

**МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
НАЦІОНАЛЬНИЙ АВІАЦІЙНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
ФАКУЛЬТЕТ АЕРОНАВІГАЦІЇ,
ЕЛЕКТРОНІКИ ТА ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ
КАФЕДРА ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ ТА РАДІОЕЛЕКТРОННИХ СИСТЕМ**

ДОПУСТИТИ ДО ЗАХИСТУ
Завідувач кафедри

Роман ОДАРЧЕНКО
“ _____ ” _____ 2022 р.

**КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА
(ПОЯСНОВАЛЬНА ЗАПИСКА)**

ВИПУСКНИКА ОСВІТНЬОГО СТУПЕНЯ МАГІСТР

Тема: _____ «Методи оптимізації мультисервісної мережі»

Виконавець: _____ Ярослав ПАНІМАШ
(підпис)

Керівник: _____ Олександр ПЛЮЩ
(підпис)

Консультанти з окремих розділів пояснювальної записки:

Консультант розділу «Охорона праці» _____ Батир ХАЛМУРАДОВ
(підпис)

Консультант розділу «Охорона навколишнього середовища» _____
Євгеній БОВСУНОВСЬКИЙ
(підпис)

Нормоконтролер: _____ Денис БАХТІЯРОВ
(підпис)

Київ 2022

НАЦІОНАЛЬНИЙ АВІАЦІЙНИЙ УНІВЕРСИТЕТ

Факультет аеронавігації, електроніки та телекомунікацій

Кафедра телекомунікаційних та радіоелектронних систем

Спеціальність 172 «Телекомунікації та радіотехніка»

Освітньо-професійна програма «Телекомунікаційні системи та мережі»

ЗАТВЕРДЖУЮ

Завідувач кафедри

Роман ОДАРЧЕНКО

“ _____ ” _____ 2022 р.

ЗАВДАННЯ

на виконання дипломної роботи

Панімаша Ярослава Станіславовича

(прізвище, ім'я, по батькові випускника в родовому відмінку)

1. Тема кваліфікаційної роботи: «Методи оптимізації мультисервісної мережі» затверджена наказом ректора від «17» серпня 2022 р. №2227/ст
2. Термін виконання роботи: з 07.09.2022 р. по 30.11.2022 р.
3. Вихідні дані до роботи: Затримка в своєму максимумі не має перевищувати 150мс та значення Qser має бути позитивним.
4. Зміст пояснювальної записки: Вступ, Розділ 1. Загальні відомості NGN, Розділ 2. Поліпшення мережі NGN, Розділ 3. Методи маршрутизації та їх оптимізація, Розділ 4. Розрахунки та моделювання NGN з використанням запропонованих методів, Розділ 5. Охорона праці, Розділ 6. Охорона навколишнього середовища, Висновки, Список використаних джерел.
5. Перелік обов'язкового графічного (ілюстративного) матеріалу: Оцінка внутрішньої якості, Підключення до Інтернету із голосом та відео у формах IPTV/VoIP, Розподіл смуг відповідно до RDM, Схема MPLS Traffic Engineering, Кроки необхідні для процесу оптимізації, Схема “Алгоритм Дейкстри”, Схема MCFP, Схема Людина-Машина-Середа (ЛМС).

6. Календарний план-графік

№ пор.	Завдання	Термін виконання	Відмітка про виконання
1	Розробити деталізований зміст розділів кваліфікаційної роботи	07.09.2022-09.09.2021	Виконано
2	Вступ	10.09.2022-17.09.2022	Виконано
3	ЗАГАЛЬНІ ВІДОМОСТІ NGN	18.09.2022-30.09.2022	Виконано
4	ПОЛІПШЕННЯ МЕРЕЖІ NGN	30.09.2022-15.10.2022	Виконано
5	МЕТОДИ МАРШРУТИЗАЦІЇ ТА ЇХ ОПТИМІЗАЦІЯ	20.10.2022-28.10.2022	Виконано
6	РОЗРАХУНКИ ТА МОДЕЛЮВАННЯ NGN З ВИКОРИСТАННЯМ ЗАПРОПОНОВАНИХ МЕТОДІВ	29.10.2022-10.11.2022	Виконано
7	ОХОРОНА ПРАЦІ	11.11.2022-12.11.2022	Виконано
8	ОХОРОНА НАВКОЛИШНЬОГО СЕРЕДОВИЩА	13.11.2022-14.11.2022	Виконано
9	Усунення недоліків та захист кваліфікаційної роботи	15.11.2022-16.11.2022	Виконано

7. Консультанти з окремих розділів

Розділ	Консультант (посада, П.І.Б.)	Дата, підпис	
		Завдання видав	Завдання прийняв
Охорона праці	к.м.н., проф. Батир ХАЛМУРАДОВ		
Охорона навколишнього середовища	к.т.н., доц. Євгеній БОВСУНОВСЬКИЙ		

8. Дата видачі завдання: “22” серпня 2022 р.

Керівник кваліфікаційної роботи _____
(підпис керівника)

Олександр ПЛЮЩ
(П.І.Б.)

Завдання прийняв до виконання _____
(підпис випускника)

Ярослав ПАНІМАШ
(П.І.Б.)

РЕФЕРАТ

Кваліфікаційна робота «Методи оптимізації мультисервісної мережі» містить 105 сторінок, 30 рисунків, 4 таблиці, 59 використаних джерел.

NGN, QoS, VoIP, ЯКІСТЬ ОБСЛУГОВУВАННЯ, ПРОТОКОЛ, LSP, DiffServ.

Об'єкт дослідження – NGN мережа.

Предмет дослідження – покращення якості обслуговування при NGN

Мета роботи. Метою роботи є вивчення методів оптимізації мережі, із підходом орієнтованим на трафік та мережеві ресурси

Методи дослідження. В дипломній роботі було за для вирішення завдань було використано метод статичної оцінки χ^2 -квадрат, теорію ймовірностей, імітаційного моделювання та алгоритм “Дейкстри”.

Матеріали кваліфікаційної роботи рекомендується використовувати при роботі із реальною NGN мережею.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ	7
ВСТУП	9
РОЗДІЛ 1. ЗАГАЛЬНІ ВІДОМОСТІ NGN	10
1.1 NGN (Мереж наступного покоління)	10
1.2 Типи додатків	12
1.3 Підходи до визначення QoS	16
1.4 Параметри QoS	17
РОЗДІЛ 2. ПОЛІПШЕННЯ МЕРЕЖІ NGN	19
2.1 Види архітектури мережі NGN	22
2.2 Головні цілі ТЕ(Traffic Engineering)	23
2.3 Розподілення засобів	25
РОЗДІЛ 3. МЕТОДИ МАРШРУТИЗАЦІЇ ТА ЇХ ОПТИМІЗАЦІЯ	30
3.1 Мультисервісні потоки та їх проблеми	31
3.2 Пристосування алгоритму	36
3.3 Покращення динамічної маршрутизації	41
3.4 Визначення динамічної маршрутизації на основі “випередження”	44
3.5 Вибірка LSP	48
3.6 Код евристики випередження	52
3.7 Додаткові методи оптимізації	56
3.8 Оптимізація потокового відео в бездротовій локальній мережі	62
3.9 Перевірка ймовірності втрати відтворення	63

РОЗДІЛ 4. РОЗРАХУНКИ ТА МОДЕЛЮВАННЯ NGN З ВИКОРИСТАННЯМ ЗАПРОПОНОВАНИХ МЕТОДІВ	70
4.1 Розрахунок затримки передачі пакету	71
4.2 Критерій узгодженості χ^2 -квадрат	72
4.3 Розрахунок спрощеної гіпотези для R_s	77
4.4 Оцінка швидкості джерела та зайнятості буфера відтворення	79
4.5 Оцінки обчислювальної складності	80
4.6 Вплив трьох методів старіння на систему керування	81
РОЗДІЛ 5. ОХОРОНА ПРАЦІ	85
5.1 Вимоги техніки безпеки для інженера- конструктора	85
5.2 Вимоги охорони праці до роботи	88
5.3 Виробнича санітарія у виробничих приміщеннях ЛКТ	89
5.4 Пожежна профілактика у промисловому приміщенні ЛКТ	91
РОЗДІЛ 6. ОХОРОНА НАВКОЛИШНЬОГО СЕРЕДОВИЩА	95
6.1 Вплив на довкілля NGN технологій	95
6.2 Засоби захисту від електромагнітного випромінювання	98
ВИСНОВКИ	100
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ	103

ПЕРЕЛІК СКОРОЧЕНЬ, УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ

NGN (Next Generation Network) -	Мереж наступного покоління
QoS (Quality of Service) -	Якість обслуговування
OLT (Optical Line Terminal) -	Термінал оптичної лінії
ONT (Optical Network Terminal) -	Оптичний мережевий термінал
IPTV -	Цифрове інтерактивне телебачення
VoIP (voice over IP) -	Голос через IP
VoD (Video on demand) -	Відео по запит
TCP -	Протокол керування передаванням
IP -	Інтернет протокол
CoS (Classes of Service) -	Класи обслуговування
FTP (File Transfer Protocol) -	Протокол передавання файлів
FEC (Forward Error Correction) -	Попереднє виправлення помилок
MPLS (Multiprotocol Label Switching) -	Багатопротокольна комутація за мітками
LSP (Label Switched Path) -	Шлях з комутацією міток
DiffServ (Differentiated services) -	Диференційовані послуги
TE (Traffic Engineering Tunnel) -	Транспортний тунель
PHB (Per Hop Behavior) -	Поведінка за стрибок
CBR (Confinement Bandwidth Routing) -	Обмеження смуги маршрутизації
CT (Class Type) -	Тип класу
MAM -	Модель максимального розподілу
MAR -	Максимальний розподіл з резервуванням
RDM -	Різницево-далекомірний метод

VPN- Віртуальна приватна мережа

TEDB (Traffic Engineering Data Base) - База даних транспортної техніки

CSPF (Constrained Shortest Path First) - Спочатку обмежений найкоротший шлях

PSTNs - Планетарна телефонна мережа загального користування

PE - Комутаторі вхідного провайдера

ПК - Персональний комп'ютер

ВСТУП

Актуальність теми. В даний час телекомунікації знаходяться на етапі технологічної еволюції. Телекомунікації мають великі шанси для зростання в найближчому майбутньому. Пропонованих послуг стає більше, вони персоналізовані та вимагають відповідної класифікації за допомогою об'єктивних та репрезентативних параметрів, котрі дають можливість визначити обмеження, дотримуючись котрих, досягаються необхідні результати з точки зору QoS.

Ключовою розробкою телекомунікаційних систем протягом останніх двох десятиліть стала еволюція від мережі з комутацією каналів до мережі з комутацією пакетів. Зараз багато операторів переносять свої PSTNs з мереж з комутацією каналів. Цей новий підхід часто називають мережею наступного покоління (NGN), що дозволяє мережевим операторам запускати всі послуги (голос, дані та відео) в одній мережі.

Також, мережі доступу дедалі більше відрізняються одна від одної, але в той же час пов'язані між собою спільною магістральною інфраструктурою. Через це розглядаємо саме багатодоменні і мультисервісні мережі нового покоління (NGN).

NGN (Мереж наступного покоління) — це багатосервісна комунікаційна мережа, котра підтримує інтеграцію мовних послуг, мультимедійних та даних послуг і ґрунтується на IP мережах.

Метою кваліфікаційної роботи є вивчення методів оптимізації мережі, із підходом орієнтованим на трафік та мережеві ресурси. Аналіз типів трафіку, архітектури та сценарію дозволить визначити і вибрати параметри QoS, які дозволяють сильно впливати на ефективність мережі та дають можливість впроваджувати тип управління контролем якості.

РОЗДІЛ 1.

ЗАГАЛЬНІ ВІДОМОСТІ NGN

1.1. NGN (Мереж наступного покоління)

Мережа наступного покоління (NGN) — це сукупність головних архітектурних змін у мережах доступу та мережах телекомунікацій. NGN — це пакетна мережа, яка може підтримувати розширення широкосмугового зв'язку та запровадження потрібного відтворення (голос + дані + відео) через фіксовану та мобільну лінії. Перед розгортанням NGN необхідно забезпечити пропускну здатність і якість обслуговування (QoS) через NGN [1].

Розробка IP-мереж нового покоління, мультисервісних, багатодомених і мультивендорних IP-мереж спрямована на надання послуг Quadruple Play: голос, дані та відеоінформація (Triple Play), пропонуються в єдиній мережевій інфраструктурі на основі IP разом із мультимедійними додатками третього покоління.

Quadruple Play — це пакет відео, голосу, високошвидкісного Інтернету і бездротових послуг.

Triple Play має все вищезазначене, але без бездротових послуг. Цими пакетами найбільш користуються клієнти. У майбутньому буде підключення до Інтернету, яке використовуватиметься для голосу та відео у формах IPTV та VoIP.



Рис. 1.1. Підключення до Інтернету із голосом та відео у формах IPTV/VoIP

Як для користувача, цей сценарій пропонує значні переваги з точки зору зручності, вартості та простоти. Також стає можливим отримати доступ із будь-якого терміналу, мобільного або стаціонарного, до більш широкого спектру послуг, з високим рівнем налаштування і доступними в будь-який час. Користуючись потрібною сервісною платформою, яка дозволяє його використовувати [1].

Як для мережевих операторів, можливість включити всі комунікаційні послуги в пропозиції Quadruple play, це можливість скоротити високі витрати пов'язані з управлінням окремими послугами, просто використовуючи єдину дуже гнучку та інноваційну платформу, вироблену на потрібній транспортній інфраструктурі. Надання диференційованих послуг та контроль якості на основі потреб кожного користувача представляють значну додаткову вартість, яка дозволить операторам завойовувати нові частини або сфери ринку.

У традиційних IP-мережах єдиною пропонованою послугою є “найкраща” послуга, тобто відсутність можливості надати користувачам рівень якості, котрий буде відповідати різним програмам. IP протокол фактично нічого не гарантує, щодо керування пріоритетами пакетів, упорядкування та ефективного прийому. IP протокол не має змоги підключатися і не має механізму для перевірки та відновлення помилок [1].

Мережа має єдину мету доставки пакетів та залишає на кінцевих терміналах завдання відновлення будь-яких помилкових випадків. Деякі функції, наприклад як нумерація пакетів або повторна передача в разі втрати чи помилки, можуть бути забезпечені транспортним рівнем при використанні протоколу керування передачею (TCP). Ця модель впровадження була розроблена для типу трафіку, який не потребує спеціальних вимог до помилок передачі, затримок, доступної пропускної здатності, також виявився достатньо дійсним для Triple play і Quadruple play. Програми потокового аудіо-відео, голос через IP (VoIP), відеоконференції чи IP телебачення (IPTV)

фактично накладають суворі обмеження на час доставки пакетів та на відсоток мережевих ресурсів, що використовуються кожним потоком даних, також вони більш чутливі до помилок передачі. Для цих нових класів програм підхід “найкращих” послуг більше не є достатнім [2].

Незалежно від вибору політики управління, розробка системи управління QoS передбачає визначення повної структури еталонних програм та відповідних вимог до якості. Розробка архітектури мережі повинна враховувати характеристики та потреби всіх традиційних та інноваційних послуг, які повинні підтримуватися.

Зрозуміло, що архітектурне рішення має бути гнучким і підготовленим до впровадження нових послуг. Потрібна оцінка очікуваної продуктивності кінцевих користувачів з точки зору доступності послуг, швидкості передачі та передбачуваної якості. На основі цієї оцінки можна визначити модель класифікації додатків та розрахувати оптимальні значення для параметрів продуктивності, пов'язаних з доставкою пакетів чи надійністю мережі.

1.2. Типи додатків

Досягнення цілей у сфері якості обслуговування в мережах NGN вимагає характеристики різних застосувань на основі вимог до продуктивності. Для цього може бути корисним почати з аналізу деяких загальних характеристик, які слугуватимуть керівництвом для визначення моделі еталонних додатків для мультисервісних мереж з контролем якості.

Еластичні додатки зазвичай пропонуються найкращими службами IP-мереж: електронна пошта, перегляд веб-сторінок, FTP, TELNET і тд. Ці додатки обробляють дані у міру їх надходження, без буфера обміну під час отримання чи характеристики необхідного рівня обслуговування, здатні переносити будь-які затримки [2].

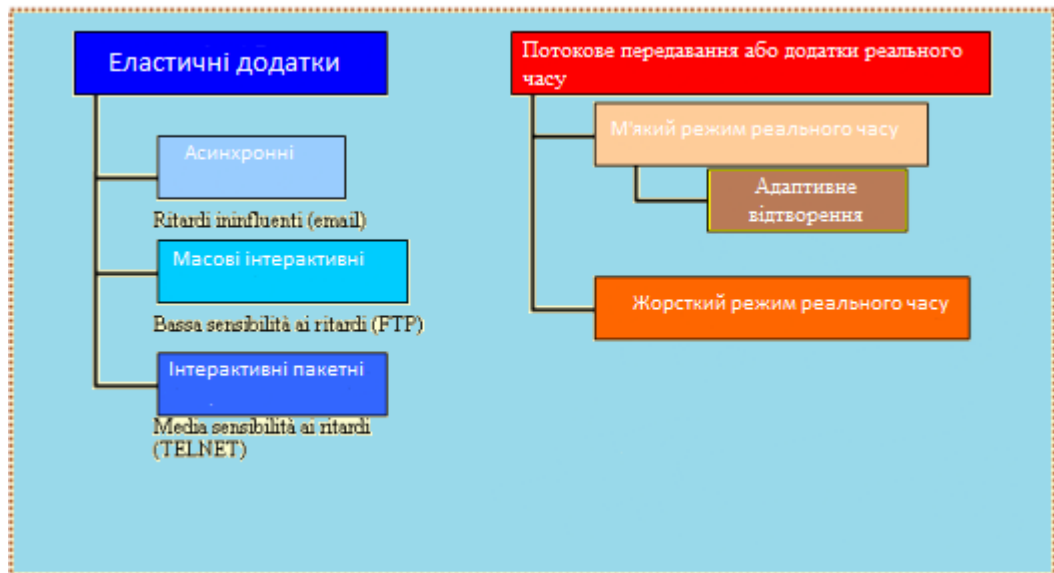


Рис. 1.2. Класифікація застосування

Це не означає, що еластичний трафік несприйнятливий до ефектів затримок передачі, це означає те, що затримка погіршує продуктивність програми. Зокрема, це зменшення пов'язано з середньою затримкою, а не статистичним розподілом затримок, тому деякі пакети можуть надходити зі значною затримкою, доки середнє значення залишається в певних рамках.

Еластичні додатки можна розділити на три категорії:

- Асинхронні додатки - це програми, менш чутливі до затримок передачі (це факс або електронна пошта). У цих випадках мережа зазвичай може гарантувати рівень продуктивності, котрий задовольнить очікування користувачів [2].
- Масові інтерактивні додатки - вони обмежені наслідками затримки (це http або трафік FTP). Вони передають великі обсяги даних, котрі не використовують у пункті призначення з точними часовими обмеженнями та які передаються з майже постійною швидкістю.
- Інтерактивні пакетні додатки - вони характеризуються тимчасовими стрибками бітрейту, що є значним змінюється відносно середнього (це TELNET). В середньому страждають запізненень [3].

Співвідношення між загальною кількістю помилкових пакетів і загальною сумою пакетів успішно переданих та неправильні пакети в групі інтересів:

$$IPER = \frac{Ni_{\text{верт}}}{Ni_{\text{парал}} + Ni_{\text{верт}}} \quad (1.1)$$

Найбільш прийнятною моделлю обслуговування для задоволення потреб у продуктивності еластичних програм є ASAP (найшвидше з можливих) або “найкраща” послуга. Дані обробляються якомога швидше, залежно від того, коли вони надходять до місця призначення, і від типу програми, яку вони мають. Цей підхід мінімізує затримку масивного або пакетного інтерактивного трафіку порівняно з асинхронними програмами. Крім того, на відміну від моделі обслуговування в реальному часі, вона не потребує перевірки пропускної здатності [3].

Потокове передавання або додатки реального часу

Вони називають себе додатками потокового передавання або реального часу програми, які встановлюють максимальне обмеження на затримку пакетів. Якщо пакет надходить із затримкою, що перевищує задані рамки, він більше непридатний для використання, як наслідок, відкидається, оскільки він не має цінності.

Важливою категорією додатків у реальному часі є «відтворення сигналу», яке під час прийому відтворює сигнали, згенеровані джерелом, сегментовані на пакети та транспортовані через мережу до пункту призначення з випадковою затримкою між пакетами.

Щоб правильно реконструювати вихідний сигнал, приймач повинен дотримуватися дуже точних часових обмежень, щоб уникнути змішування пакетів і помилок синхронізації. Це передбачає необхідність наявності буфера під час прийому, який дозволяє компенсувати різницю в затримці між

різними пакетами, затримуючи відтворення кожного пакету на однакову величину (затримка зміщення): визначається «точка відтворення», яка визначає момент, після якого вхідні дані більше не можуть використовуватися для реконструкції реального часу вихід сигналу. Точку відтворення можна встановити в будь-якому випадку, коли мережева інформація доступна, або отримати з аналізу затримки окремих пакетів, щоб динамічно змінювати затримку [3].

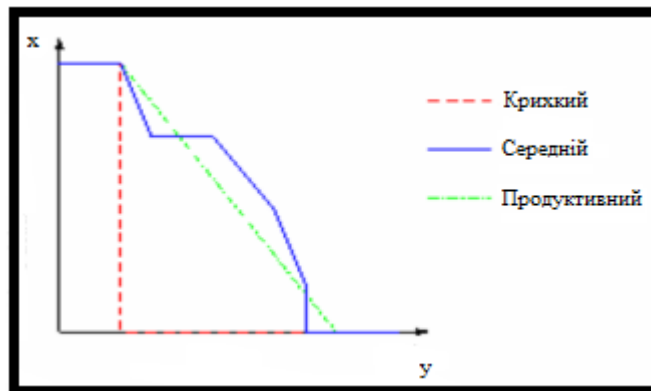


Рис. 1.3. Категорії додатків як функція реакції на втрату пакетів.

Додатки відтворення сигналу можна розділити на м'який режим реального часу та жорсткий режим. Перший змінює максимальну затримку, яку може накопичити кожен пакет; Останні вимагають, щоб максимальна затримка була встановлена заздалегідь, щоб уникнути будь-якої форми спотворення вихідного сигналу. Загалом, програми справжнього частотно-м'якого типу намагаються отримати значення зсуву затримки з аналізу затримок окремих пакетів, щоб зменшити загальну затримку, з якою відтворюється сигнал. У цьому випадку це програми адаптивного відтворення, які мають менш суворі вимоги, ніж інші програми: завдяки зменшенню обмежень затримки можна збільшити використання мережі без серйозної шкоди для програми. Для цього, при використанні адаптивного відтворення, достатньо транспортної послуги, подібної до класичної найкращої спроби, але яка звертається до мережі без навантаження.

Прикладами адаптивних програм є VoD (video on demand) або телевізійні трансляції.

1.3. Підходи до визначення QoS

Існує три способи розуміння якості: внутрішній, сприйняті та оцінені рівні QoS.

Внутрішній QoS визначається оцінками технічних аспектів, тому він визначається проектом транспортної мережі та мереж доступу, завершення та підключення; це не відноситься до сприйняття послуги користувачем, а є результатом порівняння очікуваних характеристик продуктивності та вимірних значень. Реалізація вимог до якості включає вибір відповідних транспортних протоколів, механізмів забезпечення якості та відповідних значень параметрів.

Сприйняті QoS відноситься до досвіду користувача під час використання служби. Тобто шляхом порівняння очікувань користувача та продуктивності, пов'язаної з спостережуваною послугою. Через різне сприйняття користувачів може статися так, що простого факту гарантування певних параметрів якості послуг може бути недостатньо для задоволення очікувань користувачів.

Оцінені рівні QoS мають вирішальне значення для рішення користувача, чи продовжувати користуватися послугами чи ні. Рішення залежить від очікуваної якості, ціни послуги та реакції провайдера на проблеми користувачів [4].

1.4. Параметри QoS

Основні параметри, із допомогою яких можна оцінити внутрішню якість обслуговування. Їх ділять на три макрокатегорії:

- параметри продуктивності, що стосуються передачі IP-пакетів;
- параметри продуктивності, що стосуються надійності мережі;
- параметри продуктивності, що стосуються доступу до послуг.



Рис. 1.4. Оцінка внутрішньої якості

ВИСНОВКИ ДО РОЗДІЛУ 1

У першому розділі кваліфікаційної роботи було розглянуто мережу наступного покоління (Next Generation Network), якість обслуговування (Quality of Service) та її параметри.

Next Generation Network, є новою тенденцією, яка відображає важливий прогрес у тому, як компанії проектують і розгортають мережі. Ця мережа надає послуги Quadruple Play (голос, відео, високошвидкісний Інтернет та бездротові послуги) та Triple Play (відео, голос, високошвидкісний Інтернет).

Мережа наступного покоління пропонує підприємствам більшу безпеку та надійність завдяки використанню останніх досягнень у функціях віртуальної мережі. Вони ідеально відповідають потребам клієнтів, щодо доступу до нових послуг із кращою якістю обслуговування (QoS).

Quality of Service є критично важливою технологією для підприємств і

постачальників послуг, які хочуть забезпечити стабільну продуктивність для критично важливих бізнес-додатків у багатокористувацькій або корпоративній інфраструктурі. Для великого спектру критично важливих бізнес-додатків, важливими показниками є стабільна та передбачувана робота [4].

РОЗДІЛ 2. ПОЛІПШЕННЯ МЕРЕЖІ NGN

2.1. Види архітектури мережі NGN

Проблема поліпшення телекомунікаційної мережі, яка би вона не була, включає безліч аспектів, починаючи від транспортної архітектури до типів пропонованих послуг, а не конкретних технологій, реалізованих для керування мережею. Ускладнення, які виникають у багатодоменній та мультисервісній мережі від багатьох постачальників, у якій виникають проблеми, пов'язані з пропонованими послугами, зв'язком між різними доменами та різними пристроями, що складають мережеву архітектуру. У складній мережі цього типу неможливість передбачити криві трафіку різних сервісів, які сильно відрізняються один від одного і далеко не однакові, робить проблему оптимізації ще більш важливою [5].

Основні кроки, які дозволяють досягти якісного процесу оптимізації, представлені на рисунку 2.1.

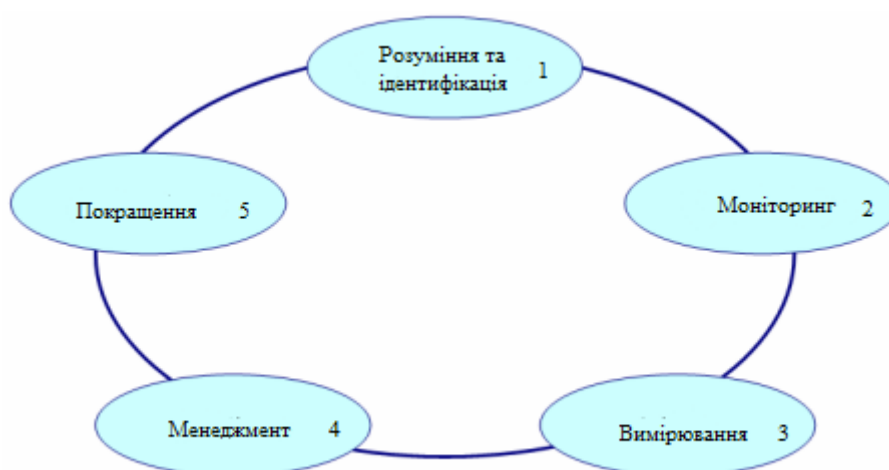


Рис. 2.1 Кроки необхідні для процесу оптимізації

1. Розуміння та ідентифікація

Першим кроком є повне знання мережі та середовища застосування. Зокрема, потрібно знати ресурси, доступні для задоволення запитів користувачів, але також є потреба в мережевих інструментах, які можуть визначити, які програми використовують мережеві ресурси. З цієї інформації, щоб покращити розподіл ресурсів, можна втілити на практиці ринкові стратегії, які сприяють певним послугам у часових діапазонах, у яких є більша доступність [5].

2. Моніторинг

Отримавши інформацію про ресурси та мережу в цілому, ми переходимо до етапу ретельного моніторингу продуктивності ключових ресурсів, які забезпечують цінність бізнесу. Завдяки використанню відповідних інструментів, які забезпечують моніторинг мережі як у реальному часі, так і в часі (історичні події), можна спостерігати, наскільки експлуатуються ресурси мережі. Ця інформація буде використана для досягнення максимальної продуктивності та надійності [5].

3. Вимірювання

Завдяки вимірюванню можна отримати об'єктивну інформацію про продуктивність мережі в даний момент, а також про їх тенденцію з часом. Крім того, вимірювання дозволяє порівнювати значення деяких вимірних параметрів мережі з відповідними очікуваними або прийнятними діапазонами щодо пропонованих послуг [6].

4. Менеджмент

Цей крок використовує інформацію, отриману з попередніх кроків, щоб визначити, які мережеві компоненти та програми потребують більш точного керування. Управління полягає у встановленні тривог або сповіщень, що стосуються показників продуктивності критичних елементів мережі або додатків. Порушення порогових значень тривоги базуються на доступності ресурсів, на варіаціях і сталості продуктивності в часі, а також дозволяють

визначити компоненти, які мають найбільший вплив на продуктивність [7 - 8].

5. Розв'язання

За допомогою зібраних даних активується механізм зворотного зв'язку, відповідно до якого в мережу вносяться необхідні коригування, варіації оцінюються, вводяться інші заходи, а для подальших уточнень має бути досягнутий досить високий рівень оптимізації. Оптимізація продуктивності мережі може бути коригуючою або ідеальною. У першому випадку метою є вирішення або усунення проблем, які виникли, наприклад, шляхом ідентифікації одного чи кількох тривог або тих, що виникають. У другому випадку, однак, метою є покращення продуктивності мережі, навіть якщо немає явних проблем, які потрібно вирішити. Однак одним із найважливіших аспектів цього етапу є виконання, наскільки це можливо [7].

Як уже згадувалося, оптимізація може стосуватися різних аспектів, а щодо аспектів організації трафіку, відповідно до RFC3272, оптимізації можна досягти за допомогою керування пропускнуою здатністю мережі та керування трафіком. Управління потужністю включає: планування потужності, контроль маршрутизації та управління ресурсами [8]. *Що стосується мережевих ресурсів, що представляють найбільший інтерес, це:*

- пропускна здатність каналу;
- буферний простір;
- обчислювальні.

Тоді як управління трафіком включає:

- функції управління трафіком у вузлах (кондиціонування трафіку, управління чергами, диспетчеризація);

- інші функції, які регулюють потік трафіку в мережі або які регулюють і контролюють доступ до мережевих ресурсів різних пакетів або різних потоків трафіку.

Найкраща архітектура буде MPLS-TE з підтримкою Differentiated services (DS-TE), оскільки ця архітектура найбільш ефективно здатна точно розподіляти мережеві ресурси між різними типами трафіку [9].

В архітектурі DiffServ(Differentiated services) визначаються класи обслуговування (Classes of Service або CoS), які дозволяють обробляти потік даних через агрегати трафіку. Кожна сукупність проходитиме диференційовану обробку в кожному вузлі мережі за допомогою механізму типу Per-Hop. DiffServ є підходом без підключення та не гарантує розподіл пропускної здатності передачі в каналах, що перетинаються. У граничних маршрутизаторах пакети позначаються як такі, що належать до чітко визначеного класу, щоб визначити обробку Per Hop Behavior (PHB), яку вони проходять у наступних переходах. PHB реалізується за допомогою комбінації схеми планування та управління в чергах, яка враховує різні вимоги, що характеризують типи розглянутого трафіку. Завдяки цій диференціації трафіку DiffServ забезпечує дуже високу якість обслуговування, але його загальна ефективність обмежена традиційною маршрутизацією за найкоротшим шляхом, що використовується протоколом IP. Цю межу можна подолати за допомогою можливостей інженерного трафіку, які пропонує MPLS [9].

Основним елементом багатопроTOCOLЬНОЇ комутації міток (MPLS) є приєднання короткої мітки фіксованої довжини до пакетів, що надходять у домен MPLS. Це робиться за допомогою периферійних маршрутизаторів LER (маршрутизаторів з мітками), тоді як маршрутизатори, здатні пересилати пакети в межах домену, називаються маршрутизаторами з комутацією міток (LSR). Пакети маршрутизуються на основі мітки, яка їм була призначена, ігноруючи вказівки, присутні в IP-заголовку. Призначення міток здійснюється на основі еквівалентного класу пересилання (FEC), тобто, коли пакети мають однаковий FEC, вони будуть помічені однаковим чином і слідуватимуть однаковим шляхом у мережі MPLS.

Шлях, за яким іде FEC, називається маршрутом з комутацією міток (LSP).

Метою Traffic Engineering є оптимізація використання доступних ресурсів шляхом покращення продуктивності мережі шляхом контролю трафіку в самій мережі. Загалом, це передбачає застосування технологій і наукових принципів, що стосуються вимірювання, моделювання, характеристики та контролю IP-трафіку для досягнення попередньо визначених цілей ефективності. З цієї причини TE відіграє фундаментальну роль у процесі оптимізації мережі. Покращення продуктивності має бути досягнуто як з точки зору ресурсів, так і з точки зору мережевого трафіку. Що стосується ресурсів, то їх використання має бути покращено з точки зору економіки та надійності. Водночас заходи, пов'язані з трафіком, включають такі аспекти, як зменшення затримки, тремтіння та втрати пакетів, а також збільшення пропускної здатності [9].

2.2. Головні цілі TE(Traffic Engineering)

Цілі організації можна розділити на дві основні групи:

- Цілі, орієнтовані на трафік – Йдеться в основному про покращення QoS потоків трафіку.

У випадку Best Effort — це переважно втрата, у випадку кількох класів обслуговування також затримка.

- Ресурсно-орієнтовані цілі - Йдеться про оптимізацію використання ресурсів, зокрема здійснення ефективного управління смугою пропускання, уникаючи умов, коли частина ресурсів перевантажена, а частина використовується недостатньо [10].

З точки зору організації, загальну мету можна підсумувати як: мінімізація «тривалих» заторів або, якщо неможливо будь-яким чином уникнути заторів, забезпечити їх виникнення протягом якомога коротшого

періоду. Перевантаження зазвичай виникає, коли: ресурсів недостатньо щодо запропонованого навантаження або потоки трафіку неефективно розподіляються в мережі. Перший випадок можна вирішити за допомогою двох методів (також застосовних одночасно), таких як: механізми розширення пропускної спроможності та керування перевантаженням еластичного трафіку (контроль швидкості, контроль потоку, керування чергами, контроль планування тощо). З другим випадком може зіткнутися та керувати ТЕ, який повинен забезпечувати функціональність адаптивного механізму керування зворотним зв'язком, що складається з: набору взаємопов'язаних елементів мережі; система моніторингу продуктивності мережі, набір засобів керування конфігурацією [10].

Транспортний тунель встановлює політику контролю, спостерігає за системою за допомогою моніторингу, застосовує керуючі дії, щоб привести мережу в бажаний стан відповідно до визначеної політики. Дії можуть бути вжиті у відповідь на поточний стан або на основі прогнозів, отриманих за допомогою моделей перегляду. Що стосується контрольних дій, вони повинні включати як модифікацію параметрів керування трафіком (параметри планування, керування чергами), так і модифікацію параметрів, пов'язаних з маршрутизацією (метрики, витрати, шляхи), а також модифікацію атрибутів і обмежень пов'язані з ресурсами [11].

Функції управління трафіком, які надає MPLS Traffic Engineering:

- Розширює можливості стандартних IGP, дозволяючи маршрутизувати трафік різних класів у різний спосіб;
- Передає трафік через мережу, використовуючи комутацію MPLS, що означає підтримку всіляких VPN;
- При побудові маршруту враховує задані обмеження, наприклад, які ресурси необхідні цьому класу трафіку і скільки їх доступно на всіх вузлах і лініях по дорозі або якими лініями не можна будувати тунелі;

- Швидка перебудова шляхів відповідно до вимог у разі аварії;
- Періодична оптимізація шляхів.

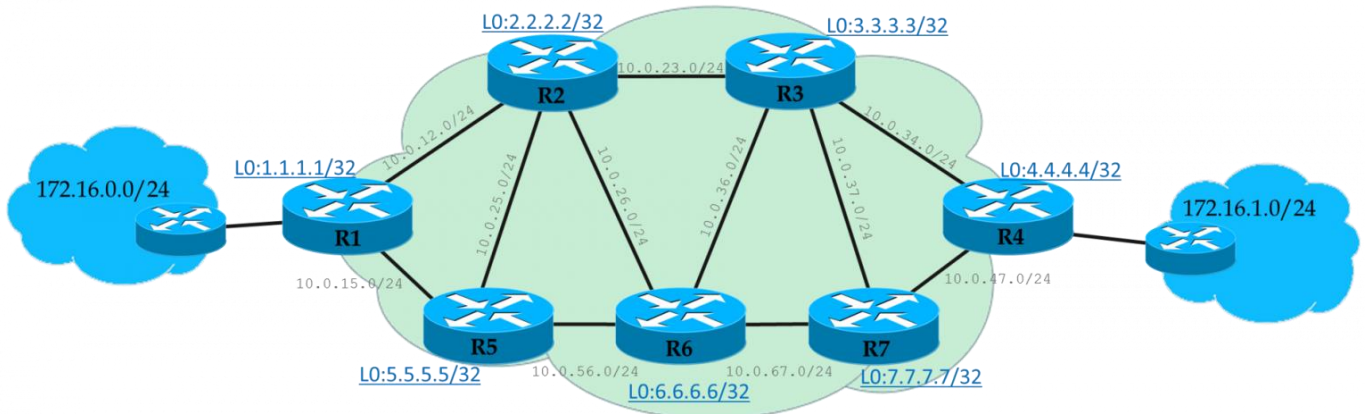


Рис. 2.2 Схема MPLS Traffic Engineering

2.3. Розподілення засобів

При визначенні еталонної архітектури з'явилася важливість наявності схеми маршрутизації на основі обмежень пропускної здатності для вибору найкращого шляху з урахуванням доступності мережевих ресурсів. Обмеження смуги маршрутизації (CVR) використовуючи, як вхідні дані атрибути, пов'язані з ТТ, атрибути, пов'язані з ресурсами, іншу інформацію про статус топології та на основі набору політик, це дозволяє визначити для кожного ТТ LSP, який задовольняє запити. Очевидно, що за допомогою цієї автоматизованої техніки рівень втручання та ручного налаштування зведено до мінімуму. Таким чином, використовуючи атрибути ТТ і ресурси, мережа може бути спрямована до оптимального стану конфігурації [12].

Що стосується DS-TE, методика базується на визначенні класів трафіку (типу класу), на які відображаються послуги, пропоновані в архітектурі мережі. Кожен клас пов'язаний із обробкою трафіку або політикою, яка гарантує дотримання вимог, зазначених в Угоді про рівень обслуговування.

Крім того, використовуються атрибути випередження, які дозволяють визначати TE class, задані парою CT, і пріоритети випередження. Якщо ми розглянемо 8 CT і 8 пріоритетів випередження, ми отримаємо максимальну кількість 64 TE class, на яких я можу належним чином відобразити потоки трафіку [13].

За визначенням, кожен ClassType(CT) ($0 \leq B \leq \text{Max CT}-1$) ви можете пов'язати обмеження діапазону BC ($0 \leq d \leq \text{Max BC}-1$) або набір обмежень пропускної здатності. Правила щодо обмежень пропускної здатності: максимальна кількість обмежень пропускної здатності, до яких CT застосовувати ці обмеження та як. Для кожного CT ми можемо визначити зарезервовану смугу (зарезервовано) як суму смуг, зарезервованих усіма LSP, що належать до CT.

Моделі, які дозволяють розподіл пропускної здатності, можуть бути різними і більшими ефективно переслідують такі цілі:

- Ефективність використання як в нормальних умовах, так і в умовах перевантаження;
- Ізоляція пропускної здатності, яка виникає, коли один CT не може задіяти пропускну здатність іншого CT;
- Захист від погіршення QoS, принаймні для високопріоритетних CT ;
- Простота використання.

Зазвичай використовуються три техніки:

- Модель максимального розподілу - MAM; (rfc 4125);
- Максимальний розподіл з резервуванням - MAR; (rfc 4126);
- Різницево-далекомірний метод – RDM; (rfc 4127).

Метод MAM надзвичайно простий. Це передбачає визначення для кожного CT власного максимального обмеження пропускної здатності. У випадку, якщо сума діапазонів CT менша або дорівнює максимальному

діапазону, доступному в каналі зв'язку, кожному СТ призначається своя частина діапазону (ізоляція), але за цією методологією спільне використання смуги пропускання між СТ не допускається (незначна ефективність) [13].

Метод MAR подібний до МАМ, однак він вносить певний динамізм, дозволяючи змінювати розподіл смуги для кожного КТ на основі фактичного споживання, що експлуатується окремими КТ. Розподіл пропускної здатності на каналі ґрунтується на трьох елементах, таких як оцінка смуги, необхідної для кожного СТ, смуга, яка фактично використовується кожним СТ, і, нарешті, стан зайнятості смуги каналу. Обов'язком LSR є моніторинг значення трьох елементів, а часовий інтервал, протягом якого вносяться зміни, може бути будь-яким (секунди, хвилини, години, дні, тижні тощо).

Метод RDM (рисунок 2.3) передбачає, що кожен СТ має доступну смугу, що дорівнює сумі смуг, які можуть бути розподілені для нижчих класів, плюс її власний компонент. Отже, якщо СТ нижчих класів використовують невелику пропускну здатність, залишок буде доступний для СТ, який розглядається. Ця методика передбачає, що максимальна кількість ВС (обмеження смуги) дорівнює максимальній кількості СТ = 8; усі LSP з СТ повинні використовувати не більше ВС ($b \leq c \leq 7$ і BC_b , де $b = 1 \dots 7$). Дозволяючи спільне використання смуги пропускання, RDM, на відміну від двох попередніх моделей, забезпечує високу ефективність і водночас забезпечує високий ступінь ізоляції між класами, а також захист від погіршення QoS у всіх класах. Однак ізоляція між класами гарантується лише за умови використання випередження [14].

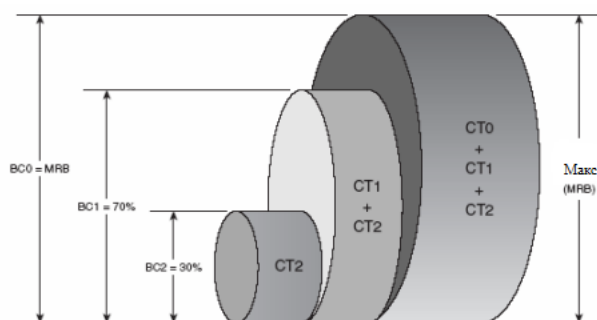


Рис. 2.3 Розподіл смуг відповідно до RDM.

Відповідно до порівняння з двома іншими моделями на основі щойно описаних характеристик і цілей DS-TE, RDM є найкращим вибором для нашої еталонної архітектури, тобто такою, яка ближче до вищезазначених цілей.

ВИСНОВКИ ДО РОЗДІЛУ 2

У другому розділі кваліфікаційної роботи розглянули оптимізацію мережі нового покоління та види архітектури. Кроки, для досягнення процесу оптимізації: розуміння та ідентифікація, моніторинг, вимірювання, менеджмент і розв'язання. Оптимізація значно підвищить ефективність і час безперебійної роботи на основі мережі NGN. Моделюється оптимізована NGN, щоб спостерігати вплив факторів якості на продуктивність голосу.

Архітектура NGN переносить функціональність центрального ядра на край мережі. Результатом є розподілена мережева інфраструктура, яка використовує нові, відкриті технології, щоб значно знизити вартість виходу на ринок, підвищити гнучкість і забезпечити як передачу голосу з комутацією каналів, так і даних з комутацією пакетів. Інтегровані послуги принесуть комунікаційному ринку мільярди доходів, однак дослідження та розробки для NGN все ще не відповідають реальним потребам суспільства. З іншого боку, архітектура Інтернету та мереж на основі IP швидко розвивається до такої, де надання послуг, надійність і масштаб стають найважливішими.

MPLS Traffic Engineering (TE) - функція вибору тунелю на основі класу, дає змогу динамічно маршрутизувати та пересилати трафік із різними значеннями рівня обслуговування (CoS) на різні тунелі (TE), між одним і тим самим головним вузлом тунелю та одним кінцевим вузлом.

РОЗДІЛ 3.

МЕТОДИ МАРШРУТИЗАЦІЇ ТА ЇХ ОПТИМІЗАЦІЯ

Проблема визначення тунелів і, отже, відповідного набору LSP, які його утворюють на основі топології мережі та запитів, представлених користувачами, природно піддається моделюванню відповідно до підходу. Проблема мультисервісного потоку (MCFP), типова проблема, яка виникає в мережі, через яку потрібно надсилати потоки, і яку можна вирішити за допомогою методів, доступних дослідження операцій [15].

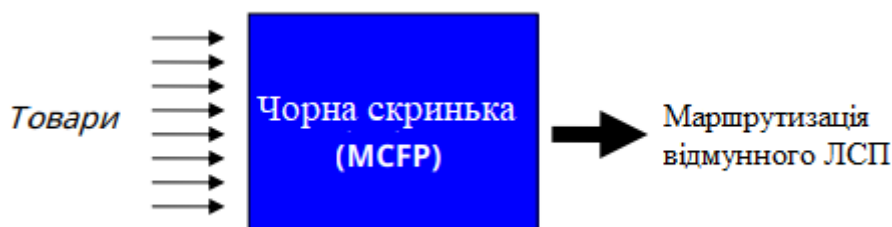


Рис. 3.1 Схема MCFP

Очевидно, що пошук оптимальної конфігурації шляхів для налаштування LSP має здійснюватися у двох різних фазах життєвого циклу мережі. Перша фаза стосується стану в автономному режимі, якому початкова оптимальна конфігурація шукається на ненавантаженій мережі. Згодом, коли мережа запуситься, вона перейде в онлайнний, динамічний і дуже змінний стан, у якому будуть отримані запити на встановлення нових LSP, які можуть бути не задоволені. Йдеться про визначення неоптимальної конфігурації, яка має на меті забезпечити ресурси трафіку з вищим пріоритетом і збалансувати навантаження на мережу. Для першого етапу пропонується використовувати MCFP, розв'язаний методом генерації стовпців, який пропонує значні обчислювальні переваги. Другий етап більш складний і так запропонувати дві техніки, які використовують випередження,

перший заснований на підході локальної та поетапної оптимізації, тоді як другий заснований на повторній оптимізації глобального шляху. Крім того, також пропонується гібридне рішення, яке реалізує дві методики в одній мережі [15].

3.1. Мультисервісні потоки та їх проблеми

Класична проблема передачі максимального потоку ресурсів між двома вузлами мережі (проблема максимального потоку MFP) може бути як узагальнена, так і ускладнена з переходом до MCFP: необхідно визначити шлях, який максимізує потік, що надсилається на вихідний вузол, фактично це може змінитися на потребу задовольнити запити на надсилання кількох потоків певної сутності між безліччю пар вузлів джерело-колодязь, таким чином створюючи більш складний сценарій, у якому виникають нові потреби [16]. Цей більш складний сценарій можна використовувати для моделювання безлічі реальних ситуацій, пов'язаних із мережами різних типів: на додаток до випадку телекомунікацій, можна подумати про дорожню мережу, де повинні бути встановлені потоки громадських транспортних засобів, мережі розподілу енергії або навіть мережі з'єднання схем НВІС MCFP можна схематично назвати так:

1. Орієнтований графік $G(V,E)$;
2. Пари (r_1, C_1) та (r_k, C_k) вузлів V ;
3. Невід'ємна дугозахисна здатність $u \in R^{|E|}$;
4. Невід'ємні запити d_1 та $d_k \in R$, які необхідно задовольнити;

,де кожного $i = 1, \dots, k$ ми повинні знайти, а (гв, св)-потік x_v варто d_v , так що для кожної дуги обмеження ємності виконані ($\forall e \in E$ повинні мати $\sum_{i=1}^k x_e^i \leq u_e$).

Пари (r_v, c_w) вони беруть назву товару, і в цій дискусії передбачається, що він завжди існує $r_v \neq c_w$. Ми також можемо ввести варіант задачі для неорієнтованих графів, який передбачає заміну кожної неорієнтованої дуги $e = (v, w)$ з двома орієнтованими арками $(v, w), (w, v)$ і подальша ідентифікація потоків x_1, \dots, x_k , так що для кожної дуги $e = (v, w)$, виходить:

$$\sum_{i=1}^k x_{vw}^i + x_{vw}^i \leq u_e \quad (3.1)$$

Якщо додати обмеження, що потоки мають ціле значення, отримана проблема називається цілочисельною проблемою багатотоварного потоку і є окремим випадком MCFP, який часто зустрічається в реальності. Однак це важко вирішити, навіть у простому випадку двох товарів, які повинні бути задоволені, і ємності одиничних дуг [17-18].

$$f_{x^i}(v) = 0 \quad \forall i = 1 \dots k, v \in V \setminus \{r_i, s_i\} \quad (3.2)$$

$$f_{x^i}(s_i) = d_i \quad \forall i = 1 \dots k, v \in V \quad (3.3)$$

$$\sum_{i=1}^k x_e^i \leq u_e \quad e \in E \quad (3.4)$$

$$x_e^i \geq 0 \quad \forall i = 1 \dots k, e \in E \quad (3.5)$$

, де $f_{x^i}(\cdot)$ позначає потік d^i і мережа, пов'язана з вузлом. Проблему можна вирішити вчасно можна використовувати поліном і простий метод лінійного програмування.

$$\sum_{i=1}^{n_i} z_{ij} X_e^{p_{ij}} \leq x_e^i, \forall e \in E \quad (3.6)$$

$$\sum_{i=1}^{n_i} z_{ij} \leq d^i, \forall e \in E \quad (3.7)$$

Таким чином, МСФР дробової природи, відповідає ідентифікації набору шляху невід’ємних дійсних чисел P_{ij} , що відповідають z_{ij} відносини:

$$\sum_{i=1}^{n_i} z_{ij} = d^i, \forall i = 1, \dots, k \quad (3.8)$$

$$\sum_{i=1}^k \sum_{j=1}^{n_i} z_{ij} X_e^{P_{ij}} \leq u_e, \forall e \in E \quad (3.9)$$

Це знову лінійна система, але ми повинні звернути пильну увагу на той факт, що відбулося величезне збільшення задіяних змінних. Дійсно, для реальних задач навряд чи можна написати всю систему, тому необхідно вдаватися до засобу, який дає змогу зробити формулювання придатним для читання в розширеній формі: не всі змінні P_{ij} , але лише підмножина з них відповідно до підходу широкого вирішення z_{ij} використовується в комбінаторній оптимізації, яка носить назву “Генерація стовпців” (генеруються лише ті шляхи, які відповідають необхідним стовпцям матриці) [19].

Перший крок полягає в тому, щоб перетворити початкову задачу розв’язування лінійної системи на задачу максимізації. Для цього їй необхідно додати для кожного $i = 1, \dots, k$ вузол r'_i і дуга (r'_i, r_i) ємністю d_i .

Відповідно до цього підходу форма задачі максимізації, якщо вона позначається P , множина всіх можливих шляхів між парами (r_i, s_i) , це призводить до [19]:

$$\max \sum_{p \in P} x_p \quad (3.10)$$

$$s.t. \sum_{p \in P} x_p X_e^p \leq u_e \quad \forall e \in E \quad (3.11)$$

$$x_p \geq 0 \quad \forall p \in P \quad (3.12)$$

Тому ми намагаємося максимізувати потоки x_p невід'ємного характеру, з обмеженням, що пропускна здатність кожної дуги перевищена. Остаточну форму задачі максимізації, яку ми розв'язуємо, можна отримати за допомогою трьох останніх кроків:

1. Вводить вільну змінну x_e для кожної дуги $e \in E$;
2. Визначає матрицю $[AI]$ отриманий об'єднанням матриці інцидентів дуг-шляхів відносно всіх шляхів набору P до однакової матриці I порядку $|E|$
3. Вводиться вектор $w \in R^{|P||E|}$ елементи якого мають унітарне значення, коли відповідають шляху $p \in P$ і нульове значення, якщо відповідає дузі $e \in E$. Таким чином, проблема у векторній формі полягає в тому, що:

$$\max \quad w^T x \quad (3.13)$$

$$s.t. \quad [AI]x = u \quad (3.14)$$

$$x \geq 0 \quad (3.15)$$

Таким чином, система лінійних нерівностей зводиться до одного із завжди лінійних рівнянь, яке становить набір фундаментальних обмежень проблеми лінійне програмування, яке розглядається не повністю, а лише частково, яке крок за кроком доповнюється змінними, які його

характеризують, щоб визначити оптимальне рішення з найменшим можливим тягарем [20].

Перевірка оптимальності бази може бути виконана шляхом обчислення розв'язку у пов'язаної подвійної задачі та відповідає перевірці того, чи дотримуються подвійні обмеження. Подвійні обмеження поділяються на два типи: ті, що відповідають змінним дуги та ті, що відповідають змінним шляху.

Обмеження, що відповідають дугам, легко перевірити, оскільки вони вимагають цього для кожної $e \in E$, має бути y_e негативний. Якщо для деяких I ми маємо $y_e < 0$, то вводимо його в основі. Тепер припустимо, що ми маємо всі невід'ємні дугові змінні. Перевірка обмежень шляху набагато складніша, тим більше, що їх кількість може бути дуже великою. Обмеження подвійного шляху може бути виражене для кожного $p \in P$ як:

$$y^r X^p \geq 1 \quad (3.16)$$

Це можна перевести в умову, що кожен шлях p має пов'язану подвійну вартість принаймні одиничної вартості. Для кожної пари (r_B, c_B) тому можна перевірити, чи визначені шляхивони є оптимальними завдяки застосуванню "Алгоритм Дейкстри", використовуючи невід'ємність витратр I ідентифікація найкоротшого шляху з вартістю менше 1 означає, що набору шляхів, визначених для пари, недостатньо для вирішення проблеми, тому необхідно додати інші [21].

Після обчислення z можна визначити індекс, який потрібно видалити, відповідно до процедури, яка включає вибір елемента j від x_j , він має додатний знаменник i є найменшим із можливих [22].

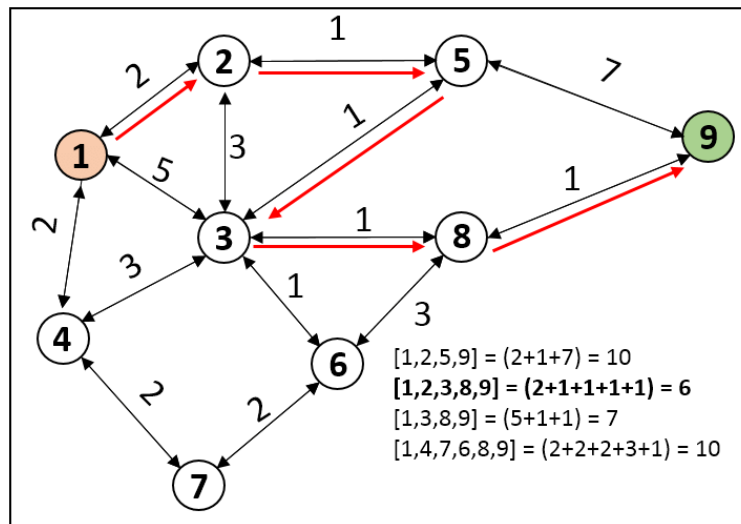


Рис. 3.2 Схема “Алгоритм Дейкстри”

Якщо оптимальність не перевірена, то виникає потреба вибрати індекс j , відповідний елемент якого залишає базу. Якщо індекс елемента, який вставляється в основу, є дугою I , переходимо до усунення несправностей системи $\mathbf{Vz} = \mathbf{l}_e$, інакше є запис, а потім система вирішується $\mathbf{Vx} = \mathbf{X}^p$.

Підсумовуючи, можна зазначити, що завершення розглянутого алгоритму не гарантовано, оскільки вхід і вихід елементів з бази можуть мати конотації циклу, який однак цього можна уникнути, використовуючи відповідні запобіжні заходи (наприклад, лексикографічний підхід може бути прийнятий у виборі елемента, який буде вивільнено).

3.2. Пристосування алгоритму

Алгоритмічна процедура-генерація стовпців для рішення MCFP, необхідно адаптувати до конкретної досліджуваної ситуації, особливо для того, щоб отримати вигоду з точки зору обчислювальної ефективності. Як ми бачили, фундаментальна операція, яка виконується на кожній ітерації, полягає у перевірці оптимальності згенерованих шляхів. Якщо умова не

виконується, проблема розширюється шляхом додавання нових шляхів і вставлення нових стовпців і продовження [23].

У досліджуваному сценарії, який, слід пам'ятати, передбачає визначення тунелів у DiffServ через мережу MPLS, стовпці відповідають шляхам комутації міток, ідентифікованим для передачі інформації між периферійними маршрутизаторами, зазначеними у списку товарів.

Запуск алгоритму вимагає визначення початкового рішення, яке відповідає обмеженій проблемі: можливостей багато, а також існує багато способів їх реалізації, і після кількох оцінок було вирішено почати з визначення числа, змінного між 1 і 10, початкових допустимих LSP для кожного товару, відповідно до філософії більшої роботи на початку з надією на можливість полегшити наступну роботу. Таким чином, уже на першій ітерації існує велика кількість змінних і обмежень, з якими потрібно мати справу, що може мати значний вплив з точки зору скорочення часу ідентифікації рішення [23].

Процедура вибору початкових шляхів кожного пакету має евристичний характер і дозволила отримати вихідні рішення хорошої якості: для кожного товару використовується “Алгоритм Дейкстри” для ідентифікації шляху з мінімальною затримкою, отже, для визначення нового path, ідентифікується дуга мінімальної смуги (вузьке місце) поточного шляху, вона усувається з графа, а потім ідентифікація шляху з мінімальною затримкою повторюється між тими самими крайніми вузлами. Цю операцію можна повторювати потрібну кількість разів або доки не буде знайдено шлях між цікавими вузлами. Звичайно, якщо вартість затримки шляху вища за максимальну, дозволена пакетом, шлях не приймається. Розібравшись з процедурою ідентифікації початкових шляхів, можна нарешті представити розроблений алгоритм. Основою для його визначення стала робота проведена А. Серроне, сценарій був простішим, враховуючи необхідність ідентифікації набору LSP,

які дозволили б встановити зв'язок відповідно до параметрів пропускної здатності та затримки, необхідних користувачеві [23].

Новизна в цьому дослідженні представлена введенням нового параметра дуги, який збігається з вартістю, понесеною для кожної одиниці використаної смуги. З часом були визначені найрізноманітніші функції вартості дуги, починаючи від дуже простих форм і константи до складних виразів, що містять велику кількість факторів. Розумне рішення, яке можна було б прийняти, було б результатом поєднання двох різних підходів: одного, за якого вартість збігається із затримкою, пов'язаною з дугою, і іншого, за якого вартість залежить від зайнятості дуги. Смуга відповідно до лінійно зростаючої функції передбачає експоненціальне зростання, коли перевищено певний відсоток зайнятості (основна ідея полягає в тому, щоб не заохочувати використання зв'язків, які вже активно експлуатуються, щоб уникнути явищ перевантаження). Однак неможливо вдатися до цього рішення, оскільки з часом буде відбуватися еволюція витрат, характерна для онлайн-стану мережі, що виходить за межі наших інтересів. Отже, остаточним вибором була проста, але широко поширена функція, яка пов'язує вартість, рівну її затримці, з дугою, збільшену на величину, пропорційну її налаштуванню і витратам на керування. Слід зазначити, що вартісний параметр, як правило, не має однозначно визначеного характеру, але, залежно від трактатів і авторів, він може бути грошовим і немонетарним. Єдиної орієнтації з цього приводу немає [24].

Мета в цьому випадку полягає в тому, щоб ідентифікувати набір LSP, здатних задовольнити товари і які мають загальну мінімальну вартість. Для кожної $e \in E$ графіка $G(V,E)$ розглядаються три параметри:

- затримка d_e ;
- пропускна здатність b_e ;
- вартість c_e .

Набір товарів, які повинні бути задоволені, позначається C і кожен товар $k \in C$, ідентифікується за допомогою четвірки параметрів (s_k, t_k, B_k, D_k) , де s_k і t_k представляють походження і адресат спілкування, B_k необхідна пропускна здатність, D_k максимальна дозволена затримка. На кожен товар $k \in C$ позначається P_k множина відповідних допустимих шляхів, тобто шляхів, які дотримуються обмеження на максимальну затримку [24].

Отримане математичне формулювання таке:

$$\min \sum_{p \in P_k} c_p f_p \quad (3.17)$$

$$s.t. \sum_{p \in P_k} f_p \leq B_k \quad \forall k \in C \quad (3.18)$$

$$\sum_{p \in P_k: e \in E} f_p \leq b_e \quad \forall e \in E \quad (3.19)$$

$$f_p \geq 0 \quad \forall p \in P \quad (3.20)$$

Обмеження (3.18) виражає той факт, що для кожного товару повинні бути визначені шляхи, які дозволяють задовольнити запит на пропускну здатність, тоді як (3.19) виражає той факт, що трафік на кожній дузі не може перевищувати доступну смугу.

На кожній ітерації процедури вирішення проблеми доступна підмножина $Q \subseteq P$ множини всіх допустимих шляхів, яка використовується для визначити обмежену задачу, оптимальне рішення якої f^* передається, яке перевіряє його оптимальність для повної проблеми, він також відмінно

підходить для завершення, проблему вирішено, інакше L^k надає набір шляхів, які розширюють зменшену проблему та мають сприяти покращенню значення цільової функції та наближення до оптимуму. Нову обмежену проблему вирішено, і ми продовжуємо, як і раніше. L^k поділу має завдання вирішити цю проблему:

$$\min \sum_{p \in Q} c_p f_p \quad (3.21)$$

$$(z_k) \quad \sum_{p \in k} f_p \leq B_k \quad \forall k \in C \quad (3.22)$$

$$(y_e) \quad \sum_{p \in Q: e \in p} f_p \leq b_e \quad \forall e \in E \quad (3.23)$$

$$f_p \geq 0 \quad \forall p \in Q \quad (3.24)$$

Оптимальність відповідного f^* відбувається шляхом проходження розв'язку двоїстої задачі:

$$\max \sum_{k \in C} B_k z_k - \sum_{e \in E} b_e y_e \quad (3.25)$$

$$(f_p) \quad z_k - \sum_{e \in p} y_e \leq c_p \quad \forall p \in Q \quad (3.26)$$

$$y_e \geq 0 \quad \forall e \in E \quad (3.27)$$

Після обчислення первинного рішення f^* та відповідний двоїстий розв'язок (z^*, y^*) , ідентифікація стовпця для додавання до основної проблеми

відповідає пошуку порушеного подвійного обмеження i , отже, шляху $p' \in P \setminus Q$, що маємо:

$$z_k^* - \sum_{e \in p'} y_e^* \leq c_{p'} \quad (3.28)$$

Оскільки вартість ходьби можна виразити як суму витрат дуг, які її складають $(c_p = \sum_{e \in p} c_e)$, щойно побачену нерівність можна переписати так:

$$\sum_{e \in p'} (c_e + y_e^*) \leq z_k^* \quad (3.29)$$

3.3. Покращення динамічної маршрутизації

У той момент, коли людина переходить від офлайнового до онлайнового стану мережі, сценарій дослідження радикально змінюється, а труднощі, з якими доводиться стикатися, значно зростають. Статус офлайн передбачає статичну ситуацію, з якою можна впоратися відносно легко: усі запити на передачу даних, створені користувачами, відомі та визначені в параметрах, які їх характеризують (у нашому випадку: маршрутизатор джерела, маршрутизатор призначення, запитана пропускна здатність, клас обслуговування) і можуть задовольнятися шляхом оптимальної ідентифікації набору LSP в мережі. Якщо ми посилаємося на часову еволюцію мережі MPLS, це так статус офлайн зазвичай його ототожнюють з моментом $t = 0$, коли в мережі ще немає даних, і всі ресурси пропускної здатності доступні без обмежень [25].

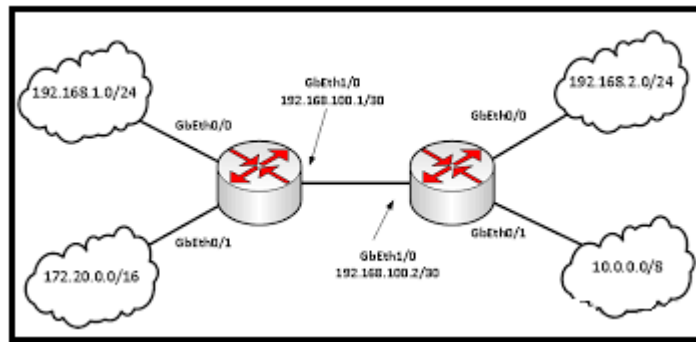


Рис. 3.3 Динамічна маршрутизація

Як видно з попереднього розділу, проблема ідентифікації набору оптимальних LSP може бути змодельована як MCFP і генерація стовпців це являє собою ефективну методологію вирішення, яка дозволяє обійти труднощі, пов'язані з великим розміром проблеми. У випадку збув онлайн, мережа знаходиться в динамічній ситуації і піддається безперервній еволюції: те, що характеризує сценарій, це наявність процесу надходження нових запитів користувачів, які повинні бути задоволені за допомогою наявних на даний момент ресурсів. Насправді кожен новий запит виникає в момент $t > 0$, коли в мережі вже визначено набір LSP, щоб задовольнити запити, подані раніше. Тому частина мережевих ресурсів уже використовується і не може бути використана. Тоді можливості визначення нових LSP сильно обмежені, і, що дуже важливо, умова загальної оптимальності LSP, визначених у мережі, наприклад отримана офлайн у $t = 0$ він більше не досягається: нові LSP, визначені для задоволення нового запиту, фактично оптимізовані щодо поточної ситуації в мережі та поточних LSP. У перший момент часу $t > 0$, коли відбувається встановлення нового LSP, загальна оптимальність, досягнута за $t = 0$, порушується. Подальше ускладнення онлайн-сценарію впливає з того факту, що мережа MPLS через DiffServ реалізує механізми, за допомогою яких товари вищого класу обслуговування можуть не тільки отримувати доступ до мережевих ресурсів, доступних на момент їх представлення, але також можуть використовувати ресурси LSP, визначені для товарів нижчого класу обслуговування [25].

Політика інженерії трафіку вважає трафік, створений у межах певного класу послуг, більш цінним, ніж трафік нижчих класів, і, отже, дозволяє розбити LSP, які передають дані нижчих класів, щоб звільнити ресурси та дозволити передачу даних вищі класи [25].

Механізм зменшення викидів називається “випередження”. Знищення набору LSP і подальше встановлення нового LSP, пов’язаного з вищим класом обслуговування, не є єдиними операціями, які виконуються, коли представлений новий запит і доступних ресурсів недостатньо: наступний необхідний крок представлений процес перенаправлення, за допомогою якого здійснюється трафік транзит на збитих LSP перенаправляється на нові LSP. Звичайно, зміна маршруту є додатковим ускладнюючим фактором для онлайн-динаміки [25].

У загальній схемі реалізації динамічної маршрутизації можна виділити три основні компоненти:

- Функція оцінки;
- Предикат обмеження;
- Алгоритм для визначення нового LSP.

Функція оцінки відіграє керівну роль в ідентифікації нового LSP і може розглядатися, як еквівалент цільової функції в задачі оптимізації: для кожного LSP, здатного задовольнити новий запит користувача, вона визначає числове значення, яке вказує на “добро” LSP у задоволенні конкретного запиту. Його форма не ідентифікована однозначно, але може набувати найрізноманітніших структур із залученням найрізноманітніших параметрів, які відображають особливі інтереси оператора мережі. Якщо метою є, наприклад, обмеження ймовірності блокування мережі, а термін, який враховує балансування навантаження в мережі та, отже, як трафік розподіляється шляхом вибору нового LSP. Якщо, з іншого боку, ви намагаєтеся мінімізувати використання ресурсів, ви можете вставити термін,

який вважає більш вигідними LSP, пов'язані з меншою кількістю переходів [26].

Предикат обмеження - це умова, яку необхідно перевірити, щоб відрізнити придатні для використання посилення та посилення, які не можна використовувати для задоволення нового запиту. Таким чином, можна ідентифікувати набір, що складається з LSP, які можуть задовольнити новий запит і серед яких вибрано новий шлях маршрутизації. можлива умова для родового лука є [26]:

$$\sum_{p \in P: e \in p} f_p + B_k \leq b_e \quad (3.30)$$

3.4 Визначення динамічної маршрутизації на основі “випередження”

Для того, щоб визначити процедуру маршрутизації в онлайн-стані мережі, також важливо визначити процедуру випередження, яка вказує, як має відбуватися вибір LSP, які мають бути збиті. З цією метою в цьому розділі, зробивши необхідні передумови та ввівши необхідні елементи, ми спочатку приступимо до введення двійкового лінійного програмування (PL01) для оптимальної ідентифікації шляхів, які потрібно розбити, а потім для визначення евристики, яка дозволяє ідентифікувати якісні рішення проблеми випередження, стикаючись із меншими обчислювальними витратами [27].

Формулювання нового MCFP визначено щодо графіку, отриманого шляхом модифікації вихідного графіку мережі.

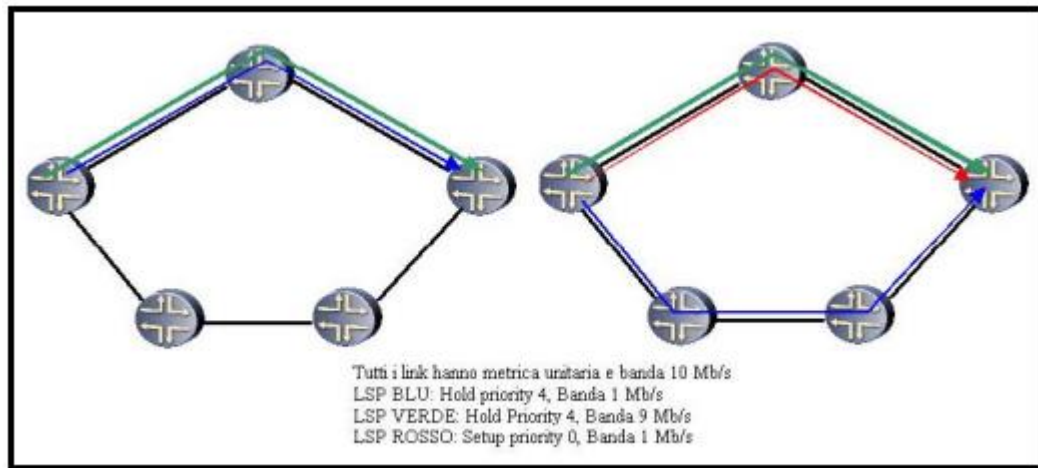


Рис. 3.4 Приклад випередження з перенаправленням LSP

Розглянемо надходження запиту на передачу даних, ідентифікованого товаром $(s_k, t_k, B_k, D_k, \sigma_k)$. Якщо задоволення запиту діапазону B_k робить необхідним оперувати випередженням, LSP, які потрібно скоротити, вибираються серед тих, що мають пріоритет $\sigma > \sigma_k$, щоб досягти кількості:

$$bwToFree_e^k = B_k - freeBW_e \quad (3.31)$$

, представляє загальну вільну смугу на дузі та задовольняє пакет k [27].

Зокрема, використовується мультиграф $M(V, F)$, тобто графік, у якому допустимо, щоб кратність дуг сполучала одну і ту ж пару вузлів. Потреба у використанні цього спеціального типу графіку впливає з того факту, що для кожної дуги інформація може бути надіслана або з використанням вільної смуги, яка не використовується LSP, або з витісненням: використання двох типів смуги передбачає різні витрати, оскільки випередження передбачає додаткові витрати на управління, і, отже, для кожної дуги $e \in E$ початкового графіку в мультиграфі визначено дві паралельні дуги f і f' , одна з яких має ємність, рівну вільній смугі e , а друга має ємність дорівнює смугі витіснення e (рис 3.6) [28].



Рис. 3.5 Дві паралельні дуги f і f'

Щоб змодельовати той факт, що в кожній дузі початкового графа спочатку використовується вільна смуга, а потім, зрештою, використовується та, яку можна отримати за допомогою випередження, вартість дуги, пов'язаної з витісняючою смугою, можна визначити як кратну вартості дуга, пов'язана з вільною смугою пропускання: коефіцієнт множення, який також має на меті перешкодити використанню випередження, може бути встановлений однаковим для всіх дуг або, якщо це вважається доцільним і зручним, також диференційований по відношенню до зборів за випередження, які потенційно вони можуть бути змушені зіткнутися [28].

Мультиграф $M(V,F)$ він побудований таким чином:

- набір вузлів V збігається з вихідним графіком $G(V,E)$;
- набір арок F включає дві арки (i,j) і $(i,j)'$ для кожної дуги $(i,j) \in E$;
- параметри дуги $(i,j) \in F$ встановлюються рівними:
 - $d_{ij} = d_{ij}$
 - $b_{ij} = freeBW_{ij}$
 - $c_{ij} = c_{ij}$
- параметри дуги $(i,j)' \in F$ встановлюються рівними:
 - $d_{ij'} = 0$
 - $b_{ij'} = preempt_e^\sigma$
 - $c_{ij'} = \theta c_{ij}$

Зверніть увагу, що параметри, присутні в правій частині рівностей, є параметрами дуги $\in E$. Фактор θ , що примножує вартість пересилання одиниці потоку на дугах, пов'язаних із смугою витіснення, є достатньо

великим позитивним значенням, яке має важливий ефект використання спочатку вільної смуги для кожної дуги, а потім, можливо, смуги витіснення. Затримка арки (i, j) отже, його можна встановити на нуль, оскільки смуга, яку можна витіснити, використовується лише після того, як буде використано всю доступну вільну смугу, а отже, лише після того, як інформація про дугу буде надіслана $(i, j) \in I$, відчувачи відносну затримку, які не потребують додаткового розгляду [28].

Новий МСФР вирішується на мультиграф $M(V, F)$, ніж подинці товар $(s_k, t_k, B_k, D_k, \sigma_k)$, пов'язані з новим запитом.. У разі проблеми не визнає k рішення, можна зробити висновок, що новий запит не може бути задоволений, навіть вдавшись до випередження. Якщо, з іншого боку, рішення існує, ми отримуємо набір шляхів мінімальної вартості, які дозволяють відправити потік B_k від вузла s_k до вузла t_k . Як процедурами знову можемо прийняти генерацію стовпців, маючи на увазі, що між ними МСФР є відмінності, які впливають лише на розмірність проблеми: ми розглядаємо мультиграф замість графа з подвоєною кількістю дуг і один товар замість множини товарів [29].

Рішення МСФР визначає розмір смуги кожної дуги мультиграфа $M(V, F)$ він повинен бути використаний для задоволення нового запиту i , отже, дозволяє встановити, які дуги, на яких має бути виконано випередження, і кількість смуги, яка повинна бути звільнена. Після ідентифікації цих дуг їх відповідники знову розглядаються на графіку $G(V, E)$ і для кожної з них виконується процедура випередження відповідно до методів, представлених у наступній частині обговорення [29].

3.5. Вибірка LSP

З цього моменту увага буде зосереджена на процедурі випередження, яка працює на загальній дузі $\in E$ графіка (отриманого через роздільну здатність MCFP, представленого вище), і всі міркування стосуватимуться однієї дуги, взятої як приклад. Щоб полегшити розбірливість формулювань і полегшити позначення, індекс і позначення загальної дуги будуть матися на увазі протягом наступного обговорення, якщо відповідним чином не виділено спеціальні потреби та випадки. Ми представляємо набір LSP, що проходять через загальну дугу та мають нижчий пріоритет (чисельно вищий), ніж σ_k поточного товару, який вимагає визначення нового LSP. Для кожного Ψ ви можете ідентифікувати групу f стор. З цього використовуваний і відповідний пріоритет σ стор, франшиза з чотирикратної ідентифікації товару який був визначений LSP. Це також визначено для кожного Ψ параметр вартості t стор, що використовується як додаток у функції оцінки і приймає просту форму лінійної функції в пріоритеті LSP [30]:

$$t_p = 8 - c_p \quad (3.32)$$

Через цю форму вартість LSP зростає лінійно в міру збільшення. Параметр, вставлений у функцію оцінки t_p моделює зацікавленість в обмеженні скорочення LSP, які є більш важливими, і у звільненні ресурсів шляхом скорочення неважливих LSP [30].

Необхідно знайти змінну рішення, що лежить в основі проблеми оптимізації оптимальний набір LSP, який потрібно розбити, і представлений

булевым вектором $x \in \{0,1\}^{|\Psi|}$, що має стільки компонентів, скільки є LSP, які можна знищити, і чий загальний елемент визначається наступним чином:

$$x_p = \begin{cases} 1 & \text{se } l' \text{ LSP } p \in \Psi \text{ збитий} \\ 0 & \text{інакше} \end{cases} \quad (3.33)$$

Допустимий набір описується єдиним лінійним обмеженням, яке моделює необхідність розбити набір $l' \text{ LSP } \Psi^r \subseteq \Psi$ наприклад, щоб звільнити смугу, що дорівнює або перевищує цю $bwToFree_k^k$, що необхідні для задоволення нового пакету k:

$$\sum_{p \in \Psi^r} f_p \cdot x_p \geq bwToFree_k \quad (3.34)$$

Що стосується цільової функції, то в цілому переслідуються три цілі: мінімізувати пріоритет знищених LSP, мінімізувати кількість убитих LSP, мінімізувати вільну пропускну здатність. Три відповідні елементи, присутні у функції, лінійно комбінуються відповідно до дійсних коефіцієнтів α, β, γ , який повинен бути відповідного розміру, щоб визначити їхню відносну вагу в керівництві оптимальним вибором допустимих рішень [30].

Тоді цільова функція набуває вигляду:

$$\sum_{p \in \Psi} [\alpha(t_p \cdot x_p) + \beta x_p + \gamma(f_p \cdot x_p)] \quad (3.35)$$

Перше доповнення підсумовування штрафує за усунення важливих

LSP, що характеризуються низькими значеннями пріоритету i , отже, високими значеннями функції вартості. Другий – це просто сума кількості знищених LSP, помножена на відповідний коефіцієнт витрат. Нарешті, третій доданок дорівнює сумі смуг, звільнених від скорочення, помноженій на штрафний коефіцієнт γ [31].

Якщо прийнято векторне позначення, використовуючи вектори $t, f \in R^{|\Psi|}$, щоб представити витрати та зайняту смугу пропускання витісняючих LSP та вектора 1 , а $|\Psi|$ відповідно унітарних компонентів, задачу оптимізації процедури випередження можна записати так:

$$\min \alpha(t^T \cdot x) + \beta(1^T \cdot x) + \gamma(f^T \cdot x) \quad (3.36)$$

$$s.t. \quad f^T \cdot x \geq bwToFree_k \quad (3.37)$$

$$x \in \{0,1\}^{|\Psi|} \quad (3.38)$$

Введену задачу необхідно розв'язати для кожної дуги графіку, на яку впливає випередження. Однак її вирішення стикається зі значною перешкодою: проблема є **NP-Hard**, тому її може стати неможливим вирішити у великих мережах, у яких дуже велика кількість LSP постійно встановлюється, модифікується та знесені [31].

Щоб подолати труднощі, вводиться проста евристика, яка дозволяє ідентифікувати якісні рішення для задачі оптимізації, використовуючи просту в реалізації процедуру. Вибір LSP, які потрібно виключити, зокрема, керується функцією оцінки $C(\cdot)$, який пов'язує значення з кожним LSP Ψ на основі трьох попередніх цілей вводиться у вигляді:

$$S(p) = \alpha \cdot t_p + \beta \frac{1}{f_p} + \gamma (f_p - bwToFree_k)^2 \quad (3.39)$$

Перше додавання представляє вартість, пов'язану з кожним LSP. Другий додаток спрямований на мінімізацію кількості знищених LSP, включаючи коефіцієнт штрафу $\frac{1}{f_p}$ обернено пропорційно смузі, зайнятій розглянутим LSP: це сприяє зменшенню кількості LSP, які займають більшу смугу та здатні звільнити необхідну смугу в меншій кількості. Третій додаток орієнтує вибір скорочення на LSP вони означають найменшу втрату звільненої смуги пропускання, включаючи фактор $(f_p - bwToFree_k)^2$, де k представити різницю між звільненою смугою та необхідною (зведення у квадрат має завдання зробити різницю ще більш очевидною). Для визначення розмірів α, β та γ можете звернутися до формули [3.27].

Головні операції, які виконує евристика на кожній ітерації:

1. Перевірка нерівності випередження $k \geq bwToFree_k$ - ми перевіряємо, чи загальна пропускна здатність, звільнена випередженням k , щоб задовольнити товар k , дорівнює або перевищує діапазон $bwToFree_k$, який необхідно звільнити. Якщо задоволено, евристика так він зупиняється, і ідентифіковані LSP зупиняються, інакше евристика продовжує ідентифікувати інші LSP, які потрібно скоротити, і досягти обсягу смуги пропускання, який потрібно звільнити;

2. Виділення $\tilde{p} \in \Psi : S(\tilde{p}) \leq S(p), \forall p \in \Psi$ - LSP вибрано для швидкого охолодження, з якою пов'язане мінімальне значення функції оцінки;

3. $preempt_k = preempt_k + f_{\tilde{p}}$ - оновлення параметра, що вказує на загальну смугу звільнення;

4. $\Psi^r = \Psi^r \cup \{\tilde{p}\}$ - оновлення набору LSP, які потрібно збити з об'єднанням.

5. $\Psi = \Psi - \{\tilde{p}\}$ - оновлення набору LSP із видаленням вибраного.

3.6 Код евристики випередження

Ознайомившись з основами процедури, тепер можна детально визначити всю впорядковану послідовність операцій, реалізованих евристикою [32]. Його псевдокод показаний нижче:

INPUT:

- разом Ψ кандидатів LSP на видалення
- вектор/зайнятості пропускної здатності LSP
- вектор витрат LSP у Ψ
- пропускну здатність, яку потрібно звільнити $bwToFree_k$
- коефіцієнти бальної функції α, β, γ

OUTPUT:

- булевий вектор x LSP, які будуть знищені

Ініціалізація: $preempt_k = 0$

$$1 - \text{IF } \sum_{i \in \Psi} f_i \geq bwToFree_k \{$$

$$1.1 \text{ Calcola } S(i) = \alpha \cdot t_i + \beta \frac{1}{f_i} + \gamma (f_i - bwToFree_k)^2, \forall i \in \Psi$$

Завданням ініціалізації є встановлення на нуль параметра $preempt_k$, який ідентифікує смуги, звільненого за рахунок зменшення LSP. Перша умовна структура (1-IF) перевірте, чи є достатньо пропускної здатності, яку

можна звільнити для задоволення запиту k : $\sum_{i \in \Psi} f_i$ обсягів пропускної здатності, зайнятих усіма $bwToFree_k$.

З цим порівнюють кандидатів LSP на вибракунання $bwToFree_k$, вони можуть бути звільненим. Якщо сума менша за обсяг, який необхідно вивільнити, запит також не може бути задоволений, поломка всіх LSP i , отже, евристика зупиняється без можливості знайти рішення (проблема оптимізації неприпустима - набір рішень порожній) [33].

Три операції(1.1),(1.2),(1.3)спрямовані на встановлення порядку LSP: перш за все, значення, встановлене функцією оцінки, асоціюється з кожним LSP $\Psi.C(\cdot)$, тоді значення зберігаються у векторі $S \in R^{|\Psi|}$ в порядку зростання. Вектор f зайнятих смуг перегруповується відповідно до порядку, прийнятого LSP в C . Якщо будь-які LSP мають однакове значення C вони сортуються за збільшенням значення зайнятої смуги f_b (2 - WHILE) він вставляється, щоб повторити процедуру зменшення LSP, доки не буде звільнено достатньо смуги пропускання, і його перша операція (2.1) складається з вибору першого LSP (позначеного як p) ще не проаналізовано вектор C . Потім ми переходимо до нової умовної структури (3-IF), де перевіряється чи LSP p вибране вдається самостійно звільнити необхідну пропускну здатність. Якщо це так, евристика припиняє постачання вектора з єдиним компонентом, що відповідає LSP p для збивання (конкретні операції вказані в блоці ELSE) [33].

Умовний блок (4-IF) перевіряє природу компонентів C і канали до правильного блоку наступних операцій: якщо всі компоненти різні, вам просто потрібно розбити LSP по одному та в порядку C , поки не буде звільнено достатню пропускну здатність. Виконувані операції полягають у оновленні параметра смуги відсічення (4.1), налаштування однієї з відповідних змінних у векторі x (4.2) і оновлення індексу, що вказує на LSP, що підлягає аналізу p , щоб зробити ставку наступним (4.3) [33].

Блок ELSE відповідна (4-IF) включає три блоки IF які вичерпують випадки, які можуть виникнути під час перевезення C. В (5- IF) виникає, якщо між LSP, які мають однакове значення C p, ніж той, що зараз аналізується, S_p нехай буде такий, який, збитий, сам звільнить потрібну смугу. Якщо так, ідентифікований LSP є єдиним, який потрібно збити, і евристика завершується рішенням, наданим у вихідних даних, у якому відповідний елемент має значення лише один j. У блоці (6-IF) виникає, якщо між LSP, які мають однакове значення C “p” того, що зараз аналізується, є один, який в поєднання з іншими вже збитими, дозволяє звільнити необхідну смугу. Якщо так, знайдений LSP додається до інших, знищених шляхом оновлення векторах і евристика закінчується. Блок ELSE більш вкладений (відповідає (6-IF)) запускається лише тоді, коли C він має компоненти рівної цінності, і LSP, який аналізується в даний момент, не в змозі, окремо або в поєднанні з іншими LSP, які вже вийшли з ладу, звільнити достатню пропускну здатність. Потім необхідно відсканувати підмножини LSP, що характеризуються однаковим значенням C, звільнення ресурсів пропускну здатності ітерація за ітерацією. Перший крок — знайти головний індекс j підмножини LSP однакового значення. Потім визначається мінорний індекс k наступного блоку LSP однакового значення, які необхідно просканувати, якщо необхідно. Потім ми входимо в цикл (7 - WHILE), де LSP скорочуються в порядку зменшення зайнятої смуги пропускання f, поки LSP блоку, який сканується, не закінчатся або том не звільниться потрібна пропускну здатність. Якщо LSP блоку завершено, а у вас ще немає потрібної пропускну здатності, ви переходите до наступного блоку LSP, що має значення C “начальника” [34].

3.7 Додаткові методи оптимізації

Як альтернатива поетапному підходу, на основі якого визначаються найкращі шляхи маршрутизації для нових запитів відносно поточного стану мережі, коли виникає новий запит, для всіх визначених LSP може бути прийнятий підхід глобального перегляду: використання найкоротших шляхів щодо критерію фіксованої довжини, можливо звільнення їх через випередження, вирішується адаптована проблема багатотоварного потоку, в якій, на додаток до товарів, що стосуються запитів, задовольняються, товар, який ідентифікує новий запит. Зіткнувшись із вищими витратами на управління, що впливають із необхідності розглядати та переоцінювати шляхи маршрутизації всієї мережі, MCFP представлений на початку, як інструмент для визначення оптимальної початкової настройки мережевих LSP, можна використовувати як основу для визначення нової проблеми оптимізації. Перша фундаментальна відмінність між двома проблемами полягає в тому, що в цій новій ситуації може статися, що всі запити не можуть бути задоволені одночасно через брак ресурсів, і тому необхідно задати припинення комунікаційних процесів. Це також відбувається подібним чином в альтернативному підході, в якому новий запит може бути незадоволеним або задовільним, якщо вдається до випередження без можливості перенаправити всі збиті LSP [35].

Через цю різницю графік змінюється $G(V, E)$, щоб прийти до визначення а новий графік $\dot{G}(V, \vec{E})$, де безліч вузлів v не змінюється і до набору арок E додається для кожного товару $(s_k, t_k, B_k, D_k, c_k)$, фіктивна арка (s_k, t_k) , параметрів:

$$b_{s_k, t_k} = B_k$$

$$d_{s_k, t_k} = 0$$

$$c_{s_k, t_k} = M_\sigma$$

$$M_\sigma \gg \max\{c_p : p \in P\} \text{ per } \sigma = 0, 1, \dots, 7$$

$$M_0 \gg M_1 \gg \dots \gg M_7$$

але бачимо, що введення цієї дуги, зокрема, має ефект доповнення ансамблю

P , фіктивний шлях $\pi_k = (s_k, (s_k, t_k) t_k)$ di costo $c_{\pi_k} = c_{s_k, t_k}$.

Ціль введення цих елементів полягає в тому, щоб переконатися, що нова проблема має принаймні одне можливе рішення, навіть якщо немає достатніх ресурсів пропускної здатності, щоб задовольнити всі товари: пропускна здатність фіктивної дуги, введеної для кожного товару $k \in C$ встановлюється рівним відповідному запиту пропускної здатності B_k , якщо не існують інші альтернативи, весь інформаційний потік може бути надісланий на фіктивний LSP π_k , складається лише з фіктивної арки (s_k, t_k) . Таким чином, завжди існує шлях, по якому можна відправити весь інформаційний потік запиту [36]. З метою запобігання використанню π_k , коли на реальних дугах є достатні ресурси смуги, вартість фіктивних дуг встановлюється рівною значенням M_σ більше, ніж у будь-якого іншого LSP $p \in P$ фактично присутні в мережі: ці витрати збільшуються зі значними відмінностями у вартості зі збільшенням пріоритету товару. Тому цільова функція орієнтує вибір на реальні шляхи та вибирає фіктивні шляхи, надзвичайно дорогі, лише якщо це вимушено відсутністю ресурсів пропускної здатності. Введено велику різницю у вартості між фіктивними товарними шляхами, що належать до різних класів пріоритету, щоб уникнути незадоволення запитів з вищим пріоритетом. Як наслідок введення фіктивних

арок, ансамбль LSP P придатних для MCFP можна розділити на такі типи[36]:

- $P^{\text{я}}$ набір реально існуючих LSP
- $P^{\text{з}}$ набір фіктивних LSP

з чого виходить: $P = P^{\text{я}} \cup P^{\text{з}}$ е $P^{\text{я}} \cap P^{\text{з}} = \emptyset$.

Якщо ввести ціле $P_{\text{old}}^{\text{я}} \subseteq P$ придатних LSP, які використовуються для задоволення запитів до появи нового формулювання нового MCFP, позначеного далі, як $MCFP^{\text{з}}$, на графіку $G(V, \vec{E})$ для всіх товарів, включаючи новий, результат:

$$\min \sum_{p \in P_{\text{old}}^{\text{я}}} \mu c_p f_p + \sum_{p \in P_{\text{old}}^{\text{я}} - \text{old}} c_p f_p + \sum_{\pi \in P^{\text{з}}} c_{\pi} f_{\pi} \quad (3.40)$$

$$s.t. \quad \sum_{p \in P_k} f_p \leq B_k \quad \forall k \in C \quad (3.41)$$

$$\sum_{p \in P: e \in p} f_p \leq b_e \quad \forall e \in \vec{E} \quad (3.42)$$

$$f_p \geq 0 \quad \forall p \in P \quad (3.43)$$

Оптимальне рішення задачі визначає підмножину LSP $P^{\text{new}} \subseteq P$, і тече f_p надісланих на них, які дозволяють задовольнити новий набір запитів з мінімальними витратами [36].

Запити, що відповідають товарам, які задовольняються надсиленням потоків на фіктивних LSP, є тими, які в ідентифікованому оптимальному рішенні не є задовільними і тому повинні бути відхилені. Однак необхідно звернути увагу на те, що формулювання не здатне розрізнити передачу

потоків між фіктивними LSP однакової вартості: якщо π_1 та π_2 є фіктивними, LSP ідентичну вартість і MCFP можна розв'язати шляхом надсилання, хоч би як розподіленого, потоку об'єктів F на них розв'язувач може надати як оптимальне рішення будь-яке таке рішення, що $f_{\pi_1} = x, f_{\pi_2} = y$ е $f_{\pi_1} + f_{\pi_2} = x + y = F$. Тоді може статися, що потік може бути відправлений далі один фіктивний LSP розбивається на два фіктивні LSP, передаючи неточну інформацію про наявність двох незадовільних запитів, тоді як насправді є лише один [37].

Щоб подолати цю проблему, пропонується процедура постобробки рішення, заснована на евристичній схемі, яка розв'язує послідовність MCFP на мережевому графі з належним чином перевизначеними можливостями дуг.

Основою для визначення нового графіка є підмножина товарів $C^{sat} \subseteq C$, які повністю задоволені у своєму запиті на пропускну здатність відповідно до рішення, наданого MCFP³, отже, сума потоків f_p відправлених на стежки

$$p \in P_k \text{ така, що: } \sum_{p \in P_k} f_p \leq B_k.$$

Після визначення нового графіка ми переходимо до встановлення порядку товарів $\overline{C^{sat}} = C - C^{sat}$, використовується як основа для визначення параметрів вартості, кожної MCFP послідовності, яку потрібно вирішити.

Сортування визначається за такими критеріями [37]:

- товари $\overline{C^{sat}}$ впорядковані за зростанням класу пріоритету σ_k ;
- з однаковим σ_k , сортування слідує порядку представлення запитів відповідно до філософії FIFO.

Процедура визначення підмножин:

Формулювання MCFP, що розв'язується на кожній ітерації евристичної процедури, є наступним:

$$\min \sum_{p \in P} c_p f_p \quad (3.44)$$

$$s.t. \quad \sum_{p \in P_k} f_p = B_k \quad \forall k \in C^{\nabla \overline{sat}} \quad (3.45)$$

$$\sum_{p \in P: e \in p} f_p \leq b_e \quad \forall e \in E \quad (3.46)$$

$$f_p \geq 0 \quad \forall p \in P \quad (3.47)$$

Це формулювання, оброблене кілька разів для MCFP, цього разу розв'язане на графіку $\Gamma(V, E)$ для підмножини товарів $C^{\nabla \overline{sat}}$, розглядаючи всі допустимі шляхи P включаючи фіктивні для кожного товару. Існування оптимального рішення, що складається з мінімального потоку витрат f_p^* посиляється на кожному шляху $p \in P$, дозволяє нам зробити висновок, що набір поточний товар задовольняється [38].

Як альтернатива цій процедурі, де кожна $MCFP^m$ послідовність вирішується для підмножини товарів $C^{\nabla \overline{sat}}$, ми можемо розглянути таку, в якій набір товарів є утворений об'єднанням наборів товарів $C^{\nabla \overline{sat}}$ та C^{sat} , згідно з рішенням $MCFP^3$. Таким чином, за допомогою обчислювально дорожчої процедури, враховуючи те, що MCFP розв'язується для більш широкого набору товарів, можна досягти кращих рішень, які більш ефективно використовують доступні ресурси пропускної здатності, можливо

переробляючи надану конфігурацію мережі $MCFP^3$. Тому що це дозволяє переглядати товарні маршрути C^{sat} , графіку на якому послідовність $MCFP^m$ це вихідна $G(V, E)$, а не залишкова ємність $\Gamma(V, E)$. Формулювання MCFP вирішується на кожній ітерації стає в цьому випадку [38]:

$$\min \sum_{p \in P} c_p f_p \quad (3.48)$$

$$s.t. \sum_{p \in P_k} f_p = B_k \quad \forall k \in C^{\nabla sat} \cup C^{sat} \quad (3.49)$$

$$\sum_{p \in P: e \in p} f_p \leq b_e \quad \forall e \in E \quad (3.50)$$

$$f_p \geq 0 \quad \forall p \in P \quad (3.51)$$

3.8 Оптимізація потокового відео в бездротовій локальній мережі

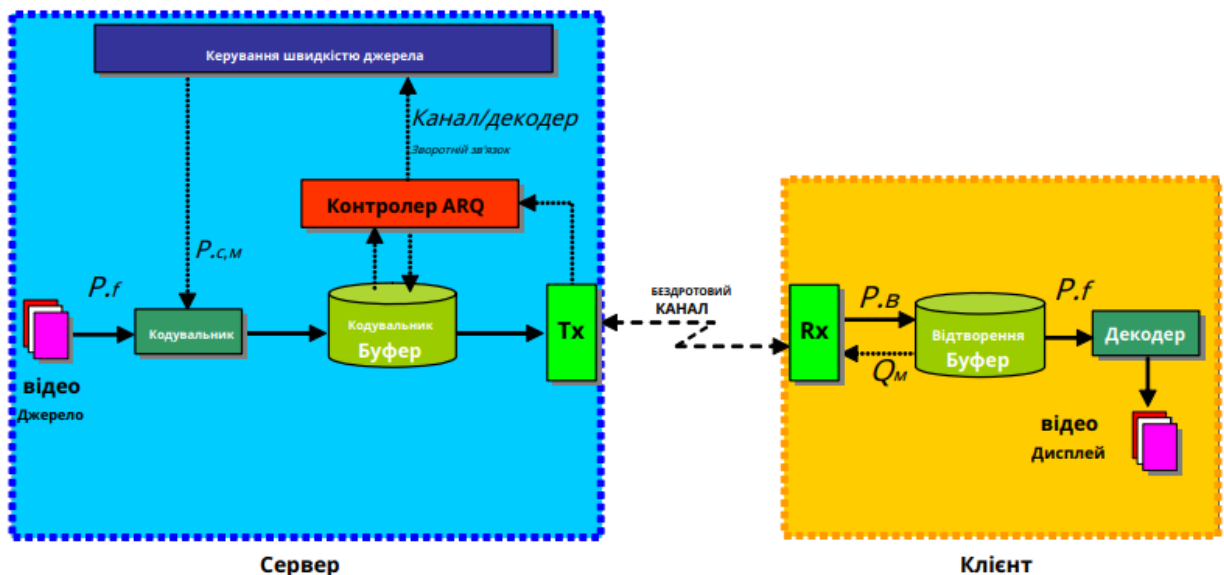


Рис. 3.7 Еталонна архітектура для системи потокового відео

На рисунку 3.7 представлено архітектуру системи потокового відео. Він складається з мобільної клієнтської станції, яка спілкується через бездротове з'єднання з відеосервером. Сервер також може бути мобільною станцією або стаціонарною системою, підключеною через дротову мережу до точки доступу (AP) бездротового каналу. В останньому випадку передбачається, що дротова мережа має високу пропускну здатність каналу. Для клієнтської та серверної систем показано всі підкомпоненти [39].

Типовий сценарій, пов'язаний із службою потокового відео, включає:

- джерело відео;
- дисплей;
- приймально-передавальний канал;
- шифратор;
- декодер;
- їх відповідні буфери.

Крім того, до цих елементів додається модуль контролю вихідної швидкості, що працює на стороні сервера. Це ключовий компонент запропонованого алгоритму, який піклується про встановлення оптимального значення вихідної швидкості на основі періодичного зворотного зв'язку щодо пропускну здатності каналу та зайнятості буфера відтворення [39].

3.9 Перевірка ймовірності втрати відтворення

Розглянемо зайнятість буфера під час $Q_m(\tau)$ (per $0 < \tau \leq T$), який змінюється відповідно до наступного рівняння:

$$Q_m(\tau) = Q_m + \frac{R_f}{R_{s,m}} Y_m(\tau) - R_f \tau, \quad 0 < \tau \leq T. \quad (3.52)$$

Формула(3.52) показує, що зайнятість буфера визначається кількістю кадрів, присутніх у буфері відтворення на початку (Q_m) плюс кількість відвантажених кадрів інтервалі τ , мінус кількість кадрів, які відтворюються в тому самому інтервалі, різниця між кількістю кадрів, які входять і кількістю ферм, які залишаються розглянутому інтервалі. Зауважте, що $R_{s,m}$ представляє бітрейт вихідного кодування для, значення якого накладається на кодер модулем керування. Як щойно було зазначено, метою модуля керування є обчислення значення $R_{s,m}$, що забезпечує меншу ймовірність голодування, ніж бажаний поріг і коли це обмеження виконується, вибирається максимальне значення швидкості, тоді буде обрано максимальне значення ставки, яке в будь-якому випадку задовольняє це обмеження [39].

Якщо $\Phi_m(\tau)$ являє собою ймовірність голодування під часм-те вікно вимагає, щоб:

$$\Phi_m(\tau) = \Pr \left[Q_m + \frac{R_f}{R_{s,m}} Y_m(\tau) \leq R_f \tau \right] \leq \varepsilon, \quad 0 < \tau \leq T \quad (3.53)$$

Враховуючи наведені вище умови, $P(n)\tau$ може бути таким розрахований так:

$$P_\tau(n) = \int_0^\tau \int_0^{\tau-t_1} \dots \int_0^{\tau-t_1 \dots t_n} \int_{\tau-t_1 \dots t_n}^\infty \prod_{i=1}^{n+1} f_d(t_i) dt_1 \dots dt_{n+1} \quad (3.54)$$

З цієї ймовірності ми можемо обчислити $f_{Y_{\tau,m}}(\cdot)$ для процесу $Y_m(\tau)$ з наступним відношенням:

$$f_{Y_{\tau,m}}(y) = \sum_{n=0}^{\infty} P_\tau(n) \pi_{L,n}(y) \quad (3.55)$$

Де $\pi_{L,n}(\cdot)$ представляє прямокутну функцію, що дорівнює одиниці в діапазоні $(n-1)L \div nL$ і дорівнює нулю в інших місцях. Зауважте, що $f_{Y_{\tau,m}}(\cdot)$ це є безперервна функція в частинах, як показано на рисунку 3.8 [40].

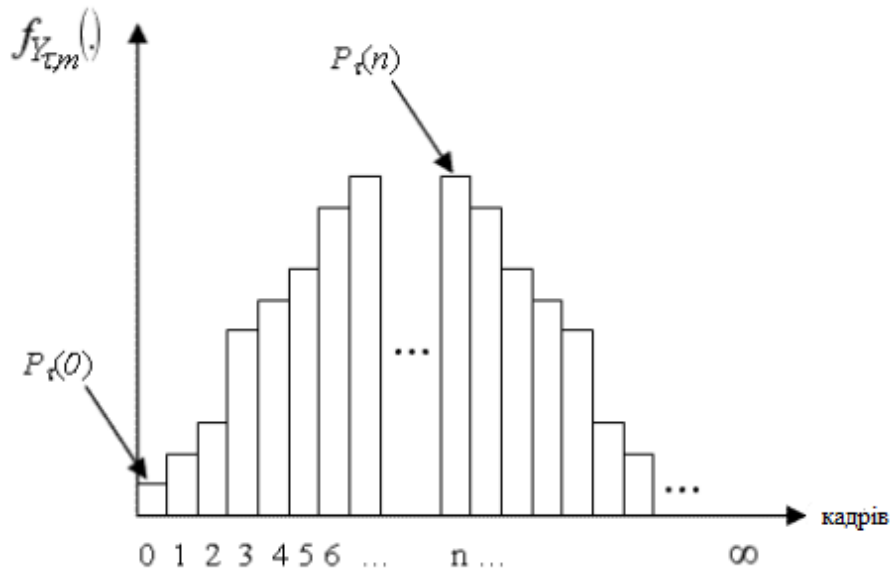


Рис. 3.8 Pdf для процесу $Y_m(\tau)$

Випадки послаблення відбуватимуться щоразу, коли ми матимемо:

$$Y_m(\tau) \leq Y_{\tau}^* = \left(R_f \tau - Q_m \right) \frac{R_{s,m}}{R_f} \quad (3.56)$$

А ймовірність послаблення дорівнюватиме:

$$\Phi_m(\tau) = \int_0^{Y_{\tau}^*} f_{Y_{\tau,m}}(y) dy \quad (3.57)$$

$H_j(x)$ функція гістограми після старіння, мережева затримка нового пакету виходить:

$$H_j(x) = \begin{cases} F \times H_{j-1}(x), & 0 \leq x < \infty, x \neq nd \\ F \times H_{j-1}(x) + 1, & x = nd \end{cases} \quad (3.58)$$

Де ϵ це коефіцієнт старіння, обраний користувачем або програмою, і його діапазон варіації становить від 0 до 1. У другому алгоритмі натомість значення F отримується наступним чином [40]:

$$F = \frac{c}{(1 - c) \times \int_0^{\infty} H_{j-1}(x) dx} \quad (3.59)$$

Третя функція старіння:

$$F = \frac{c \times f}{(1 - c) \times \int_0^{\infty} H_{j-1}(x) dx} \quad (3.60)$$

Виконуйте дії старіння частіше, що відповідає нижчому значенню f , це означає, що дані оновлюються частіше, а отримані результати будуть більш точними. Зверніть увагу, що діаграма $H_j(x)$ постійно оновлюється під час трансляції, але його значення використовуються для визначення $\bar{f}_d(t)$ лише на початку кожного вікна каналу [40].

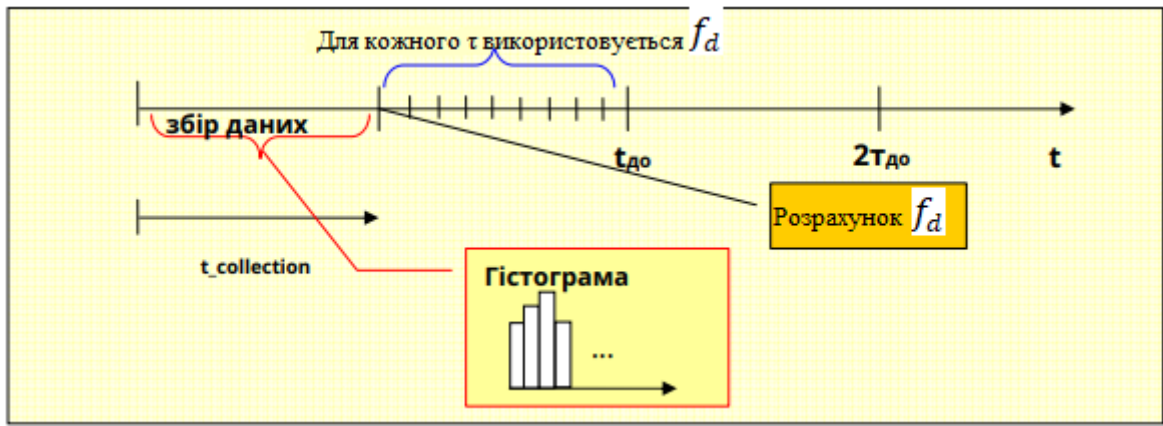


Рис. 3.9 Розрахунок f_d

На рисунку 3.10 показано блок-схему, що описує операції, які виконує модуль керування швидкістю. Під час потокового відео збираються значення затримки, це спосіб передавання t_i за кожен відправлений пакет. Ця інформація використовується для створення $f_d(t)$. Функція буде оновлюватися з частотою, рівною $f = 1/t_a$, це залежить від точності та складності системи, яку потрібно досягти. Таким чином, дію старіння буде реалізовано миттєво $t = k \cdot t_a$ з $k = 1, 2, \dots, n$ [41].

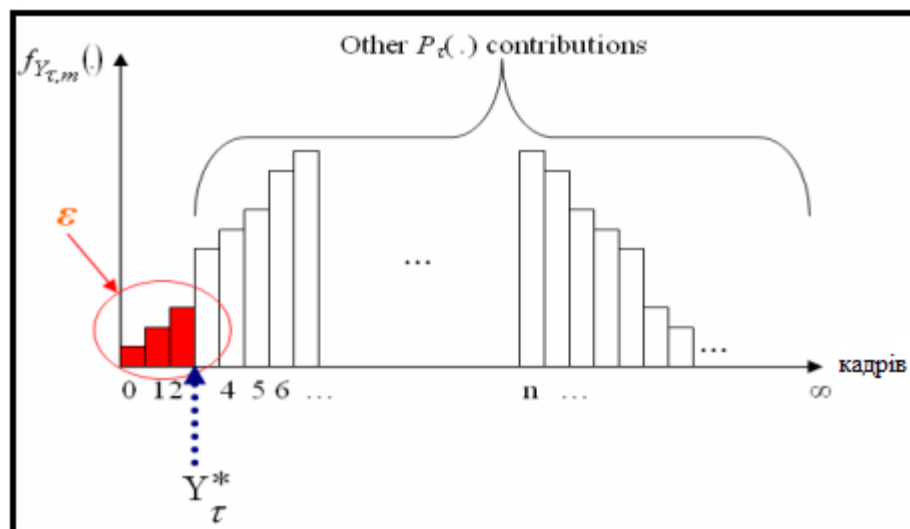


Рис. 3.11 Розрахунок Y_{τ}^*

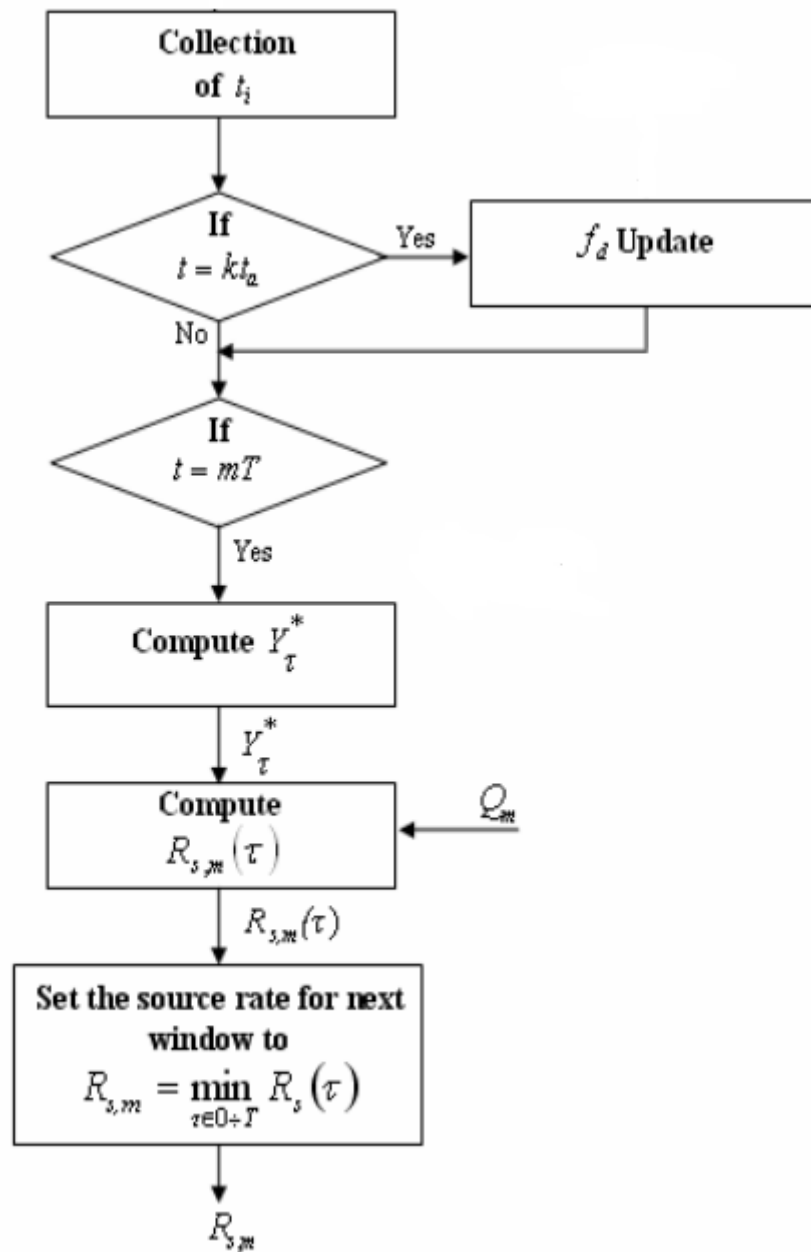


Рис. 3.10 Блок-схема

Типовим значенням є порогове значення 10-3. З цього випливає, що $P_{\tau}(n)$ прийде розраховується лише для кількох значень, які дозволяють досягти порогового значення. Очевидно, що цей спосіб становить значну перевагу в обчислювальному плані, оскільки $P_{\tau}(n)$ виходить із серії згорток пізніше, як показано в (7.3) [42].

Y_{τ}^* це дозволяє розрахувати швидкість кодування джерела відповідно до зворотної залежності $R_s(\tau) = Y_{\tau}^* R_f / (R_f \tau - Q_m)$ (3.61). Отже, наступний крок стосується вибору значення оптимальної норми $R_{s,m}$ усіх обчислених за таким виразом [41]:

$$R_{s,m} = \min_{\tau \in 0 \div T} R_s(\tau) \quad (3.62)$$

Обчислювальна складність алгоритму, ще більше зменшується, оскільки щойно описаний крок обчислюється не для всіх значень τ у діапазоні $(0 < \tau \leq T)$, а лише для $\tau = T$. Таке спрощення виправдовується тим, що $R_s(\tau)$ зменшується зі збільшенням τ , тому значення, обчислене для τ наприкінці інтервалу, буде меншим з усіх значень, отриманих у вікні.

ВИСНОВКИ ДО РОЗДІЛУ 3

У третьому розділі кваліфікаційної роботи розглянули мультисервісні потоки, їх оптимізацію та проблеми. Розглянули додаткові методи оптимізації та провели розрахунки ймовірності втрати відтворення.

Два запропоновані методи можуть бути застосовані в одній мережі. Фактично, перший є більш ефективним з точки зору відносних витрат, наприклад, на перемаршрутизацію LSP, які слід мінімізувати, наскільки це можливо, тоді як другий, шляхом виконання глобальної повторної оптимізації мережі, є більш ефективним по відношенню обслуговування і балансування навантаження. Пропонується використовувати першу техніку кожного разу, коли надходить новий запит, лише для того, щоб потім виконати глобальну повторну оптимізацію, а потім використовувати другу

техніку, періодично протягом певного часу або якщо певний поріг перевищено щодо кількості активних знижень LSP на мережі. Таким чином має бути досягнутий справедливий компроміс між знижками та витратами.

Шлях з комутацією міток (LSP) — це односпрямований шлях через мережу MPLS. Ви можете налаштувати LSP за допомогою будь-якого протоколу сигналізації (наприклад LDP, RSVP або BGP). Шлях починається на комутаторі вхідного провайдера (PE), який приймає рішення про те, яку мітку слід додати до пакета на основі відповідного класу еквівалентності пересилання (FEC).

FEC — це набір пакетів, які мають ідентичні характеристики (вони використовують той самий наступний крок, інтерфейс) і мають пересилатися подібним чином.

РОЗДІЛ 4.

РОЗРАХУНКИ ТА МОДЕЛЮВАННЯ NGN З ВИКОРИСТАННЯМ ЗАПРОПОНОВАНИХ МЕТОДІВ

Оцінка продуктивності системи контролю була проведена за допомогою обширного моделювання, яке відтворювало типовий зв'язок у бездротовій локальній мережі в дуже мінливих умовах трафіку. Фоновий трафік представлений FTP комунікаціями, між клієнтом і сервером [42].

Запропонований алгоритм керування швидкістю реалізований на відеосервері, який спільно використовує ресурси каналу з FTP комунікаціями. Бездротовий канал моделюється за допомогою безперервного процесу з двома станами в часі (true/false) із тенденцією хорошого та поганого періодів, яка слідує за гамма-розподілом. У сприятливі періоди канал характеризується низькими значеннями BER на відміну від того, що відбувається в погані періоди, коли значення BER високе [42].

Усі моделювання проводилися за допомогою симулятора **Opnet Modeler** разом із бездротовим модулем.

4.1 Розрахунок затримки передачі пакету

На рис. 4.1 показано типову тенденцію затримок pdf щодо часу, необхідного для успішного надсилання пакета, і враховуючи розмір контейнера, рівний 10^{-4} сек. Функція поширюється на досить широкий діапазон значень завдяки високій мінливості пропускної здатності каналу. Середнє значення затримок становить приблизно 10 мсек (100-й бін), тому сервер може надіслати в середньому 100 пакетів протягом однієї секунди.

Щоб перевірити припущення щодо незалежності між двома послідовними передачами пакетів, що дозволило розрахувати ймовірність $P_d(n)$, була оцінена автокореляція між затримками переданих пакетів [43].

Таблиця 4.1

Значення параметрів, використаних при моделюванні

Параметри	Значення
Кількість користувачів FTP	15
T	1 сек
C	11 Мбіт/с
P_g	10^{-4}
P_b	10^{-2}
R	107,2 кбіт/с
Розмір контейнера	10^{-4} сек
R_f	25 кадрів/с
E	10^{-4}

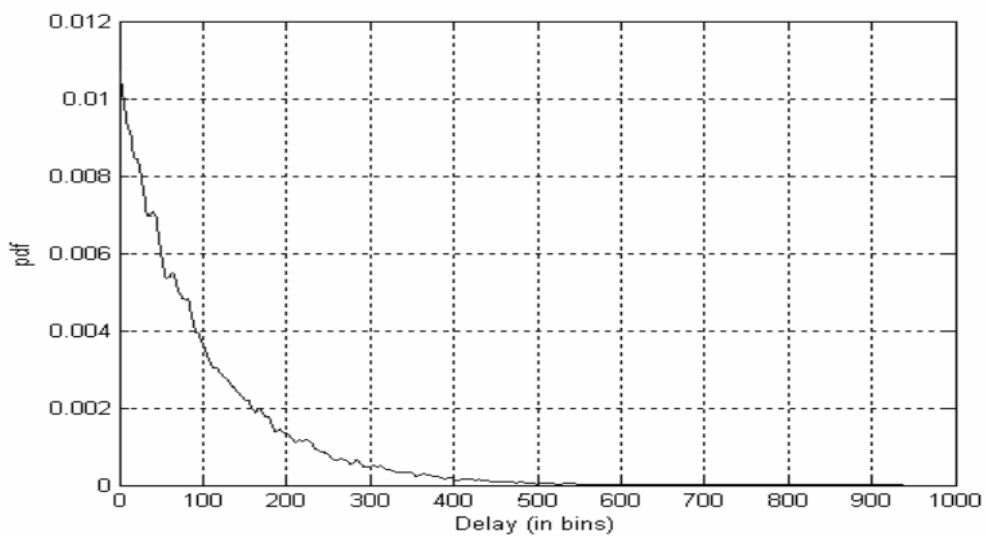


Рис. 4.1 Pdf мережевої затримки

Результат перевірки показано на рис. 4.2. Були враховані затримки, які спостерігалися для 100 000 пакетів, з кінцевим середнім значенням $\eta=9.7558*10^{-3}$. Отримана автокореляційна функція приймає пікове значення $1.8959*10^{-4}$ для $t=0$ і дорівнює $\eta^2=9.5176*10^{-5}$ досить рано ($t \geq 3$). З цих результатів можна зробити висновок, що розглянутий процес практично позбавлений пам'яті, без пам'яті, тому передачу двох послідовних пакетів можна вважати незалежними [43].

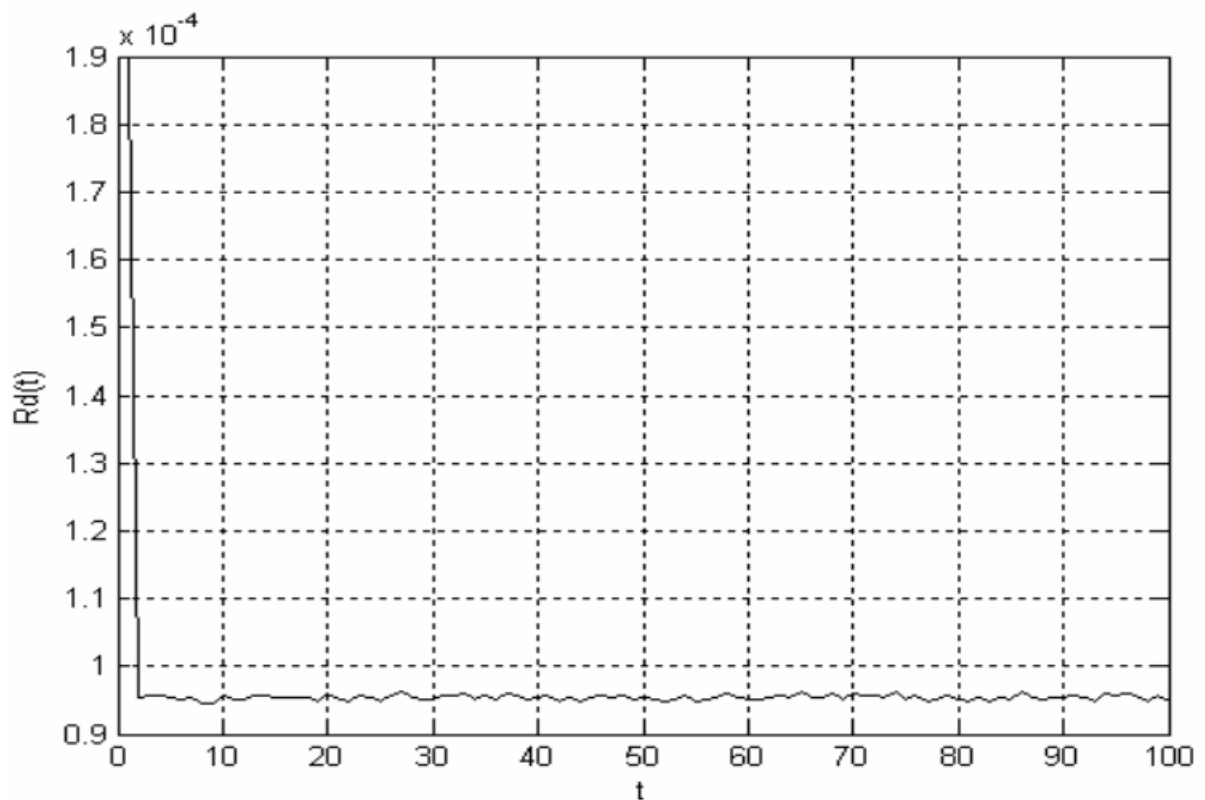


Рис. 4.2 Автокореляція мережевої затримки

4.2 Критерій узгодженості хі-квадрат

Ключовою операцією в запропонованому алгоритмі є обчислення функції щільності $f_d(t)$, яка визначається на основі інформації про минулі вимірювання. Для отримання надійної процедури оптимізації важливо, щоб зроблений прогноз був максимально реалістичним. Щоб проаналізувати

відповідність між прогнозованими значеннями та реальними значеннями, використовувався критерій хі-квадрат, який часто використовується для перевірки того, чи належать вибірки певних даних до сукупності, що характеризується певним розподілом. За допомогою цього тесту ми можемо оцінити правильність передбачення, перевіряючи, чи є значення хі-квадрат, отримане в результаті порівняння даних, нижчим порівняно з критичним значенням для заданого рівня значущості або достовірності [44].

Розрахунки полягають у обчисленні середнього значення хі-квадрат для значної кількості циклів, пам'ятайте, що розмір кожного вікна дорівнює T , а потім порівнюють цю величину з критичним значенням. Для кожного циклу розраховується гістограма затримок, що спостерігаються під час аналізованого циклу, і визначається очікувана частота з попередньо передбаченого pdf. [44].

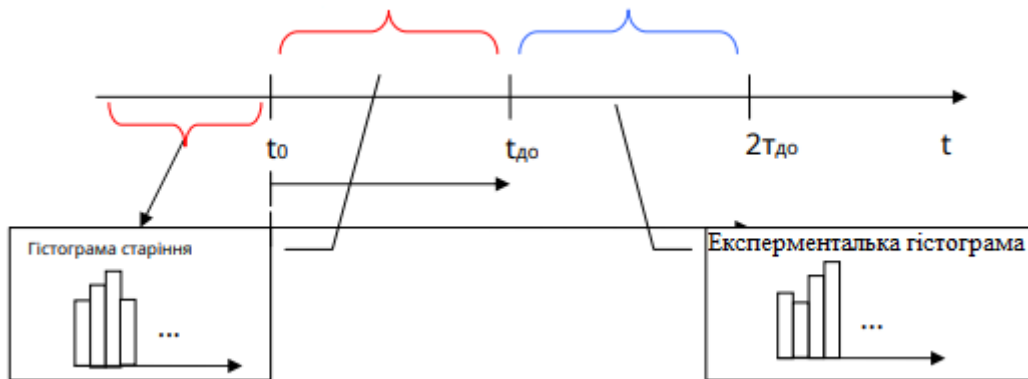


Рис. 4.3 Визначення зразків для порівняння в Хі-тесті

$$\chi^2 = \frac{\sum_{l=1}^k (O_l - E_l)^2 E_l}{E_l} \quad (4.1)$$

У проведених тестах ступінь свободи становить приблизно 33, що означає значення хі-квадрат. на 1% і 5% відповідно $\chi^2_{(0.01,33)} = 54.8$, а $\chi^2_{(0.05,33)} = 47.4$. На рис. 19, 20 і 21 показано значення експериментів, що стосуються трьох

методів старіння, коли коефіцієнт старіння змінюється c , то t_a інтервал старіння t_a має діапазон $0,1 \div 0,9$ і $1 \div 30$ сек відповідно. Щоб покращити представлення, криві були скорочені для значень вище 200, що набагато вище порогів інтересу [45].

З усіх трьох рисунків видно, що обидва параметри є фундаментальними в прогнозі. По відношенню до інтервалу старіння функція хі-квадрат характеризується монотонною кривою, що спадає приблизно до 20 секунд, після чого крива відхиляється від цієї тенденції. Це явище говорить нам про те, що занадто часті оновлення pdf-файлу призводять до нестабільних прогнозів, на які надто впливатимуть останні статистичні дані, що спостерігаються, зменшуючи частоту, коли спостерігається покращення прогнозу до точки, коли найстаріші дані мають занадто високу вагу порівняно з до останніх вимірювань. Це явище характеризує всі три техніки.

Що стосується коефіцієнта старіння, результати показують, що при зменшенні цього коефіцієнта значення хі-квадрат збільшується, досягаючи значень, вищих за критичний поріг, для якого початкова гіпотеза повинна бути відхилена. Було помічено, що найкращі показники реєструються для значення коефіцієнта старіння в інтервалі $0,7 \div 0,9$ [45].

Насправді для цінностей t_a дорівнює 20, 25 і 30 секундам, більшість визначених значень хі-квадрат нижче критичного порогу для $\alpha = 5\%$, при цьому вони завжди нижче порогу $\chi^2_{(0.01,33)}$. Коли t_a дорівнює лише 15 або 10 сек, лише деякі точки відносно $c = 0,1$ знаходяться нижче порогу $\chi^2_{(0.05,33)}$. Нарешті, для f дорівнює 5, значення хі-квадрат більше, ніж $\chi^2_{(0.01,33)}$, лише для $c < 0.5$.

$$R_s = \max R_m(r) \quad (4.2)$$

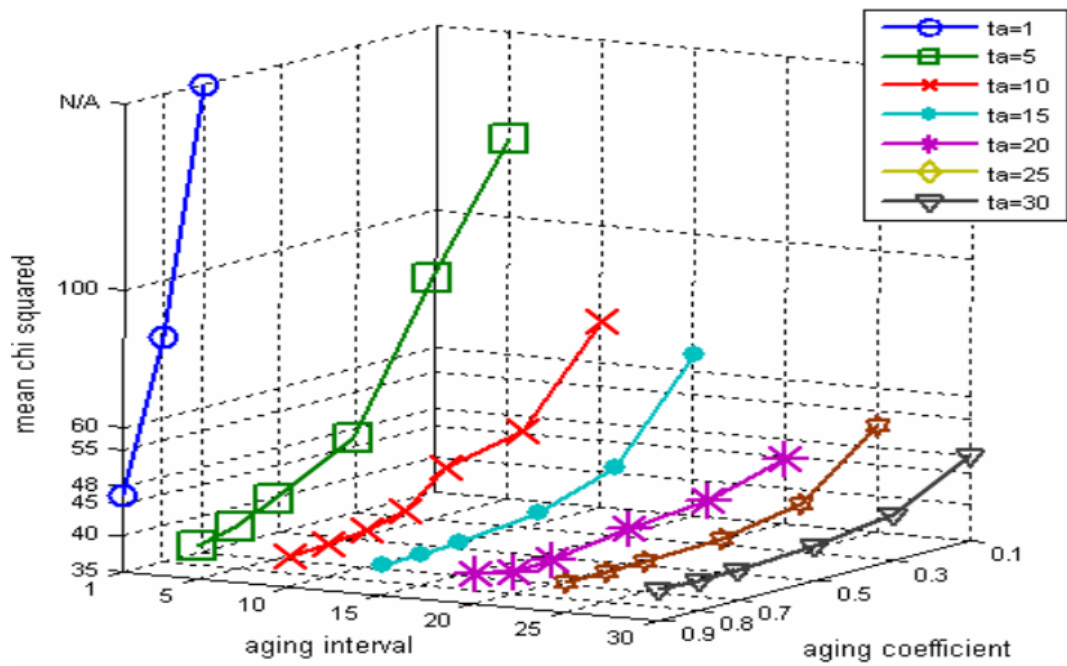


Рис. 4.4 Середнє значення блоку s проти f (за секунди). Перша техніка старіння

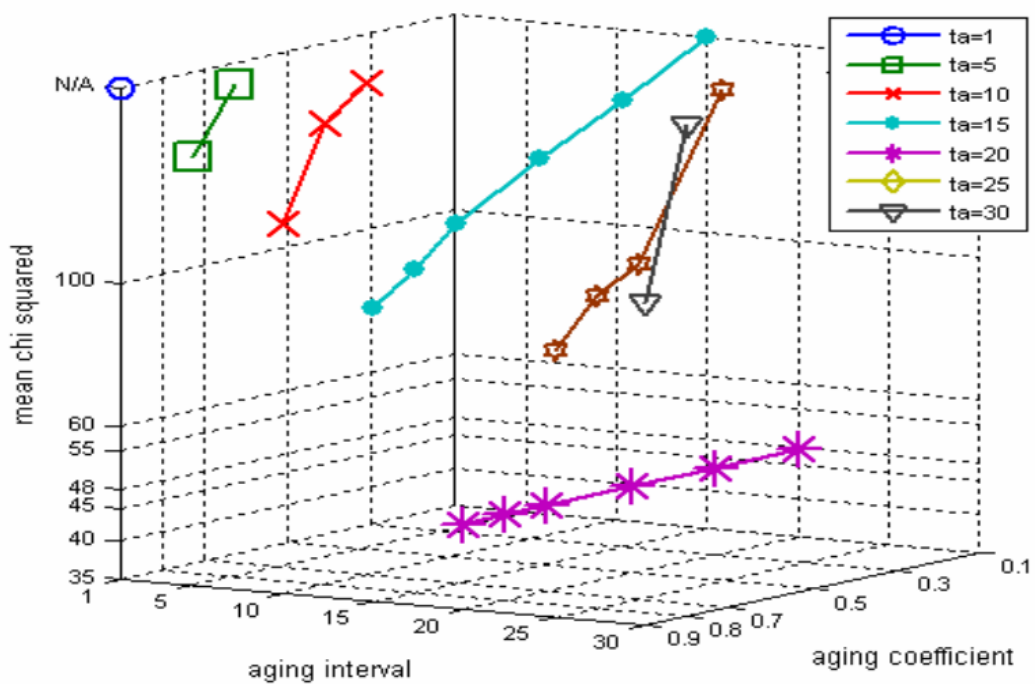


Рис. 4.5 Середнє значення блоку s проти f (за секунди). Друга техніка старіння

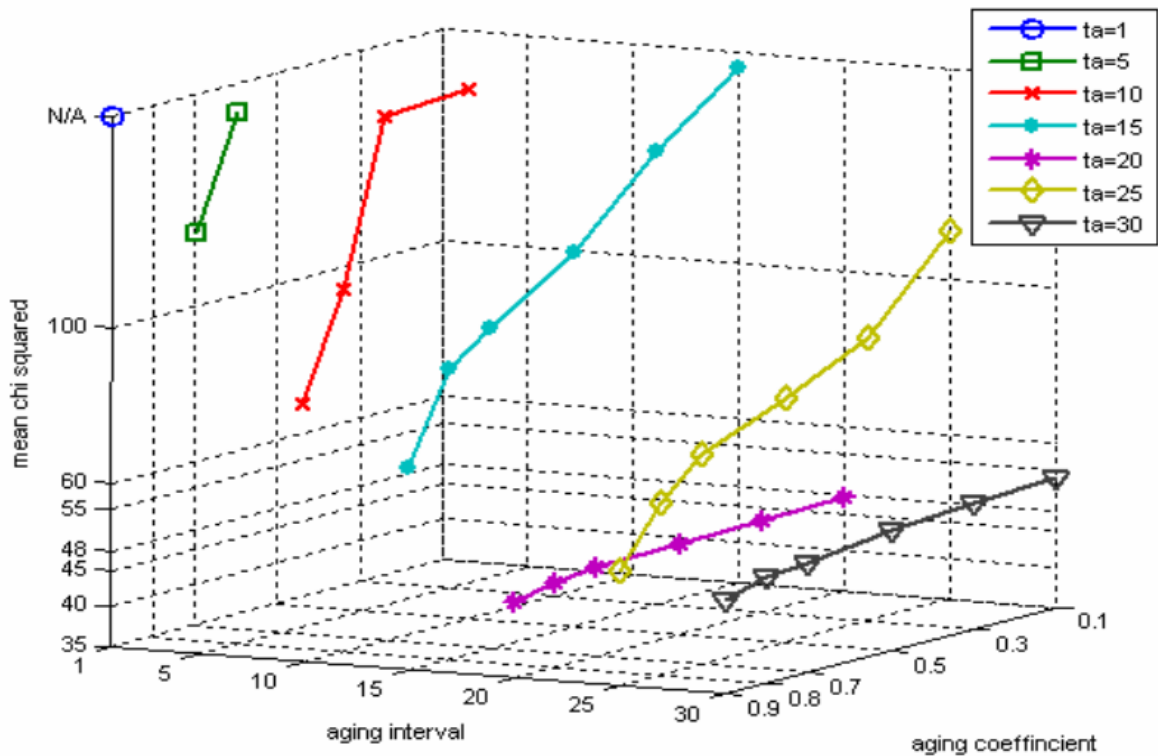


Рис. 4.6 Середнє значення блоку с проти f (за секунди). Третя техніка старіння

Порівнюючи результати трьох методів, можна побачити, що серед трьох перший метод є більш стабільним, оскільки параметри старіння відрізняються. Дві інші методики характеризуються поведінка, яка більше пов'язана з налаштуваннями параметрів, однак і в цьому випадку завжди є налаштування для пари параметрів, які визначають значення відповідного хі-квадрат нижче за порогове значення. Тести були зроблені навіть без застосування фактора старіння. Середнє значення хі-квадрат χ^2 отримано дорівнює 39,4, нижче критичного порогу для рівня значущість дорівнює 5% і навіть більше ніж відповідного критичного значення $\alpha=0,01$ [46].

Доступність поточних даних і передбачення для модуля керування дозволяє адаптувати налаштування параметрів у режимі реального часу, щоб під час потокової передачі завжди використовувалися оптимального значення.

Результати запропонованих алгоритмів

	Ймовірність	Середній буфер	Середня швидкість джерела (Кбіт/с)	Стандарте відхилення R_s (біт/с)	Y_r^*
Відсутність старіння	3.3×10^{-4}	8.3601	119	65407	67
Старіння 1	3.3×10^{-4}	8.3308	118	65465	67.2
Старіння 2	3.3×10^{-4}	8.3029	118	63424	66.5
Старіння 3	3.3×10^{-4}	8.0302	117	62818	68.3

4.3. Розрахунок спрощеної гіпотези для R_s

Для дотримання цілі відносно ймовірності (3.62) слід аналізувати для всього інтервалу $0 < \tau < T$, однак можна очікувати, що чим більше значення тим меншою буде швидкість кодування джерела. Це твердження підтверджується спостереженнями за дисперсією, які показують, що: кількість біт, отриманих у часовому інтервалі, збільшується зі збільшенням довжини розглянутого часового інтервалу [47].

$$R_{s,m} = \min R_s(r) \quad (4.3)$$

Це накладає більш консервативну швидкість кодування вихідного коду для довшого часового вікна. Щойно писане явище було експериментально продемонстровано. На рисунку 4.7 показана зміна швидкості вихідного потоку даних у міру зміни інтервалу для різних значень зайнятості буфера на початку кожного вікна. Зауважте, що чим вище значення тим менше значення R_s тенденція до зменшення R_s показує, що отримані результати для

$\tau = T$ є достатніми, щоб гарантувати умову, накладену на голодування для кожного $\tau < T$. Усе це перетворюється на величезну перевагу по відношенню до обчислювальної складності запропонованого алгоритму керування швидкістю [47].

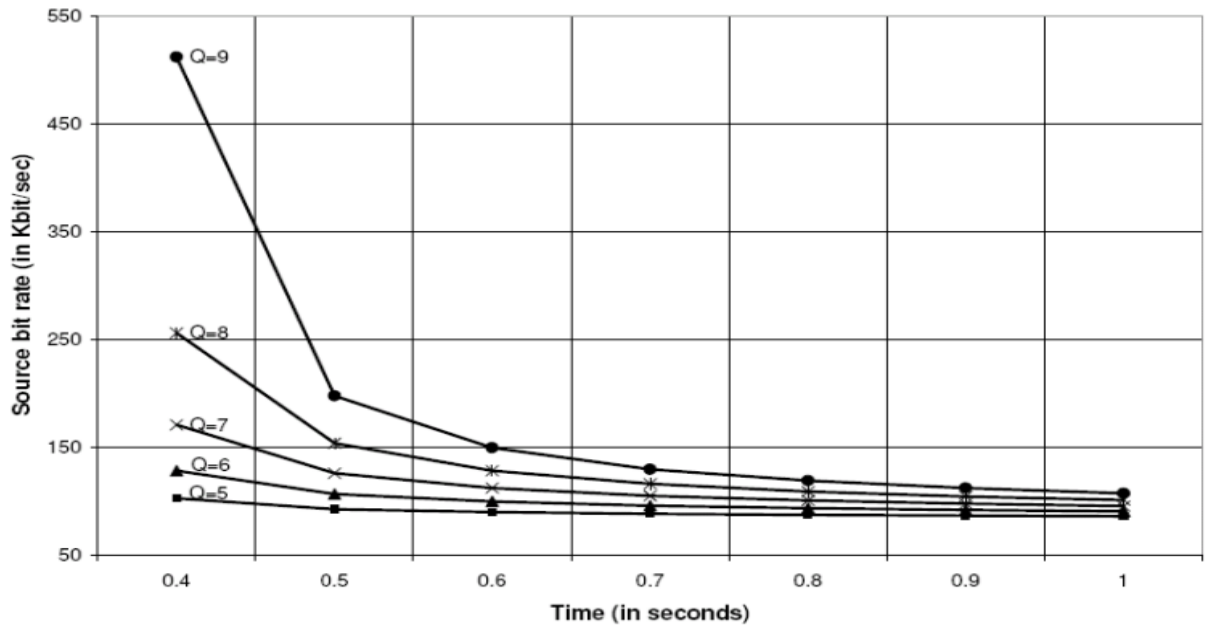


Рис. 4.7 Вихідний бітрейт проти T для різних початкових значень зайнятості буфера

4.4. Оцінка швидкості джерела та зайнятості буфера відтворення

Що стосується зайнятості буфера, то, як і очікувалося, воно зменшується з покращенням якості відео. Середнє значення Q нижче у випадку третьої методики старіння, яка, однак, забезпечує найвище значення спостережуваних ймовірностей. У всіх чотирьох випадках середнє значення заповнення буфера становить близько 8 кадрів [48].

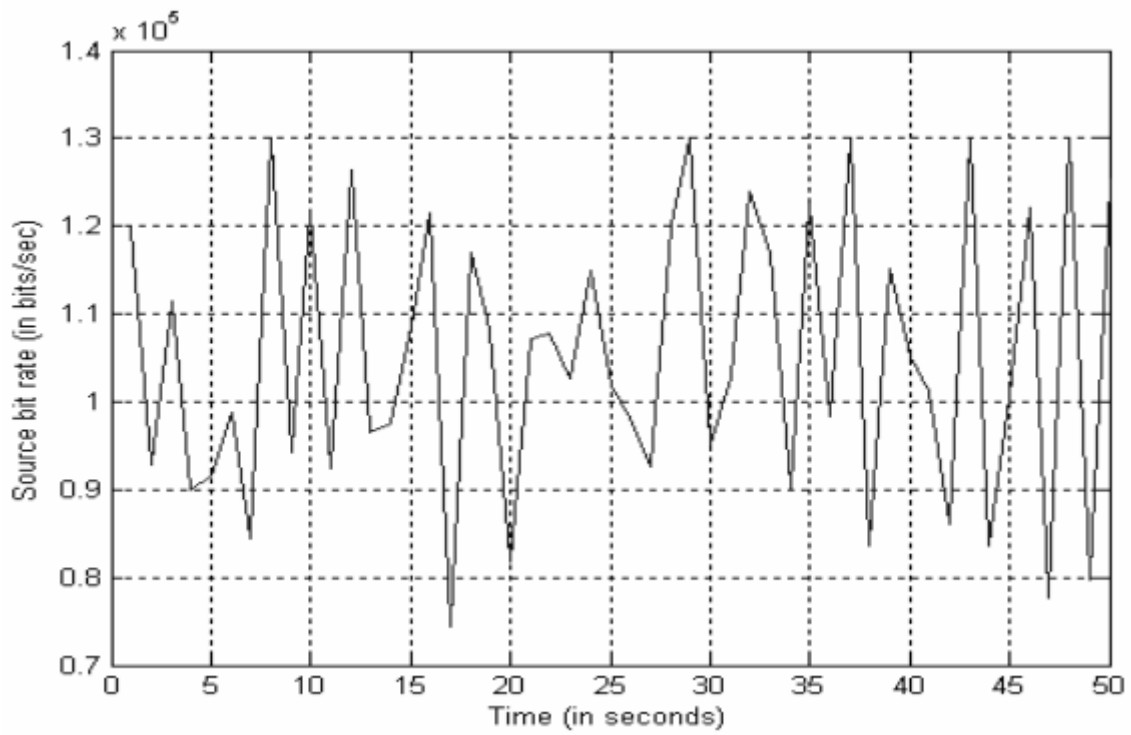


Рис. 4.8 Залежність швидкості потоку вихідного потоку від часу

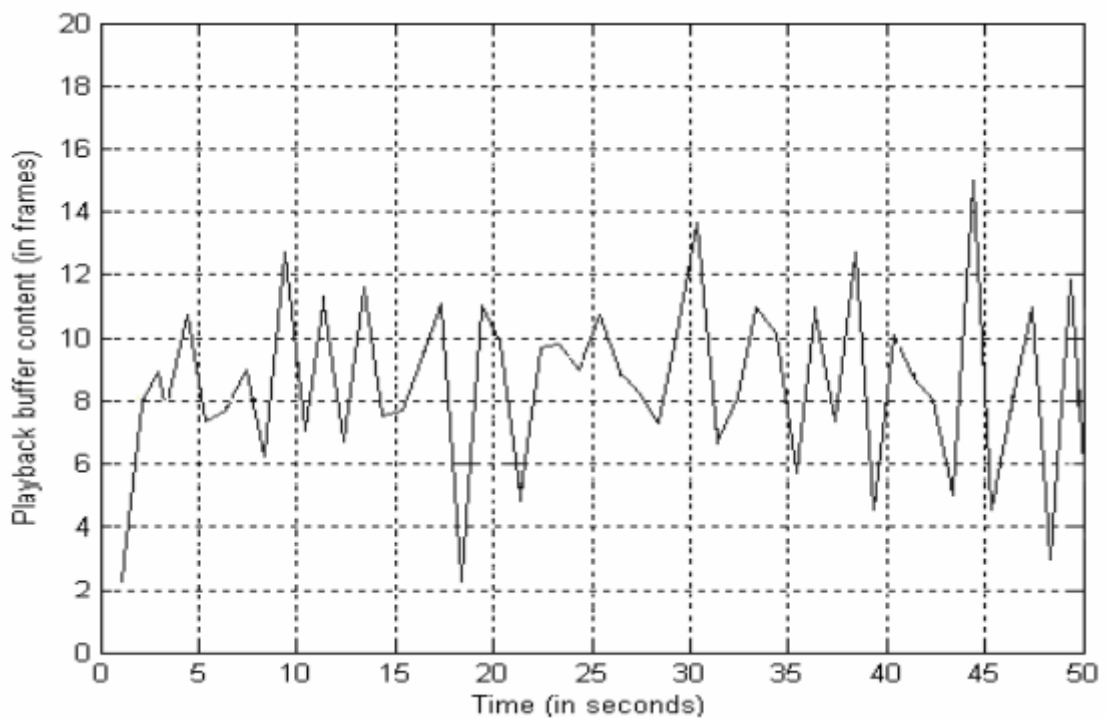


Рис. 4.9 Залежність буфера відтворення від розподілу часу

Це значення представляє кількість кадрів, які в середньому потрібно попередньо завантажити в буфері, щоб забезпечити контроль ймовірності. На рисунку 4.8 показана часова тенденція швидкості вихідного потоку, тоді як на малюнку 4.9 показано еволюцію заповнення буфера, обидва дані відносно тих самих 50 наступних циклів, враховуючи першу техніку старіння $c=7$ та $f=100$. Як і очікувалося, при поведінки R_s та Q , вони знаходяться в оберненій пропорції: подія збільшення зайнятості буфера відповідає зменшенню бітової швидкості вихідного кодування і навпаки [48].

4.5. Оцінки обчислювальної складності

Крім того, значення Y_r^* , який дає вказівку щодо обчислювальна складність алгоритму. Насправді можна помітити, що обчислення всієї функції не є необхідним $f_{Y_r, m}(y)$, але лише для нижчих значень y , за допомогою чого досягається поріг ε . Звідси й ймовірність $P_r(n)$ це повинно розраховується для кількох значень n виходячи з суми Y_r^* . Для всіх чотирьох випадків виявляється, що значення Y_r^* дуже схожий і становить близько 67,5 Кбіт [49].

4.6. Вплив трьох методів старіння на систему керування

При зменшенні F покращується якість відтвореного відео за рахунок обчислювальної складності та заповнення буфера. Насправді, коли F стає меншим за 1, pdf, що стосується мережевих затримок, вирівнюється, і ймовірність обчислюється $P_r(n)$, потреба у більшій кількості n , тому буде

збільшення значення Y_{τ}^* . З цього випливає, що R_s , як обчислювальної складності, а заповнення буфера зменшується відповідно до формули:

$$Q_m(\tau) = Q_m + \frac{R_f}{R_{s,m}} Y_m(\tau) - R_f \tau, \quad 0 < \tau \leq T \quad (4.4)$$

Досліди показали, що для $Y_{\tau}^* > 69$, середнє значення Q стає позитивним і буфер відтворення не спустошується, що робить дійсним запропонований метод [50].

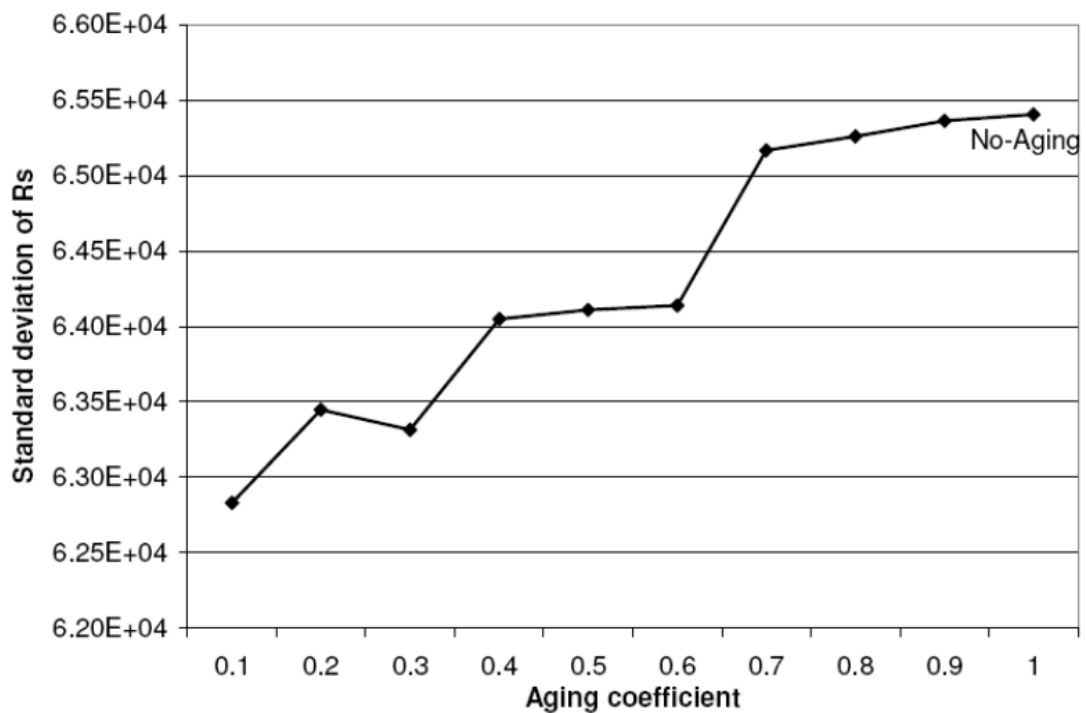


Рис. 4.10 Тенденція стандартного відхилення швидкості джерела для старіння 1

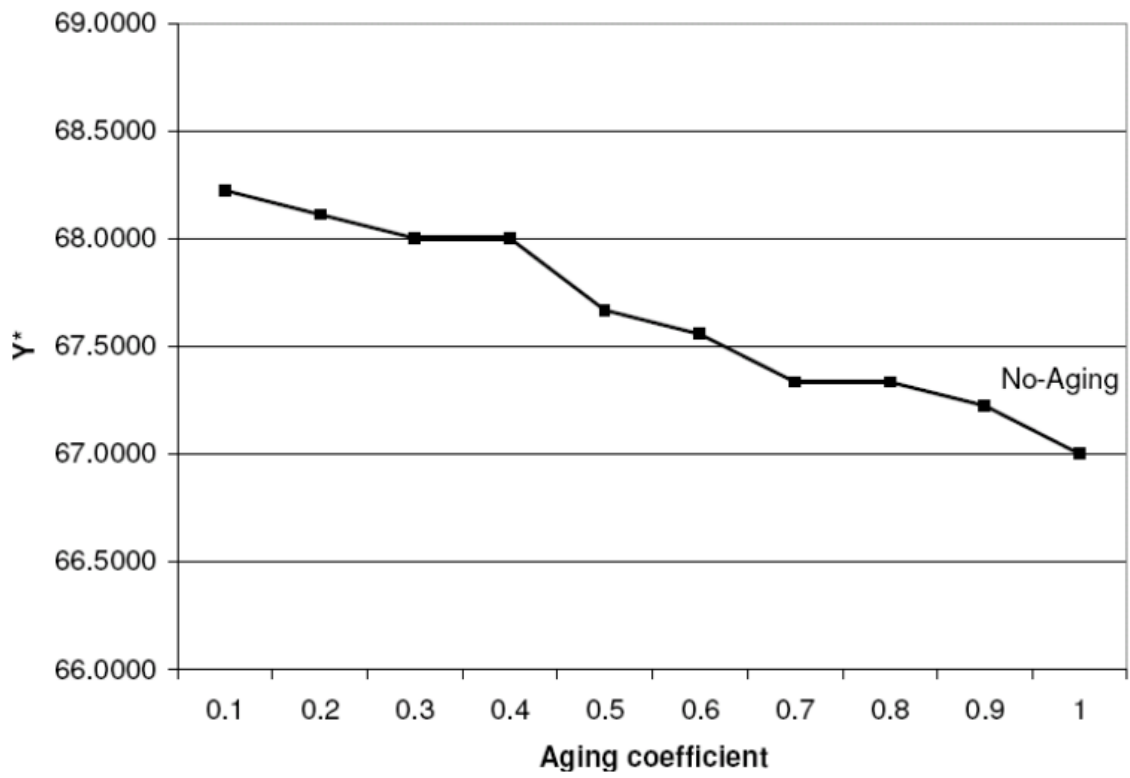


Рис. 4.11 Тенденція Y_r^* для старіння 1

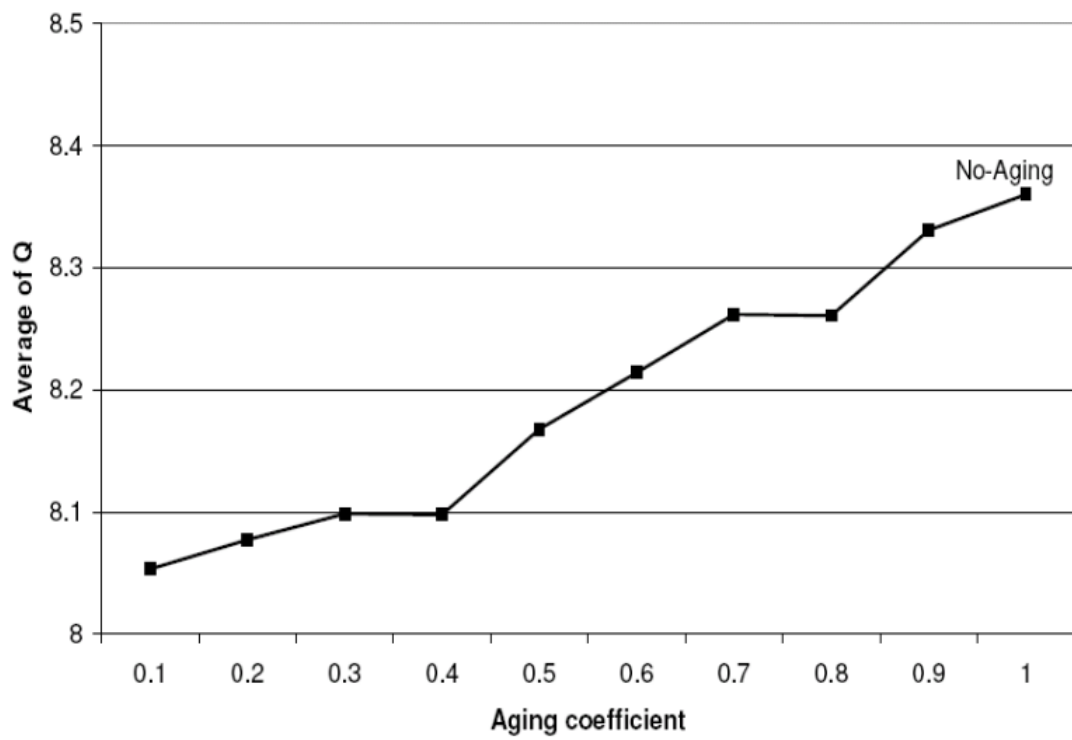


Рис. 4.12 Тенденція середньої зайнятості буфера для старіння 1

Експериментальні результати показують, що на передбачення затримок для майбутніх пакетів сильно впливають параметри, які контролюють оновлення і спостережень за часом. Доступність прогнозованих і фактичних даних для модуля керування дозволяє адаптувати налаштування параметрів у режимі реального часу, а також використовувати оптимальні параметри під час потокової передачі. Ця операція адаптивного налаштування може керуватися тестом χ^2 -квдрат [51].

ВИСНОВКИ ДО РОЗДІЛУ 4

У четвертому розділі кваліфікаційної роботи провели розрахунки затримки передачі пакету, спрощеної гіпотези для R_s та обрали один із трьох методів старіння, котрий підходить для нашої системи.

Для деяких програм затримка мало впливає на продуктивність або роботу. Для інших вплив на взаємодію з користувачем може бути значним або навіть зробити програму непридатною для використання. З наших розрахунків можна зробити висновок, що наш процес практично позбавлений затримки, в такому випадку передача двох послідовних пакетів вважається незалежною.

Також при розгляді трьох методів старіння, був обраний перший, так як бачимо, що $Y_{\tau}^* > 69$, тому значення $Q_{сер}$ буде позитивним і буфер відтворення не буде спустошуватись, що й робить дійсним перший метод.

РОЗДІЛ 5

ОХОРОНА ПРАЦІ

Розвиток машин і вдосконалення технологій, зростання ступеня механізації і автоматизації виробництва, впровадження новітніх досягнень науки створюють реальні можливості позбутися важкої, некваліфікованої праці, поліпшити умови праці і забезпечити безпеку під час праці. . Робота.

Науково-технічний прогрес, характерний для сучасного розвитку будь-якої галузі, пов'язаний з інтенсифікацією праці, використанням більш складної техніки. А це, в свою чергу, потребує підвищення рівня профілактичної роботи з метою недопущення дії на працівників додаткових шкідливих факторів. Охорона праці та безпека пов'язані з ідентифікацією, оцінкою та контролем небезпек, пов'язаних з робочим місцем. Компанії та організації часто мають програми з охорони праці [52].

5.1 Вимоги техніки безпеки для інженера- конструктора

Розглядається кімната з розмірами: довжина - 6м, ширина - 6м, висота - 3м; площа огорожувальних поверхонь - 36 м²; об'єм - 108 м³. Постійна чисельність працівників – 4 особи. Обладнання лабораторії комп'ютерних технологій (ЛКТ) складається з 4 ПК (персональний комп'ютер) та мережевих пристроїв, кондиціонерів. Джерело живлення трифазне провідне, режим глухозаземленої нейтралі, напруга 220/380 В, частота 50 Гц. Клас приміщення за небезпекою ураження електричним струмом - це приміщення без підвищеної небезпеки, тому що вологість і температура повітря не перевищують норму, середовище хімічно неактивне, немає можливості одночасного доторкання людини до металевих корпусів. електрообладнання та заземлених металевих конструкцій будівлі, технологічних пристроїв,

механізмів. На кожну особу припадає 9 м² кімнатної площі та 27 м³ повітряної площі, що відповідає нормам (не менше 6 м² та 20 м³) згідно з ДСан ПіН 3.3.2-007-98. Отже, приміщення придатне для виконання необхідних робіт і можна проаналізувати умови праці в ньому [52].

Почнемо аналіз умов праці з розгляду системи «Людина-машина-середовище» («Л-М-С») з точки зору завдань охорони праці. При аналізі зв'язків між елементами системи «Н-М-С» виділяємо підсистеми «людина» і «машина», які функціонально діють одночасно як декілька елементів системи «Н-М-С», як показано на рисунку 6.1. Елемент «людина» розділимо на три функціональні частини і позначимо:

Л1 — особа, яка керує «машиною» (в даному випадку ПК), головним чином для виконання основного завдання системи — виробництва кінцевого продукту, а також для забезпечення можливості цього виробництва;

Л2 – особа, яка розглядається з точки зору безпосереднього впливу на навколишнє середовище;

Л3 – людина, яка розглядається з точки зору її фізіологічного стану під впливом факторів, що впливають на неї в процесі виробництва.

Елемент «машина» (ПК) виконує основну технологічну функцію – вплив на предмет праці та допоміжну – формування параметрів середовища. Елемент «автомат» має функцію екстреного самоконтролю. Таким чином, елемент «машина» можна розділити на три елементи.

М1 - елемент, що виконує основну технологічну функцію;

М2 - елемент функції аварійного захисту;

М3 - елемент впливу на навколишнє середовище і людину.

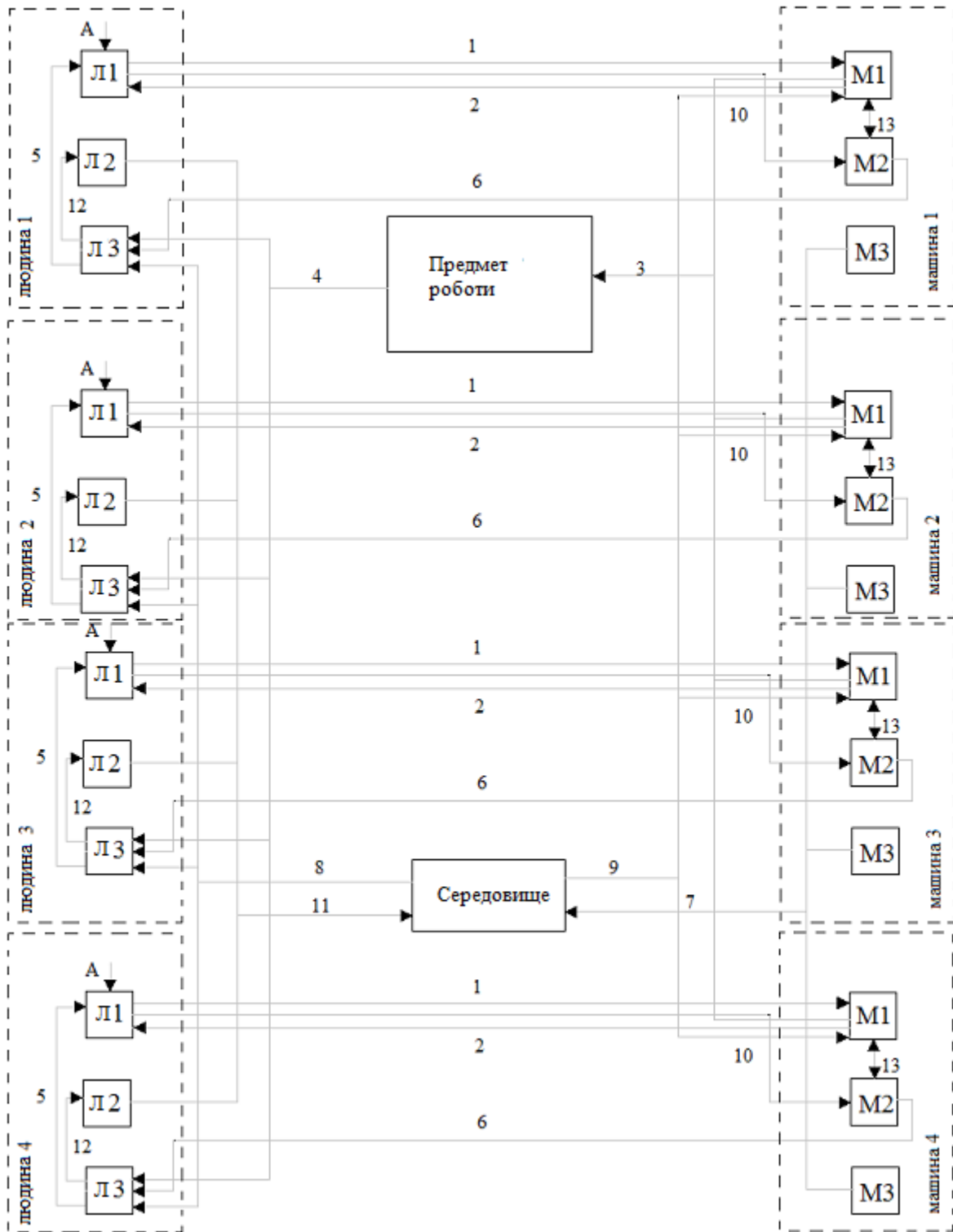


Рис. 5.1 Схема Людина-Машина- Середовище (ЛМС)

Формула розрахунку робочої площі одного співробітника [53]:

$$SS_{\text{роб}} = \frac{SS_{\text{заг.пл}}}{NN} \quad (5.1)$$

Формула розрахунку об'єму одного співробітника [53]:

$$VV_{\text{роб}} = \frac{VV_{\text{заг.об}}}{NN} \quad (5.2)$$

N - кількість співробітників у відділі;

$SS_{\text{заг.пл}}$ – загальна робоча площа;

$VV_{\text{заг.об}}$ – загальний робочий об'єм.

5.2 Вимоги охорони праці до роботи

1.1. Одягти передбачений відповідними нормами спецодяг та спецвзуття. Спецодяг має бути застебнутий;

1.2. Отримати завдання від керівника виконання робіт;

1.3. Усі небезпечні для людей зони мають бути позначені знаками безпеки, запобіжними написами та плакатами. Небезпечні зони, що постійно діють, повинні бути огорожені захисними огорожами, що задовольняють вимогам ГОСТ 23407-78;

1.4. Перевірити стан освітленості робочого місця;

1.5. Переконатися у справності вентиляційної системи;

1.6. Оглянути робоче місце, звільнити проходи та не захаращувати їх;

1.7. Не допускати до своєї роботи ненавчених та сторонніх осіб;

1.8. Перевірити наявність та справність протипожежного інвентарю, наявність засобів індивідуального захисту, електроустаткування;

1.9. Підготувати робоче місце для безпечної роботи:

- перевірити стійкість виробничого столу, стелажу, міцність кріплення

обладнання до фундаментів та підставок;

- надійно встановити (закріпити) пересувне (переносне) обладнання та інвентар на робочому столі, підставці;
- зручно та стійко розмістити інструмент, пристосування;
- відсутність сторонніх предметів усередині та навколо обладнання;
- стан підлог (відсутність вибоїн, нерівностей, слизькості).

1.10. Перевірити наявність та справність огорож небезпечних зон обладнання, наявність попереджувальних написів та знаків безпеки під час обстеження будівель та споруд;

1.11. Перевірити наявність, справність та міцність кріплення струмопровідних частин електроапаратури (пускачів, рубильників) ;

1.12. Переконайтесь у наявності аптечки для надання першої медичної допомоги;

1.13. Перевірити наявність безпечних шляхів переміщення під час виконання конструкторських робіт;

1.14. При виявлених недоліках та порушеннях повідомити керівника та приступати до роботи після їх усунення.

5.3 Виробнича санітарія у виробничих приміщеннях ЛКТ

Для дотримання встановлених санітарно-гігієнічних норм у виробничих приміщеннях необхідно [54]:

- забезпечити необхідне освітлення поля;
- підтримувати у виробничих приміщеннях оптимальні погодні умови (температуру, відносну вологість), знижувати рівень шуму в приміщеннях до меж, встановлених відповідними стандартами.

Також, робота пов'язана з розумовою працею, тому можливе психічне напруження, яке в поєднанні з монотонністю роботи призводить до відчуття втоми і зниження працездатності. Щоб цього не сталося, необхідно раціонально підходити до організації праці та відпочинку. Правильне планування робочого місця сприяє зниженню втоми. Для зниження перенапруги зорових аналізаторів дисплеї розташовують так, щоб поверхня екрана знаходилася в центрі поля зору не ближче 600 мм від очей користувача [54].

Монітори, встановлені на робочих місцях, відповідають таким специфікаціям:

- кількість точок у лінії – не менше 640;
- частота регенерації зображення (при роботі з текстовим документом) не менше 72 Гц.

Освітлення ЛКТ забезпечується природним освітленням вдень і штучним у вечірній час. Використовуються світильники з люмінесцентними лампами, розташовані паралельно стіні з вікнами, що дозволяє їх послідовне вимикання в залежності від кількості природного освітлення. Оптимальні значення параметрів мікроклімату згідно ДСН 3.3.6.042-99 для робіт I_a категорії наведені в таблиці 5.1 [54].

Таблиця 5.1

Оптимальні значення параметрів мікроклімату

Період року	Температура, °С	Відносна вологість, %	Швидкість руху повітря, м/с
Холодний	22...24	40...60	0,1
Теплий	23...25	60...40	0,1

Мікрокліматичні умови, такі як температура, вологість, швидкість руху повітря, склад повітря в приміщенні також істотно впливають на продуктивність.

Для підтримки параметрів мікроклімату в холодну пору року використовується опалення, а влітку – кондиціонування. Схема розташування та евакуація персоналу при пожежі наведена на рисунку 5.2.

5.4 Пожежна профілактика у промисловому приміщенні ЛКТ

Категорія приміщень за вибуховою та пожежною небезпекою згідно з НАПБ Б.03.002-2007 відноситься до категорії: пожежонебезпечна категорія В, оскільки будівля цегляна, при експлуатації використовуються тверді горючі матеріали, тверді та волокнисті горючі речовини. знаходяться в кімнаті (дерев'яні меблі, папір, паркет, шафи для техніки). Найбільш ймовірними причинами пожежі можуть бути можливі перевантаження електричної мережі, великі перехідні опори; спалювання паперових носіїв; недотримання норм пожежної безпеки при будівництві будівлі, монтажі систем опалення та вентиляції; порушення правил пожежної безпеки; коротке замикання; руйнування ізоляції провідника [55].

Для запобігання пожежі проводиться ряд технічних та організаційних заходів щодо дотримання встановленого режиму роботи електромережі, обладнання та дотримання правил протипожежної безпеки. Відповідно до вимог, кімната НАБП В.03.001 - 2004 обладнана [55]:

- димові пожежні сповіщувачі в кількості 2 шт (з розрахунку 2 сповіщувачі на кожні 20 м² площі приміщення);
 - вогнегасники вуглекислотні переносні місткістю не менше 2 л у кількості 1 шт (з розрахунку 1 вогнегасник на 20 м² площі, але не менше 2 у приміщенні);
- Тип обраного вогнегасника ОУ-5.

- ящик з піском.

Необхідно провести такі організаційні заходи:

- призначити відповідального за приміщення за пожежну безпеку;
- включати в усі інструктажі з техніки безпеки питання протипожежної тематики;
- заборонити куріння в неналежних місцях, а також використання в службових приміщеннях нестандартних (саморобних) електроприладів, насамперед нагрівальних, за порушення цих заборон призначити заходи адміністративної відповідальності;
- стежити за ізоляцією та станом електропроводки та електрообладнання.

У приміщенні знаходяться 4 працівники, тому евакуацію при пожежі можна здійснити через робочий вихід. Приміщення не має додаткового евакуаційного виходу і не вимагається. Розмістити план евакуації на видному місці біля виходу з приміщення. Схема розташування та евакуація персоналу при пожежі наведена на рисунку 5.2 [55].

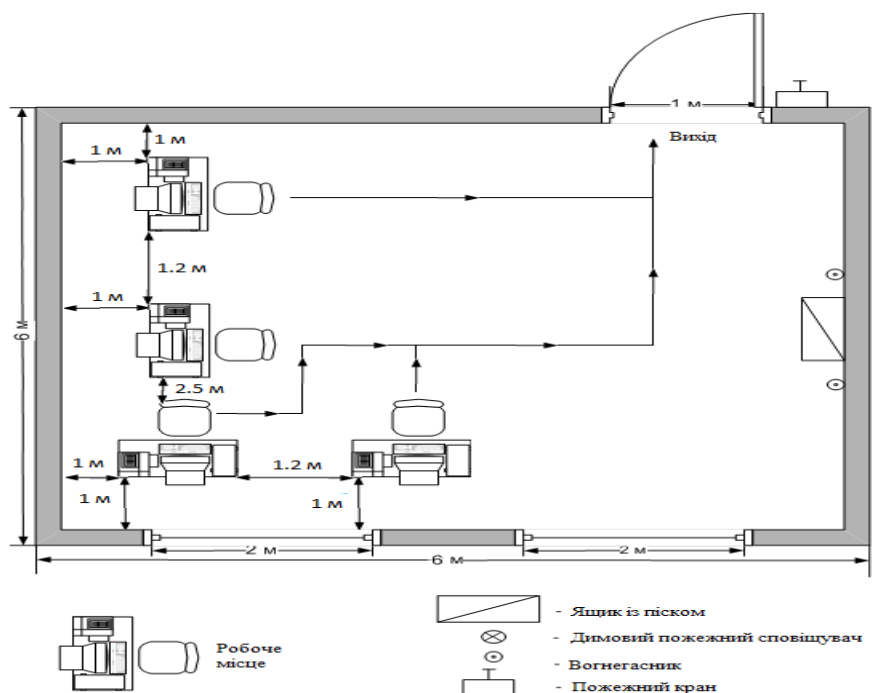


Рис. 5.2 Схема розміщення та евакуації персоналу під час пожежі

ВИСНОВКИ ДО РОЗДІЛУ 5

У п'ятому розділі проведено аналіз небезпечних і шкідливих факторів виробництва, побудовано та проаналізовано систему «Л-М-С». Зроблено розрахунки, що забезпечують безпеку праці на робочих місцях, та наведено характеристику приміщень щодо техніки безпеки, санітарії та гігієни праці. Встановлено, що небезпечним домінуючим фактором є підвищений рівень шуму на робочому місці.

РОЗДІЛ 6

ОХОРОНА НАВКОЛИШНЬОГО СЕРЕДОВИЩА

Основною причиною такого забруднення є техногенні зміни. Забруднення спричиняється підвищенням концентрації речовин або енергії чи будь-яких агентів понад норму. Антропогенне забруднення навколишнього середовища виникає внаслідок діяльності людини.

6.1 Вплив на довкілля NGN технологій

В даний час вплив промисловості на довкілля є складним процесом. Його можна розглядати на багатьох рівнях, наприклад такі, як збитки навколишньому середовищу, зменшення лісистих областей, створення прогресу технічного характеру в промисловості та пов'язана з цим необхідність захисту навколишнього середовища, зрештою, використання для цього процесу переробки [56].

Розвиток промисловості не має виключно негативного впливу на довкілля, сучасні технології можуть також сприятливо впливати, наприклад, на захист природних екосистем. З його допомогою можна також економно використовувати природні ресурси, де ресурси у свою чергу є не безмежними. Приклад такого застосування є використання відходів від обробки деревини для створення меблевих плит. Також папір добре підходить для повторного промислового використання, однак, макулатура в більшості країн світу не обробляється. Вона є незамінною вторинною сировиною для того, щоб економити величезні ділянки лісу, з неї можна робити, наприклад, папір більш низької якості [56].

Щоб забезпечення в Україні безпеку здоров'я користувачів, діють такі державні санітарні норми та правила при роботі з джерелами

електромагнітних та магнітних полів «ДСан ПіН 3.3.6.096-2003». При цьому ГДР напруженості електричної ($E_{ГД}$) і магнітної ($H_{ГД}$) має значення залежно від тривалості дії, дані в таблиці 6.1 [57].

Таблиця 6.1

Значення напруги ГДР електричної ($E_{ГД}$) і магнітної ($H_{ГД}$) складових

Час перебування персоналу, год	$E_{ГД}$, В/м					$H_{ГД}$, А/м			
	1-10/кГц	10-60/кГц	0,073/МГц	3-30/МГц	30-300/МГц	1-10/кГц	10-60/кГц	0,06-3/МГц	30-50/МГц
8	110	80	60	40	30	15	5	3	0,7
7	120	87	55	45	34	17	6	4	0,9
6	130	95	64	46	35	19	8	5	1
5	145	106	67	49	37	23	9	6	1.3
4	165	122	73	50	40	26	12	8	1.6
3	210	129	83	65	44	30	14	9	1.9
2	260	150	101	74	57	34	16	13	2.2
1	370	210	151	89	70	47	17	16	2.9
0,5	700	280	206	127	98	77	21	18	3

Внаслідок впливу на організм людини електромагнітних та магнітних випромінювань у НЧ діапазоні (30 кГц - 300 МГц) спостерігаються:

- загальна слабкість;
- підвищена стомлюваність;
- сонливість;
- порушення сну;
- головний біль та біль у ділянці серця.

З'являється дратівливість, зниження уваги, уповільнення рухових реакцій та мови. Для зниження рівня електромагнітного та магнітного випромінювання потрібно обмежити для абонентського приймача години безперервної роботи [57].

У Україні норми електромагнітної та магнітної безпеки контролюються правилами захисту населення і державними санітарними нормами. Від впливу електромагнітного та магнітного випромінювань, згідно з якими рівні інтенсивності електромагнітного випромінювання можуть дорівнювати $2.5_{\text{мкВт/см}^2}$. Під час роботи приймач абонентський генерує шуми, рівень якого дорівнює 54дБ. При цьому рівень звукового тиску допустимий має дорівнювати 50дБ [57].

Звукових сигналів у великій кількості, що досягають кори головного мозку, приводять до тривоги, страху та передчасній втомі. Вплив шуму на людину виявляється у широкому діапазоні:

- зміни у центральній нервовій системі;
- органах слуху;
- серцево-судинній та ендокринній системах;
- органах травлення;
- інших органах та системах.

Показником головним ушкоджуючої дії шуму є скарги на дратівливість, тривогу та порушення сну [57].

6.2 Засоби захисту від електромагнітного випромінювання

Методи та засоби захисту від електромагнітних полів можна умовно поділити на інженерно-технічні, організаційні та лікувально-профілактичні [58]. Відповідно до встановленої процедури, захист людини від такого небезпечного впливу має проводитися такими способами:

- зменшення випромінювання джерела;
- екранування джерела випромінювання та робочого місця;
- встановлення санітарно-захисної зони;
- поглинання чи зменшення утворення зарядів статичної електрики;
- усунення зарядів статичної електрики;
- підтримання оптимальної відносної вологості (не нижче 60%), іонного складу повітря робочих приміщень;
- застосування засобів індивідуального захисту.

Отже, перший крок у цьому напрямі можна зробити не вдаючись до застосування спеціальних засобів захисту від електромагнітних полів та матеріалів, що екранують. Оптимально розмістіть електроприлади будинку, збільшіть відстань від електроприладу до спального місця, видаліть штучні матеріали, зменшіть навантаження, виконуйте елементарні правила техніки безпеки користування електроприладами, мобільними телефонами, засобами зв'язку. Однак цього не завжди достатньо. Якщо Ви в групі ризику, якщо відчуваєте дискомфорт, пов'язаний із надмірним впливом ЕМІ на робочому місці або вдома – застосування матеріалів, що екранують, є життєво необхідним. Перед застосуванням засобів захисту від електромагнітних полів або екрануючих матеріалів необхідно спочатку провести дослідження, використовуючи спеціальне обладнання. Якщо Вам самим це зробити важко через ряд причин, зверніться до фахівців. В Україні такі послуги може запропонувати Науково-сервісна компанія ОТАВА, яка проводить аналіз фізичних параметрів та вимірювання рівня електромагнітного випромінювання, а також надасть рекомендації щодо виправлення ситуації [58].

Вплив такого фізичного явища як електромагнітне забруднення з усіма його різними специфічними проявами можна успішно зменшити, скориставшись достовірно ефективними фізичними рішеннями та ефективними матеріалами, що екранують. Ми не пропонуємо такі «спірні»

продукти, як екрануючі чіпи для мобільних телефонів, хвильові гармонізатори і т. д. Всі матеріали, що екранують, є результатом тривалих і копітких наукових досліджень і мають під собою строгу фізичну основу [59].

ВИСНОВКИ ДО РОЗДІЛУ 6

Приймачі абонентів створюють негативний вплив на довкілля. Вони є джерелами електромагнітного та магнітного випромінювання, шумового і забруднення. Щоб мінімізувати ризик захворювання ефективні інженерно-технічні заходи, які можуть знизити дію факторів, що вражають. Також було розглянуто проблему відходів виробництва, одне із рішень котрої було реалізовано, як створення пунктів прийому відходів електронного та електротехнічного обладнання.

ВИСНОВКИ

Впровадження мереж NGN, заснованих на парадигмі IP, дозволяє підвищити продуктивність мережі за рахунок оптимізації управління ресурсами та підвищення привабливості послуг, що пропонуються користувачеві. Однак впровадження нових платформ NGN має відбуватися в симбіозі з використанням відповідних процедур управління якістю обслуговування (QoS). Насправді рішення NGN, незважаючи на описані переваги, призводить до збільшення складності управління інструментами для контролю якості обслуговування, порівняно з традиційними мережевими рішеннями.

У запропонованій роботі проведено класифікацію та характеристику послуг, за допомогою яких закладаються основи оптимального впровадження

системи управління якістю. Потім були проаналізовані різні архітектурні рішення, і їх комбінація, та була обрана для мережа підтримки (DS-TE), яка, здавалося б, краще відповідає потребам диференціації трафіку, через DiffServ і завдяки впровадженню Traffic Engineering (TE), окрім оптимального керування мережевим трафіком, також досягається краще керування ресурсами шляхом встановлення ряду атрибутів відповідно до потреб постачальника.

Коли еталонну архітектуру було визначено, ми перейшли до вивчення деяких методологій оптимізації, що стосуються конкретних тем: перша стосується маршрутизації LSP у базовій мережі, друга стосується служби потокового відео в бездротовій локальній мережі, яку можна розуміти як одну із загальних мереж доступу багатодоменної мережі.

Основним елементом методів оптимізації маршрутизації є Multicommodity Flow Problem, який використовується як для початкового відображення маршрутів, у офлайновому стані мережі, так і на динамічній та дуже мінливій фазі керування новими запитами в мережі. Стосовно останнього етапу було запропоновано три підходи до вирішення проблеми маршрутизації. Перший — це підхід, який локально та поступово шукає, на основі пріоритету запиту, найкращий шлях для налаштування нового LSP. Якщо недостатньо ресурсів для задоволення запиту, використовується випередження LSP, які вже існують у мережі. Оптимальний шлях виходить шляхом мінімізації функції витрат, цілями якої є не лише залучення LSP з нижчим пріоритетом, але також мінімізація кількості LSP і зменшення смуги пропускання. Техніка також піклується про пошук оптимальних шляхів перемаршрутизації LSP, які беруть участь у випередженні, що дозволяє уникнути або обмежити кількість перебоїв послуг, відповідно до потреб провайдера. Конфігурація, отримана завдяки використанню цієї методології з децентралізованим підходом, забезпечує оптимізацію використання локальних ресурсів. Друга запропонована техніка, з іншого боку, незважаючи

на більшу складність, вирішує проблему онлайн маршрутизації відповідно до централізованого підходу, також заснованого на MCFP, який гарантує глобальну повторну оптимізацію використання мережевих ресурсів. і, отже, краще балансування навантаження із значним зниженням перебоїв у роботі служби. Щоб досягти найкращого компромісу між складністю та продуктивністю, було розроблено гібридну методологію, яка за замовчуванням використовує перший метод, за винятком використання другого, коли є надмірне зниження продуктивності.

Також в дипломній роботі була представлена схема керування швидкістю потокового відео по бездротових каналах, яка реалізує “віконний” підхід, що дозволяє зменшити коливання вихідної швидкості потоку. Швидкість кодування обчислюється, вимагаючи від буфера відтворення, щоб випадки бездіяльності залишалися нижче бажаного порогу. Ключовою частиною алгоритму є передбачення майбутніх затримок на основі даних, які були зібрані раніше. Результати експериментів демонструють ефективність запропонованого підходу для контролю частоти недоповнення буфера. Незначна розбіжність між бажаною ймовірністю та спостережуваною частотою подій в основному пов’язана з припущенням про незалежність між двома кадрами, що передаються послідовно..

Крім того, продуктивність системи контролю швидкості оцінювалася з урахуванням трьох методів старіння, щоб визначити найкращий компроміс між ймовірністю, якістю відео та складністю обчислень.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

- [1] Т. KWOK: «Послуги широкосмугового Інтернету для житлових будинків і вимоги до програм», журнал IEEE Communications, червень 1997 р.
- [2] МІНІСТЕРСТВО ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ: Якість послуг у мережі ІКТ, <http://www.comunicazioni.it/it/index.php?IdNews=88>
- [3] Р. Брейден, Д. Кларк і С. Шенкер «RFC 1633 – Інтегровані служби в архітектурі Інтернету: огляд. Інформаційний ”RFC, червень 1994
- [4] G. Huston, "Наступні кроки для архітектури IP QoS", IETF RFC 2990, листопад 2000 р.
- [5] Рекомендація ІТУ-Т Y.1241 «Підтримка послуг на основі IP з використанням можливостей передачі IP», березень 2001 р.
- [6] ISO 8402 «Управління якістю та забезпечення якості — словник», 1994 р.
- [7] WC Hardy, QoS Measurement and Evaluation of Telecommunications Quality of Service, Wiley, 2001
- [8] ETSI, «Мережеві аспекти (NA); Загальні аспекти якості обслуговування (QoS) і продуктивності мережі (NP), ”Tech. представник ETR003, 2-е видання, жовтень 1994 р
- [9] Рекомендація ІТУ-Т E.800, «Терміни та визначення, що стосуються якості обслуговування та продуктивності мережі, включаючи надійність», серпень 1993 р.
- [10] Рекомендація ІТУ-Т I.350 «Загальні аспекти якості обслуговування та продуктивності мережі в цифрових мережах, включаючи ISDN», березень 1993 р.

- [11] Рекомендація ІТУ-Т І.380 «Служба передачі даних за протоколом Інтернету – передача ІР-пакетів і параметри продуктивності доступності», лютий 1999 р.
- [12] Рекомендація ІТУ-Т G.1000 «Якість обслуговування зв'язку: структура та визначення», листопад 2001 р.
- [13] Е. Кроулі та ін., «Структура для маршрутизації на основі QoS в Інтернеті», ІETF RFC 2386, серпень 1998 р.
- [14] Р. Брейден, Д. Кларк і С. Шенкер, «Інтегровані служби в архітектурі Інтернету: огляд», ІETF RFC 1633, червень 1994 р.
- [15] С. Блейк та ін., «Архітектура для диференційованих послуг», ІETF RFC 2475, грудень 1998 р.
- [16] DO Awduche, «MPLS та інженерія трафіку в ІР-мережах», ІEEE Communication Magazine том.37, N. 12, грудень 1999
- [17] Рекомендація ІТУ-Т G.1540 «Передача ІР-пакетів і параметри продуктивності доступності», грудень 2002 р.
- [18] Рекомендація ІТУ-Т G.1541 «Цільові показники продуктивності мережі для послуг на основі ІР», трав. 2002 рік
- [19] F. Le Faucheur та W. Lai, «Вимоги до підтримки проектування трафіку MPLS з урахуванням диференційованих послуг», ІETF, RFC 3564, липень 2003 р.
- [20] Структура для роботи інтегрованих послуг у мережах Diffserv, RFC 2998
- [21] М. Лістанті «Мультипротокольна комутація міток (MPLS): архітектура еІнженерія дорожнього рухуВідділ «ІНФОКОМ», 2003р
- [22] Багатопротокольне перемикування міток, підтримка диференційованих послуг, RFC 3270
- [23] Багатопротокольна архітектура комутації міток, RFC 3031

- [24] Розробка трафіку MPLS, Cisco Systems Inc., 2000
- [25] P. Vaananen i R. Ravikanth, Framework for Traffic Management in MPLS Networks, IETF Internet Draft, березень 1998 р.
- [26] F. Le Faucheur, "Considerations on bandwidth constraint models for DS-TE," IETF, Internet Draft, work in progress, червень 2002 р.
- [27] Jaudelice C. de Oliveira, Caterina Scoglio, Ian F. Akyildiz, and George Uhl «New Preemption Policies for DiffServ-Aware Traffic Engineering to Minimize Rerouting in MPLS Networks», IEEE / ACM TRANSACTIONS ON NETWORKING, VOL. 12, № 4 СЕРПНЯ 2004 РОКУ
- [28] Jaudelice C. de Oliveira, Caterina Scoglio, Ian F. Akyildiz i George Uhl «Оптимальна політика для налаштування шляху з комутацією міток у мережах MPLS» Computer Networks 39 (2002) 165–183
- [29] A.Roveri "Телекомунікаційні мережі - загальні принципи" Scuola Superiore G.Reiss Romoli, 1995
- [30] О. Юніс, С. Фахмі Маршрутизація на основі обмежень в Інтернеті: основні принципи та останні дослідження, Департамент комп'ютерних наук, Університет Пердью
- [31] A.Bley, T. Koch, Integer programming approaches to access and mainbone IP-network planning, ZIBReport 02-41, 2002
- [32] Е.Аттео, С.Аваллоне, С.Р.Романо, Алгоритм призначення ваги зв'язку для мереж з інженерним трафіком, Функціональне програмування 1, 2005
- [33] Cisco Systems. <http://www.cisco.com>

- [34] Е. Кроулі, Р. Наір, Б. Джаджагопалан, Х. Сандік. "Рамка для маршрутизації на основі QoS в Інтернеті", RFC, <http://www.ietf.org/rfc/rfc2386.txt>, серпень 1998 р.
- [35] IW Widjaja, I. Saniee, A. Elwalid, D. Mitra. «Розробка онлайн-трафіку з маршрутизацією на основі дизайну», 15-й семінар спеціалістів ІТС з розробки та управління трафіком Інтернету, В Урцбург, Німеччина, липень 2002 р.
- [36] К. Кар, М. Кодіалам, Т. В. Лакшман: «Маршрутизація мінімальних перешкод із застосуванням до проектування трафіку MPLS», збірник IEEE INFOCOM, том 2, стор. 884–893, Тель-Авів, Ізраїль, березень 2000 р.
- [37] А. Б. Багула, М. Бота та А. Е. Кшезінський «Інжиніринг онлайнного трафіку: алгоритм оптимізації з найменшими перешкодами», Міжнародна конференція IEEE 2004 р.
- [38] S. Suri, M. Waldvogel і P. Ramesh Warkhede "Profile-Based Routing: A New Framework for MPLS Traffic Engineering" Quality of Future Internet Services: Second COST 263 International Workshop, Qofis 2001, Proceedings, Coimbra, Portugal, 24-26 вересня 2001р
- [39] А. Juttner, В. Szviatovszki, А. Szentesi, D. Orincsay, J. Harmatos «Оптимізація за запитом шляхів з комутацією міток у мережі MPLS» Комп'ютерні комунікації та мережі, матеріали. Дев'ята міжнародна конференція, 2000
- [40] К. Holmberg, D. Yuan. Проблема багатотоварного мережевого потоку з побічними обмеженнями на шляхах, що вирішуються генерацією стовпців, Journal onComputing, INFORMS 2003
- [41] Ф. Д'Андреаджованні, Оптимальна маршрутизація з обмеженнями QoS у телекомунікаційних мережах - магістерська робота, 2006
- [42] А.Сerrone, Розробка алгоритмів оптимізації для QoS маршрутизації в мережах з архітектурою DiffServ / MPLS, 2005

- [43] Ф. Бланші, Л. Мелон, Г. Ледюк. Маршрутизація в мережі MPLS із механізмами випередження, 10-та Міжнародна конференція з телекомунікацій, 2003 р.
- [44] P. Dharwadkar, HJSiegel, EKPCHong Евристика для динамічного розподілу смуги пропускання з випередженням і погіршенням для пріоритетних запитів, Протокол 21-ї міжнародної конференції розподілених обчислювальних систем, 2001 р.
- [45] JAGaray, I.S.Gopal Випередження викликів у мережах зв'язку, IEEE INFOCOM 1992
- [46] CHLau, BHSoong, SKBose Preemption algorithm with re-routing to minimize service disrupts, Ninth International Conference on Communications Systems, 2004
- [47] R.Boutaba, W.Szeto, Y.Iraqi Dynamic Online Routing Algorithm for MPLS Traffic Engineering, The International Journal of Network and Systems Management - Volume 10, Issue 3, 2002
- [48] B.Szviatovszki, Á.Szentesi, A.Ĵuttner "Minimizing re-routing in MPLS networks with preemptionconstraintbased routing", Computer Communications Journal on Advances in Performance Evaluation of Computer and Telecommunications Networking, 25 (11- 12), травень 2003 р
- [49] MRMeyer, D. Maddux, JPVasseur, C. Villamizar, A.Birjandi MPLS Traffic Engineering Soft Preemption, IETF Internet Draft, жовтень 2003 р.
- [50] С. Каллель. Аналіз схем ARQ пам'яті та додаткового резервування по нестационарному каналу. IEEE Trans. on Commun, 40: 1474–1480, 1992
- [51] Р. Денг. Гібридні схеми ARQ, що використовують кодовану модуляцію та об'єднання послідовностей. IEEE Trans. on Commun., сторінки 2239–2245, лют.-квіт. 1994 рік

- [52] Q. Zhang, W. Zhu та Y.-Q. Чжан, «Наскрізний QoS для доставки відео через бездротовий Інтернет», Праці IEEE, 93 (1), стор. 123-134, січень 2005
- [53] М. ван дер Шаар і Д. Шанкар. «Міжрівнева бездротова передача мультимедіа: виклики, принципи та нові парадигми», IEEE Wireless Communications, сторінки 50–58, серпень 2005 р.
- [54] С. Флойд та ін., «Контроль перевантаження на основі рівнянь для одноадресних програм», збірник ACM SIGCOMM 2000, стор. 43–56, серпень 2000
- [55] F. Yang, Q. Zhang, W. Zhu та Y.-Q. Чжан, «Наскрізний протокол TCP-Friendly Streaming Protocol and Bit Allocation for Scalable Video Over Wireless Internet», IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 22, вип. 4 травня 2004 р
- [56] М. Чен та А. Захор, «Керування швидкістю на основі кількох з'єднань TFRC для бездротових мереж», IEEE Trans. про мультимедіа, вип. 8, № 5 жовтня 2006 р
- [57] Y. Sun, I. Ahmad, D. Li та Y.-Q. Чжан, «Керування швидкістю на основі регіону та розподіл бітів для бездротової передачі відео», IEEE Trans. про мультимедіа, вип. 8, № 1 лютого 2006 р
- [58] С. Арамвіт, К. Лін, С. Рой і М. Сан, «Бездротова передача відео з використанням умовної повторної передачі та чергування з низькою затримкою», IEEE Trans. on Circuits and Systems for Video Tech, сторінки 558–565, Червень 2002 року
- [59] J. Cabrera, A. Ortega, and J. Ronda, “Stochastic rate-control of video coders for wireless channels,” IEEE Trans. on Circuits and Systems for Video Tech, 12 (6): 496-510, червень 2002 р.