 2.6 – Результати досліду 3

Затримки	Без використання адаптивного алгоритму		З використанням адаптивного алгоритму		Внесені затримки		Ввімкнення фільтра - прогнозатора		Маршрутизація по метриці $(n_{hp} + n_p)/C$	
	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.	сер.	макс.
Всі пакети	4	15	2,1	7	2	12	2	11	1,1	6
Прямі	-	-	2	10,5	2	11	2	10	0,8	3,5
Обхідні	-	-	2,1	7	2,1	7	2	4	2,2	6
Число обходів	-		27		25		25		50	

Адаптивний алгоритм, який дає найбільший ефект, в даному досліді

відхиляє 9% пакетів потоку ij , на 73% зменшує середній час затримки і на 40% максимальний час затримки. Пропонований у роботі алгоритм без фільтрів - прогнозаторів відхиляє 5% пакетів потоку ij , на 50% зменшує середній і максимальний час затримки. При введенні затримок для сигналів управління середній час затримки не змінюється, максимальний час затримки збільшується на 40%. Включення фільтрів - прогнозаторів дозволяє зменшити максимальний час затримки.

За результатами дослідів можна сказати, що досліджуваний алгоритм дає частку відхилення потоку. Однак результат виявляється гірше, ніж результат алгоритму, що працює за метрикою, що враховує поточне значення довжин черг у прямому і обхідному маршрутах, і за часткою відхиляемого потоку і за часом затримки, це можна пояснити тим, що в пропонованому алгоритмі оцінка довжини черги і коефіцієнт завантаження усереднюються за заданий інтервал часу (10), для поліпшення показників можна ввести коригування значення параметра D . Введення затримок для повідомлень про довжину черг і коефіцієнтів завантажень незначно збільшують параметри часу затримки в межах 5 - 12% (помітно збільшується максимальний час затримки), що можна пояснити наявністю персистентності в трафіку. Застосування фільтрів - прогнозаторів дозволяє компенсувати затримки службових повідомлень і поліпшити час затримки на 1 - 5%, при цьому зменшується джиттер (по максимальному часу затримки).

2.2 Висновок

Розроблено модель фільтра - прогнозатора, отримано вираз імпульсної характеристики, що враховує властивості стохастичної самоподібності трафіку, рівня розподілу мереж передачі даних, що дозволяє обчислювати прогнозоване значення ряду на основі параметрів цього ряду (дисперсія, коефіцієнт Херста), отриманих на інтервалі попередження.

Аналіз моделювання роботи фільтра, на основі порівняння відносної

похибки передбачення для досліджуваних реалізацій трафіку, одержуваних за допомогою фрактального і автокореляційного фільтрів показав, що похибка передбачення, як для фрактального, так і для автокореляційного фільтрів на кроці передбачення 1-5 приблизно однакова і становить від 0,05 до 0,3 для рядів, що мають властивість персистентності. Фрактальний фільтр має меншу відносну похибку, ніж автокореляційний фільтр на достатніх інтервалах попередження (починаючи з 40 - 50) і кроці прогнозування 5-10.

Запропоновано структуру та модель маршрутизатора, що працює з адаптивним алгоритмом маршрутизації, з використанням фрактальних фільтрів-передвісників, компенсуючих затримку службових повідомлень, що дозволяє зменшити середній час затримки.

Проведено аналіз ефективності роботи розробленого адаптивного алгоритму маршрутизації, на основі порівняння результатів моделювання роботи трьохвузлової мережі з різними алгоритмами маршрутизації: одношляховий алгоритм без урахування властивостей трафіку; двошляховий алгоритм відхиляє потік на основі поточних довжин черг у маршрутах; досліджуваний двошляховий адаптивний алгоритм маршрутизації без затримок службових повідомлень; із затримками службових повідомлень; із затримками службових повідомлень і фільтрами-провісниками. При моделюванні використовувалися моделі трафіку $M/M/1$ і $fbm/D/1$. Досліджуваний двошляховий адаптивний алгоритм маршрутизації із затримками повідомлень і фільтрами - прогнозаторами відхиляє на 5 - 7% пакетів менше, в 2 - 3 рази зменшує середній час затримки.

3 ЕКОНОМІЧНИЙ РОЗДІЛ

В цьому проекті розроблена імітаційна модель фрактального фільтра-прогнозатора. У економічному розділі розраховуються одноразові капітальні витрати на розробку імітаційної моделі.

3.1.1 Визначення трудомісткості розробки моделі

Трудомісткість створення моделі визначається тривалістю кожної робочої операції, починаючи зі складання технічного завдання й закінчуючи оформленням документації (за умови роботи одного проектувальника):

$$t = tmz + te + ta + tnp + tonp + t\partial \quad [\text{год}]. \quad (3.1)$$

де tmz – тривалість складання технічного завдання на впровадження методу;
 te – тривалість вивчення технічного завдання (ТЗ) та літературних джерел за темою;

ta – тривалість розробки моделі;

tnp – тривалість модулювання віртуального аналога каналу зв'язку;

$tonp$ – тривалість опрацювання здобутих характеристик;

$t\partial$ – тривалість підготовки технічної документації.

Вихідні дані для визначення трудомісткості створення моделі приведені в таблиці 3.1.

Таблиця 3.1 – Тривалість розробки моделі

$t_{mз}$, ГОД	$t_{в}$, ГОД	$t_{а}$, ГОД	t_{np} , ГОД	t_{onp} , ГОД	t_{∂} , ГОД
47	48	65	25	25	30

Розрахуємо трудомісткість розробки моделі за формулою (3.1):

$$t = 45+48+69+19+19+29=240 \text{ [год]}.$$

3.1.2 Розрахунок витрат на розробку моделі

Витрати на розробку моделі $K_{пз}$ складаються з витрат на заробітну платню розробника $З_{зп}$ і вартості витрат машинного часу, що необхідний для опрацювання моделі мережі на ПК $З_{мч}$:

$$K_{пз} = З_{зп} + З_{мч} \text{ [грн]} \quad (3.2)$$

Заробітна плата виконавця враховує основну і додаткову заробітну плату, а також відрахування на соціальні потреби (пенсійне страхування, страхування на випадок безробіття, соціальне страхування тощо) і визначається за формулою:

$$З_{зп} = t \cdot З_{пр} \text{ [грн]}. \quad (3.3)$$

де t – трудомісткість створення моделі;

Z_{np} дорівнює 78 грн/год.

Розрахуємо заробітну платню проектувальника за формулою (3.3):

$$Z_{zn} = 240 \cdot 78 = 18720,00 \text{ [грн]}.$$

Вартість машинного часу на ПК визначається за формулою:

$$Z_{мч} = (t_a + t_{np} + t_{onp} + t_{\partial}) \cdot C_{мч} \text{ [грн]}. \quad (3.4)$$

де $C_{мч}$ – вартість 1 години машинного часу ПК, грн/година.

Вартість 1 години машинного часу ПК визначається за формулою:

$$C_{мч} = P_e \cdot t \cdot C_e + \frac{\Phi_{перв} \cdot H_a}{F_p} + \frac{K_{лнз} \cdot H_{анз}}{F_p} \text{ [грн/год]}, \quad (3.5)$$

де P_e – встановлена потужність ПК;

t – трудомісткість створення моделі;

C_e – енерговитрати;

$\Phi_{перв}$ – первісна вартість ПК на початок року;

H_a – річна норма амортизації на ПК;

$K_{лнз}$ – вартість ліцензійного програмного забезпечення;

$H_{анз}$ – річна норма амортизації на ліцензійне програмне забезпечення;

F_p – річний фонд робочого часу (за 40-годинного робочого тижня).

Енерговитрати розраховуються за формулою:

$$C_e = P_e \cdot C_{кВт} \text{ [грн/год]}, \quad (3.6)$$

де $C_{кВт}$ - тариф на електричну енергію.

Розрахунок витрат на розробку моделі зводимо в таблицю 3.2

Таблиця 3.2 – Розрахунок витрат на розробку моделі

P_e , кВт	$C_{кВт}$ кВт·год	$\Phi_{перв}$, грн	Ha , частка одиниці	$K_{лиз}$, грн	$Ha_{лз}$, частка одиниці	Fp , год
1,35	1,60	19600,00	0,4	8250,00	0,4	1920,00

Тоді за формулою (3.6) отримаємо розмір енерговитрат:

$$C_e = 1,35 \cdot 1,60 = 2,16 \text{ [грн/год]}.$$

Річна норма амортизації, якщо використовується метод прискорення зменшеної вартості, визначається за формулою:

$$Ha = 2/T \cdot 100\% \quad (3.7)$$

де T – строк корисного використання ПК, дорівнює 5 років.

Розрахуємо річну норму амортизації за формулою (3.7):

$$Ha = 2/5 \cdot 100\% = 40\% = 0,40 \text{ [частки одиниці]}.$$

Строк корисного використання ліцензійного програмування дорівнює 5 років.

Річна норма амортизації на ліцензійне програмне забезпечення визначається за формулою (3.7):

$$\text{Напз} = 2/5 \cdot 100\% = 40\% = 0,40 \text{ [частки одиниці]}.$$

Ліцензійне програмне забезпечення, яке використовується в даному випадку Microsoft Windows 7 Professional. Його вартість 8000 грн.

Вартість 1 години машинного часу ПК визначаються за формулою (3.5):

$$\text{Смч} = 1,35 \cdot 240 \cdot 1,60 + \frac{19600 \cdot 0,40}{1920} + \frac{8250 \cdot 0,40}{1920} = 524,20$$

[грн/год]

Розрахуємо вартість машинного часу за формулою (3.4):

$$\text{З}_{\text{мч}} = (65+25+25+30) \cdot 518,82 = 76009,00 \text{ [грн]}.$$

Отже, підставивши отримані результати у формулу (3.2), отримаємо величину витрат на розробку моделі:

$$\text{К}_{\text{ІЗ}} = 18720,00 + 76009,00 = 94729,00 \text{ [грн]}.$$

3.1.3 Розрахунок капітальних витрат

Загальні капітальні витрати на розробку визначаються за формулою:

$$KЗ = Kпз + Kнавч + Kн \text{ [грн]}, \quad (3.8)$$

де $Kнавч$ - витрати на навчання технічних фахівців і обслуговуючого персоналу;

$Kн$ - Витрати на встановлення обладнання та налагодження системи.

Дані о витратах на розробку моделі зводимо в таблицю 3.3

Таблиця 3.3 – Витрати на розробку моделі

$Kпз,$ грн	$Kнавч,$ грн	$Kн,$ грн
86589,52	5700,00	1350,00

Отже, капітальні витрати становлять:

$$KЗ = 94729,00 + 5700,00 + 1350 = 101779,00 \text{ [грн]}.$$

3.2 Висновки

В економічному розділі було розраховано:

- 1 Трудомісткість розробки імітаційної моделі каналу зв'язку – 240 год;
- 2 Заробітна платня проектувальника – 18720,00 грн;
- 3 Витрати на розробку моделі – 94729,00 грн;
- 4 Капітальні витрати на розробку моделі системи передачі даних –
– 101779,00 грн.

ВИСНОВКИ

Встановлено на основі дослідження часових рядів, що описують інтенсивності та міжкадрові інтервали пакетного трафіку мереж рівня розподілу, за статистичними характеристиками і коефіцієнтом Херста, що трафік має властивості стохастичної самоподібності. Дослідження цих рядів показало, що прийнятною моделлю трафіку мереж передачі даних рівня розподілу є $fbm/D/1$, яка, на відміну від традиційної для мереж зв'язку моделі трафіку $M/M/1$, дозволяє адекватно оцінювати затримки в мережах передачі даних.

Розроблено фільтр-передвісник інтенсивності трафіку, який, на відміну від авторегресійних фільтрів, при обчисленні використовує характеристики і властивості самоподібності прогнозованого ряду. Це дозволяє компенсувати затримки часу, що виникають при передачі службових пакетів, що переносять інформацію про стан мережі (з відносною похибкою 0,05 - 0,2 для трафіку, що володіє властивостями стохастичної самоподібності).

Розроблено і обґрунтовано застосування методу адаптивної двошляхової маршрутизації на основі порівняння довжин черг у прямому і обхідному маршрутах із заданими граничними значеннями, де пакети передаються по другому маршруту отримують низький пріоритет у порівнянні з пакетами, для яких канали, що використовуються, в маршруті є основними.

Розроблено імітаційну модель мережі передачі даних в пакеті matlab, що включає метод адаптивної двошляхової маршрутизації з використанням фрактального фільтра-провісника, що дозволяє моделювати роботу мережі з різними алгоритмами маршрутизації і моделями трафіку, $fbm/D/1$, $M/M/1$. Середня затримка пакетів в мережі зменшується 2-3 рази для трафіку, моделі $fbm/D/1$.

ПЕРЕЛІК ПОСИЛАНЬ

- 1 Столингс В. Современные компьютерные сети. – СПб.: Питер, 2003. – 783с.
- 2 Олифер В. Г., Олифер Н. А. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы: учебник для вузов. 3-е изд. – СПб.: Питер, 2009. – 958с.
- 3 Leland W. E., Taqqu M. S., Willinger W., Wilson D. V. On the self-similar nature of ethernet traffic (extended version).IEEE / ACM Transactions of Networking, 2(1):1—15, 1994
- 4 Городецкий А. Я., Заборовский В. С. Информатика. Фрактальные процессы в компьютерных сетях: учебное пособие / СПб.: Изд-во СПбГТУ, 2000.– 102с.
- 5 Фрактальные процессы в телекоммуникациях / под ред. О. И. Шелухина. – М.: Радиотехника, 2003. – 480 с.
- 6 Прогнозирование телетрафика на основе фрактальных фильтров сети / А. Х. Султанов, В. Х. Батманов, А. М. Комиссаров // Вестник УГАТУ: науч. журн. Уфимск. гос. авиац. техн. ун-та. 2007. Т.9, № 6(24). С. 217-221.
- 7 Баскаков С.И. Радиотехнические цепи и сигналы.: Учеб. для вызов по спец. “Радиотехника”. – 2-е изд. перераб. и доп. – М.: Высш. шк., 1998 – 448 с.
- 8 Цыбаков Б.С. Модель телетрафика на основе самоподобного случайного процесса // Радиотехника. – 1999. – № 5. – С. 24–31.
- 9 Айвазян С.А. Прикладная статистика. Основы эконометрики: Учебник для вузов: В 2 т. 2-е изд. испр. - Т.2.: Айвазян С.А. Основы эконометрики. – М.: ЮНИТИ-ДАНА, 2001. – 432 с.
- 10 Traffic Modeling Based on FARIMA Models. Xue F., Liu J., Shu Y., Zhang L., Yang O.W.W // CCECE99 Proceed. – May 1999. – P. 162–167.

- 11 Ефимушкин В.А., Ледовских Т.В. Методы управления перегрузками в сетях АТМ// LV научная сессия, посвященная дню радио «Радиотехника, электроника и связь на рубеже тысячелетия». Труды, М.: 2000, С.41 – 43
- 12 Реализация трафика беспроводной сети IEEE 802.11b
<http://www.teletraffic.ru/traffic>.
- 13 Федер Е. Фракталы: Пер. с англ. - М: Мир, 1991. - 254 с.
- 14 Дьяконов В.П. Энциклопедия Mathcad 2001 i и Mathcad 11. – СОЛОН-Пресс, 2004. – 832с.
- 15 Мизин И. А., Кулешов А. П., Богатырев В. А. Сети коммутации пакетов. – М.: Радио и связь, 1986. – 408с.
- 16 Вишневский В. М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей. – М.: Техносфера, 2003. – 512с.
- 17 Модификация алгоритма адаптивной маршрутизации в корпоративных сетях передачи данных / А. Х. Султанов, И. В. Кузнецов, А. М. Комиссаров // Компьютерные науки и информационные технологии (CSIT' 2005): матер. VII Междунар. науч. сем. – Уфа, 2005, Т. 2. С. 260 – 262. (Статья на англ. языке)
- 18 Бертсекас Д. Сети передачи данных / Перевод с англ. Н. Б. Лиханова; под ред. Б. С. Цибакова. – М. : Мир, 1989. – 544с.
- 19 Методы повышения эффективности использования пропускной способности каналов связи в пакетных сетях с дифференциальным обслуживанием / А. М. Комиссаров // Электронные устройства и системы: межвузовский научный сборник. – Уфа, УГАТУ, 2010. С. 172–178.
- 20 Березко М. П., Вишневский В. М., Левнер Е. В., Федотов Е. В. Математические модели исследования алгоритмов маршрутизации в сетях передачи данных // Информационные процессы, том 1, № 2, 2001, С. 103 –125

- 21 Андре Арго. Математика для электро- и радиоинженеров. – М.: Наука, 1967. – 779с.
- 22 Градштейн И. С. Рыжик И. М. Таблицы интегралов, сумм, рядов и произведений. – 5-е изд., перераб. – М.: Наука, 1971. – 1108с.
- 23 Лаврентьев М.А., Шабат Б. В. Методы теории функций комплексного переменного. – М.: Наука, 1973. – 736с.
- 24 Тихонов В. И. Статистическая радиотехника. – 2-е изд., перераб.и доп.– М.: Сов.радио, 1982.– 624с.
- 25 Алексеев Е. Р., Чесноков О. В. MATLAB 7. – М: НТ Пресс, 2006. – 464с.
- 26 Цифровая обработка сигналов: Справочник/ Л. М. Гольденберг, Б. Д. Матюшин, М. Н. Поляк. - М.: Радио и связь, 1985. 312 с.
- 27 Адаптивные фильтры: Пер с англ ./под ред. К.Ф.Н. Коуэна и П.М. Гранта.–М.: Мир, 1988.– 392 с.
- 28 Степанов С. Н. Основы телетрафика мультисервисных сетей. – М.: Эко-Трендз, 2010. – 392 с.
- 29 Моделирование самоподобного трафика пакетных сетей передачи данных в среде GPSS / А. М. Комиссаров // Проблемы техники и технологии телекоммуникаций: Сб. докл. VII Междунар. научн.-техн. конф. – Самара, ПГАТИ, 2006. С. 104–105.
- 30 Комиссаров А. М. Адаптивная маршрутизация в сетях педедачи данных с учетом самоподобия трафика – Диссертация – УФА, 2011. – 129 с.

ДОДАТОК А. Відомість матеріалів дипломного проекту

№	Формат	Позначення	Найменування	Кількість листів	Примітки
Документація					
1	A4	БІТ.РД.14.05.Р.ПЗ	Реферат	3	
2	A4	БІТ.РД.14.05.УС.ПЗ	Список умовних скорочень	2	
3	A4	БІТ.РД.14.05.З.ПЗ	Зміст	2	
4	A4	БІТ.РД.14.05.ВС.ПЗ	Вступ	2	
5	A4	БІТ.РД.14.05.1.ПЗ	Стан питання. Постановка задачі	29	
6	A4	БІТ.РД.14.05.2.ПЗ	Спеціальна частина	29	
7	A4	БІТ.РД.14.05.3.ПЗ	Економічний розділ	8	
8	A4	БІТ.РД.14.05.4.ПЗ	Охорона праці	7	
9	A4	БІТ.РД.14.05.В.ПЗ	Висновки	1	
10	A4	БІТ.РД.14.05.П.ПЗ	Перелік посилань	2	
11	A4	БІТ.РД.14.05.ДА.ПЗ	Додаток А	1	
12	A4	БІТ.РД.14.05.ДБ.ПЗ	Додаток Б	3	
13	A4	БІТ.РД.14.05.ДВ.ПЗ	Додаток В	8	
14	A4	БІТ.РД.14.05.ДГ.ПЗ	Додаток Г	1	
15	A4	БІТ.РД.14.05.ДД.ПЗ	Додаток Д	1	
16	A4	БІТ.РД.14.05.ДЕ.ПЗ	Додаток Е	1	

ДОДАТОК Г. Перелік документів на оптичному носії

- 01 Титульна сторінка.doc
- 02 Завдання.doc
- 03 Реферат.doc
- 04 Список умовних скорочень.doc
- 05 Зміст.doc
- 06 Вступ.doc
- 07 Стан питання. Постановка задачі.doc
- 08 Спеціальна частина.doc
- 09 Економічний розділ.doc
- 10 Охорона праці.doc
- 11 Висновки.doc
- 12 Перелік посилань.doc
- 13 Додаток А.doc
- 14 Додаток Б.doc
- 15 Додаток В.doc
- 16 Додаток Г.doc
- 17 Додаток Д.doc
- 18 Додаток Е.doc
- Презентація.ppt

ДОДАТОК Д. Відгуки керівників розділів

В.1 Відгук керівника економічного розділу

Керівник розділу

_____ (підпис)

_____ (прізвище, ініціали)

ДОДАТОК Е. Відгук керівника дипломного проекту

Дипломна робота бакалавра представлена пояснювальною запискою на 102 стор., має 14 рисунків, 7 таблиць, 6 додатків, 18 джерел.

Актуальність роботи полягає в необхідності підвищення кількості абонентів в мережі, зниження енергоспоживання обладнанням, що використовується, та створенням умов для поширення обсягу телекомунікаційних послуг.

У загальній частині проекту розглянуто принципи побудови мережі стільникового зв'язку, етапи та проблеми проектування такої мережі.

Спеціальна частина відображає проектування мережі мобільного зв'язку конкретно м.Новомосковськ, розрахунки просторових параметрів мережі, та базових станцій, енергетичних характеристик радіоканалу, перешкод при передачі, висоти підвісу антен.

Необхідно підкреслити ретельність виконаних автором розрахунків та опису при проектуванні мережі, посилання на нормативні документи, що містять потрібні вхідні параметри.

У розділі «Охорона праці» розглянуто електромагнітні випромінювання антенами базових станцій і суспільна охорона здоров'я, проведено аналіз зони потенційно небезпечного впливу випромінювання передавальної антени конкретної базової станції у м. Новомосковськ.

В економічному розділі виконано розрахунки витрат на проектування, капітальних та експлуатаційних витрат на одну базову станцію.

Практичне значення роботи полягає у кваліфікованому використанні автором методики розрахунку параметрів мережі стільникового зв'язку, що у перспективі забезпечує умови для її оптимізації.

Незначним недоліком в роботі є деякі стилістичні помилки в тексті ПЗ.

В цілому дипломна робота бакалвра виконана успішно, заслуговує оцінки «відмінно», а її автор Осадча Валентина Павлівна присвоєння їй кваліфікації «Фахівець із телекомунікаційної інженерії».