ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ
НАВЧАЛЬНО-НАУКОВИЙ ІНСТИТУТ ІНФОРМАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ
КАФЕДРА КОМП'ЮТЕРНОЇ ІНЖЕНЕРІЇ

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА

на тему: «Програмний комплекс для розрахунку та оцінки часових параметрів комп'ютерної мережі»

на здобуття освітнього ступеня бакалавра
зі спеціальності 123 – Комп'ютерна інженерія
(код, найменування спеціальності)
освітньо-професійної програми Комп'ютерна інженерія
(назва)

Кваліфікаційна робота містить результати власних досліджень. Використання ідей, результатів і текстів інших авторів мають посилання на відповідне джерело

_____ *Артем ДУТЧИН*
(підпис) *Ім'я, ПРІЗВИЩЕ здобувача*

Виконав: здобувач вищої освіти гр. КІД-42
Артем ДУТЧИН
Ім'я, ПРІЗВИЩЕ
Керівник: Ярослав ТОРОШАНКО, к.т.н., с.н.с.
науковий ступінь, вчене звання Ім'я, ПРІЗВИЩЕ
Рецензент: _____
науковий ступінь, вчене звання Ім'я, ПРІЗВИЩЕ

Київ 2025

ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ

Навчально-науковий інститут Інформаційних технологій

Кафедра Комп'ютерної інженерії

Ступінь вищої освіти бакалавр

Спеціальність 123 – Комп'ютерна інженерія

Освітньо-професійна програма Комп'ютерна інженерія

ЗАТВЕРДЖУЮ
Завідувач кафедри
Комп'ютерної інженерії
_____ Наталія ЛАЩЕВСЬКА
_____
«_____» _____ 2025р.

ЗАВДАННЯ
НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ

Дутчин Артем Михайлович
(прізвище, ім'я, по батькові здобувача)

1. Тема кваліфікаційної роботи: Програмний комплекс для розрахунку та оцінки часових параметрів комп'ютерної мережі
керівник кваліфікаційної роботи Ярослав ТОРОШАНКО, к.т.н., доцент ,
(Ім'я, ПРІЗВИЩЕ, науковий ступінь, вчене звання)
затверджені наказом Державного університету інформаційно-комунікаційних технологій від «24» лютого 2025р. № 56
2. Строк подання кваліфікаційної роботи «3» червня 2024р.
3. Вихідні дані до кваліфікаційної роботи: науково-технічна література; методи комутації: MSM, PSM, CSM; топологія мережі; часові параметри мережі: час сеансу обміну, час затримки інформації, час передачі інформації, час утримання каналів; адресація в мережах: апаратні адреси, числові адреси, символьні імена
4. Зміст розрахунково-пояснювальної записки (перелік питань, які потрібно розробити)
1. Базові основи побудови комп'ютерних мереж
2. Процесуальні основи реалізації комп'ютерних інформаційних мереж
3. Розрахунок часових параметрів інформаційного обміну в комп'ютерних мережах
5. Перелік ілюстративного матеріалу: *презентація*
6. Дата видачі завдання «24» лютого 2025р.

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№ з/п	Назва етапів кваліфікаційної роботи	Строк виконання етапів роботи	Примітка
1	Збір даних	27.02-19.03.2025	Виконано
2	Обробка матеріалу	19.03-12.04.2025	Виконано
3	Розробка теоретичної частини	13.04-18.04.2025	Виконано
4	Оформлення розділу з розрахунками	19.04-29.04.2025	Виконано
5	Висновки за результатами аналізу	30.04-02.05.2025	Виконано
6	Оформлення пояснювальної записки	03.05-05.05.2025	Виконано
7	Розробка презентації	07.05-15.05.2025	Виконано
8	Передзахист	27.05-29.05.2025	Виконано
9	Здача в деканат	29.05-05.06.2025	Виконано

Здобувач вищої освіти _____ Артем ДУТЧИН
(підпис) *(Ім'я, ПРІЗВИЩЕ)*

Керівник кваліфікаційної роботи _____ Ярослав ТОРОШАНКО
(підпис) *(Ім'я, ПРІЗВИЩЕ)*

РЕФЕРАТ

Текстова частина кваліфікаційної роботи на здобуття освітнього ступеня бакалавра: 59 стор., 15 рис., 20 джерел.

Мета роботи – Виведення аналітичних виразів для попередньої оцінки часових параметрів комп’ютерної мережі

Об’єкт дослідження – Розрахунок та оцінка часових параметрів комп'ютерної мережі

Предмет дослідження – Часові параметри комп’ютерної мережі

Короткий зміст роботи: деталізований аналіз часових діаграм функціонування комп'ютерної мережі при використанні методів комутації повідомлень, пакетів та каналів. Виведення аналітичних виразів для розрахунку основних часових параметрів інформаційного обміну, які найбільше впливають на якість обслуговування користувача. Визначення деяких інших параметрів, які суттєво впливають на якість обслуговування користувача, проте носять більше експлуатаційний характер і визначаються використовуваними протоколами.

КЛЮЧОВІ СЛОВА: МЕТОДИ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ, ЧАСОВІ ПАРАМЕТРИ МЕРЕЖІ, КОМУТАЦІЯ ПОВІДОМЛЕНЬ, КОМУТАЦІЯ ПАКЕТІВ, КОМУТАЦІЯ КАНАЛІВ, MSM, PSM, CSM

ABSTRACT

The text part of the qualification work for the bachelor's degree: 59 pages., 15 images, 20 sources.

Purpose of the work – Derivation of analytical expressions for preliminary estimation of time parameters of a computer network

Object of research – Calculation and evaluation of time parameters of a computer network

Subject of research – Time parameters of a computer network

Summary of the work: Detailed analysis of the timing diagrams of the computer network functioning when using the methods of switching messages, packets and channels. Formation of analytical expressions for calculating the main time parameters of information exchange that have the greatest impact on the QoS. Determination of some other parameters that significantly affect the quality of user service, but are more operational in nature and are determined by the protocols used

KEYWORDS: DATA TRANSMISSION METHODS, TIME PARAMETER OF THE NETWORK, MESSAGE SWITCHING, PACKET SWITCHING, CHANNEL SWITCHING, MSM, PSM, CSM

ЗМІСТ

ВСТУП…… 9
1 БАЗОВІ ОСНОВИ ПОБУДОВИ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ……. 10
1.1 Багаторівнева організація мережі……... 10
1.2 Структура повідомлень……..... 14
1.3 Методи комутації і передачі даних……. 19
2 ПРОЦЕСУАЛЬНІ ОСНОВИ РЕАЛІЗАЦІЇ КОМП'ЮТЕРНИХ ІНФОРМАЦІЙНИХ МЕРЕЖ…… 23
2.1 Топологічні особливості структурної реалізації мереж……... 23
2.2 Адресація в телекомунікаційних мережах……. 25
2.3 Маршрутизація в телекомунікаційних мережах…….. 29
2.4 Керування трафіком……. 35
2.5 Захист від перенавантаження…….. 41
3 РОЗРАХУНОК ЧАСОВИХ ПАРАМЕТРІВ ІНФОРМАЦІЙНОГО ОБМІНУ В КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖАХ…….. 44
3.1 Показники ефективності комп'ютерних систем …….. 44
3.2 Розрахунок часових параметрів в мережах з комутацією повідомлень. 46
3.3 Розрахунок часових параметрів в мережах з комутацією пакетів...…... 53
3.4 Розрахунок часових параметрів в мережах з комутацією каналів.……... 58
ВИСНОВКИ…… 68
ПЕРЕЛІК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ……... 70

ВСТУП

У комп’ютерних мережах, де обсяг переданої інформації постійно зростає, а вимоги до якості обслуговування залишаються високими, однією з найважливіших задач на етапі проєктування є забезпечення належного рівня QoS (Quality of Service). Це передбачає не лише ефективне використання каналів зв’язку, а й забезпечення заданих часових параметрів, серед яких ключовим є мінімальний час доставки інформації кінцевому користувачу.

Досягнення цих показників потребує попереднього (первинного) розрахункового визначення основних параметрів мережі, що дозволяє ще на стадії проєктування оцінити її ефективність, скоротити строки розробки, а також зменшити фінансові й матеріальні витрати [2, 4, 7, 10].

На сьогодні є чимало публікацій, що охоплюють тематику передачі даних, принципи побудови телекомунікаційних систем і мереж, їх класифікації, топології та застосування різноманітних технологій і протоколів. Проте більшість із них орієнтовані на концептуальні питання організації мереж чи специфіку окремих технологій [2, 3, 5, 6, 17]. Дослідження конкретних часових характеристик, які безпосередньо визначають якість і ефективну роботу мережі, як правило, розглядаються лише в контексті окремих галузей застосування або окремих рішень.

При цьому аналітичні вирази для загальної оцінки параметрів комп’ютерної мережі з урахуванням різних способів і методів передачі даних або відсутні, або подані у загальних рисах і мають описовий характер. Це створює потребу у формуванні універсального підходу, що дозволить здійснювати первинну оцінку часових параметрів мережі незалежно від специфіки її побудови.

1 БАЗОВІ ОСНОВИ ПОБУДОВИ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖ

1.1 Багаторівнева організація мережі

Абстрактно інформаційно-обчилювальні машини можна представити, як сукупність систем, зв'язаних між собою деяким середовищем передачі. В якості систем виступають головні і термінальні комп'ютери і вузли зв'язку. Середовище передачі може мати різну фізичну основу і являти собою дротові, волоконно-оптичні, радіорелейні, тропосферні та супутникові лінії (канали) зв'язку. У кожній системі мережі відбувається певний набір процесів. Ці процеси, розподілені між різними системами, взаємодіють між собою завдяки середовищу передачі використовуючи обмін повідомленнями.

Щоб забезпечити гнучкість, ефективність та відкритість мережі, організовується керування процесами за багаторівневою схемою, приведеною на рисунку (Рисунок 1.1) [12, 18]. Кожна система має в наявності апаратні та програмні модулі, які позначені прямокутниками, і що виконують деякі функції передачі та обробки даних.

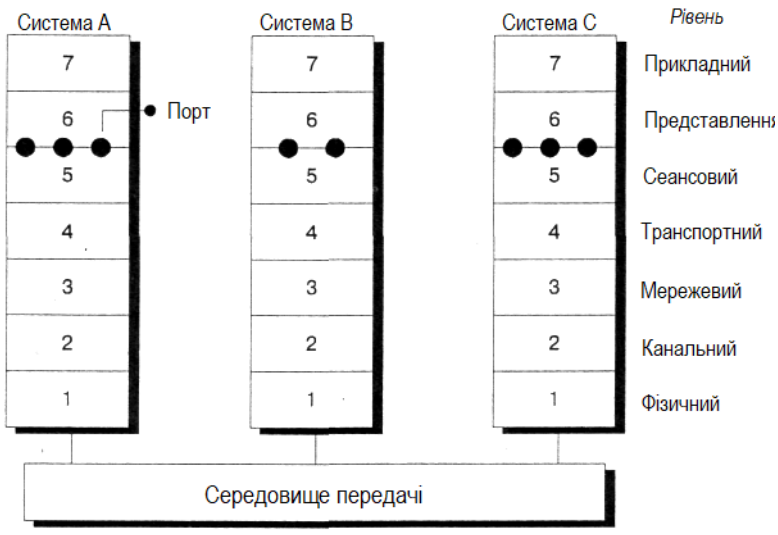


Рисунок 1.1 – Багаторівнева організація ІОМ

Модулі розподіляються за рівнями від 1 до 7. Рівень 1 являється нижнім, а рівень 7 – верхнім. Кожен модуль певного рівня N безпосередньо взаємодіє лише з модулями сусідніх рівнів – $N + 1$ та $N - 1$. Модуль першого рівня з'єднується із середовищем передачі, яке умовно можна вважати об'єктом нульового рівня. До верхнього, сьомого рівня ієрархії зазвичай належать прикладні процеси. Середовище передачі забезпечує зв'язок між процесами фізично. Прикладні процеси взаємодіють із середовищем передачі використовуючи шість проміжних рівнів управління – від 1 до 6.

Рівень 1 – фізичний – відповідає за керування каналом зв'язку, що включає його підключення, відключення та формування сигналів, які являються даними. Через вплив завад на канал у передані дані можуть вноситися спотворення, що знижує надійність передачі: імовірність помилки становить від 10^{-4} до 10^{-6}.

Рівень 2 – канальний – даним рівнем забезпечується надійність передачі даних через фізичний канал, сформований на першому рівні. Тут досягається гарантована другим рівнем імовірність помилки, що є не меншою за $10^{-8}...10^{-9}$. Для цього застосовуються механізми контролю даних, що приймаються і які дозволяють виявляти помилки, а у разі їх виявлення – здійснювати повторний запит на передачу. Таким чином, цей рівень дозволяє передавати дані по недостатньо надійному фізичному каналу з якістю, необхідною для стабільної роботи системи.

Рівень 3 – мережевий – на цьому рівні забезпечується передача даних через базову мережу передачі даних (МПД). Його завдання полягає в управлінні мережею, зокрема у виборі маршрутів передачі інформації між вузлами мережі.

Рівні 1 – 3 спільно формують базову МПД між користувачами та серверами.

Рівень 4 – транспортний – забезпечує взаємодію користувачів мережі (як головних, так і термінальних комп'ютерів) із базовою МПД. Даний рівень реалізує стандартне підключення різних систем до мережі передачі даних, що дозволяє організувати транспортну службу для обміну даними між системами мережі та мережею.

Рівень 5 – сеансовий – керує встановленням і підтримкою сеансів зв'язку на

час взаємодії процесів. На цьому рівні на запит процесів створюються порти для приймання і передачі повідомлень, а також організовуються логічні з’єднання.

Рівень 6 – представлення – транслює мови, коди та формати даних, що дозволяє взаємодіяти між собою комп’ютерам з різними операційними системами та що працюють на різних кодах, а також обмінюватися інформацією з терміналами різноманітних типів. Взаємодія процесів, які використовують різні мови представлення й обробки даних, здійснюється завдяки використанню стандартних форм представлення завдань та наборів даних. Функції цього рівня забезпечують інтерпретацію стандартних повідомлень відповідно до вимог конкретної системи – комп’ютера чи терміналу, що дає можливість, наприклад, одній програмі працювати з терміналами різноманітних типів.

Розглянута багаторівнева структура побудови мережі забезпечує незалежність керування на рівні N від порядку функціонування інших рівнів – як нижніх, так і верхніх. Так, наприклад, керування каналом (рівень 2) виконується незалежно від фізичних характеристик каналів зв’язку, які враховуються виключно на фізичному рівні (рівень 1). Керування мережею втілює специфічні процеси передавання даних по мережі, тоді як транспортний рівень взаємодіє з МПД як з єдиною системою, що забезпечує доставку повідомлень користувачам мережі. У підсумку, прикладні процеси призначені лише для виконання визначених функцій з обробки даних без врахування структури мережі, типів каналів зв’язку чи способу вибору маршруту. Гнучкість системи та її відкритість цим і забезпечується.

На рисунку (Рисунок 1.2) представлені засоби, що використовуються при взаємодії процесів А і В. Процеси А і В реалізуються в двох різних системах і опираються на службу взаємодії, яка для них є цілісною системою, яка реалізує необхідні функції. Взаємодія між процесами організовується засобами управління сеансами (рівень 5), що працюють на основі транспортного каналу [3, 13-15]. Останній забезпечує передачу повідомлення протягом сеансу. Транспортний канал, створюваний на рівні 4, включає мережу передачі даних, яка організовує зв'язки, тобто необхідні канали, між будь-якими заданими абонентами мережі.



Рисунок 1.2 – Взаємодія процесів в мережі з багаторівневою організацією

Кількість рівнів та розподілення функцій між ними суттєво впливають як на складність програмного забезпечення комп'ютерів, що входять до складу мережі, так і на її загальну ефективність. Формальної методики для вибору кількості рівнів немає – цей вибір здійснюється дослідницьким шляхом, ґрунтуючись на аналізі різних варіантів побудови мереж і на практичному досвіді створення та експлуатації раніше розроблених систем мереж. Розглянуту семирівневу модель, відому як "Еталонна модель взаємодії відкритих систем" (EMBBC), було іменовано архітектурою відкритих систем, і яку було прийнято як стандарт МОС. Вона стала основою при розробці ІОМ.

Сьогодні ця модель більш відома як еталонна модель OSI, була розроблена Міжнародною організацією зі стандартизації (ISO) і стала першим етапом у стандартизації протоколів, які застосовуються на різних рівнях мережі. У 1995 році модель зазнала оновлення. Назва "еталонна модель взаємодії відкритих систем ISO OSI (Open System Interconnection Reference Model)" відображає її призначення – забезпечення взаємодії між відкритими, тобто сумісними з іншими, системами. Для зручності її часто скорочено називають моделлю OSI.

Для організації функцій керування передачею даних у мережі використовуються як технічні, так і програмні засоби. Зазвичай, функції рівнів 1 та 2 реалізуються здебільшого технічними засобами: на фізичному рівні (рівень 1) – за допомогою електронних схем, а на канальному (рівень 2) – за допомогою

програмованих контролерів на базі мікрокомп'ютерів. Натомість функції 3 – 6 рівнів виконуються програмними засобами – мережним програмним забезпеченням головного або термінального комп'ютера. Міжрівнева взаємодія системи проводиться на основі узгодження – *інтерфейсу*, який визначає структуру передавання даних і алгоритм їх обміну між сусідніми рівнями. Для зв'язку між 1, 2 і 3 рівнями використовуються схемні інтерфейси, що реалізуються апаратно (наприклад, шини інтерфейсів). Взаємодія між рівнями управління, які реалізуються програмними засобами, організовується за допомогою програмних інтерфейсів – набором процедур:

$$F_1\ (U_1), \dots, F_n\ (U_n), \tag{1.1}$$

де F_1, ..., F_n – назви процедур, які реалізуються на j-му рівні управління;

U_1 ..., U_n – множини формальних параметрів, що використовуються в цих процедурах.

Ініціація програмами сусіднього рівня вказаних процедур забезпечує виконання функцій, що покладені на j-й рівень управління.

1.2 Структура повідомлень

Організоване багаторівневе управління мережевими процесами створює необхідність змінювати на кожному рівні передавані повідомлення стосовно реалізованих на даному рівні функцій. На рисунку (Рисунок 1.3) представлено виконання модифікації за схемою:

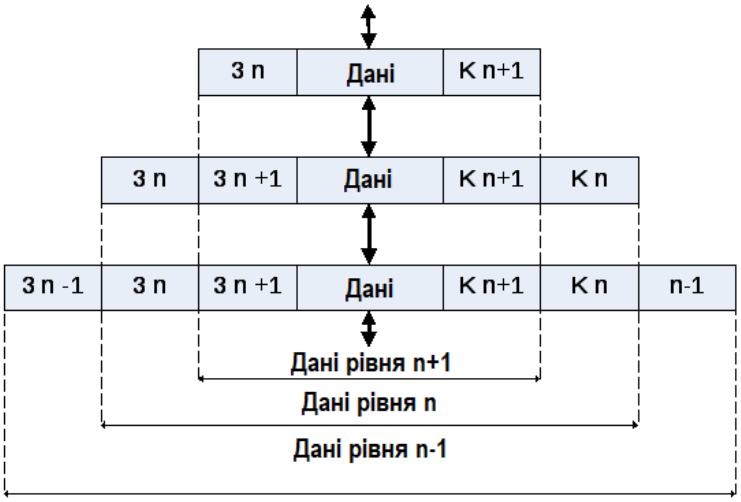


Рисунок 1.3 – Структура повідомлень на різних рівнях.

Передавані у формі повідомлення дані забезпечуються *кінцевиком* та *заголовком*, які вміщають в собі інформацію, потрібну для його обробки на конкретному рівні [1, 5, 10]. До такої інформації належать адреса відправника, тип повідомлення, порту, каналу, адреса одержувача і т.д. Сукупність заголовка і кінцевика називається *обрамленням повідомлення* (або обрамленням даних). Сформоване рівнем n + 1 повідомлення під час обробки на рівні n доповнюється службовою інформацією – заголовком $З_n$ та кінцевиком $К_n$. Далі, на наступному нижчому рівні, до нього знову додаються заголовок $З_{n-1}$ і кінцевик $К_{n-1}$. Під час передачі в напрямку від нижчих рівнів до вищих це обрамлення поступово видаляється. У результаті кожен рівень працює лише зі своїм заголовком і кінцевиком, сприймаючи все, що знаходиться між ними, як дані вищого рівня. Такий підхід забезпечує незалежність даних, що належать до різних рівнів управління під час передачі повідомлення.

Процес додавання обрамлення до повідомлень нагадує вкладення листа в конверт під час пересилання поштою. Усі необхідні дані для доставки зазначаються на конверті. Коли повідомлення передається на нижчий рівень, його ніби вкладають у новий "конверт" з відповідною службовою інформацією. Системи управління нижнього рівня працюють лише з цим обрамленням, не зачіпаючи вмісту самого повідомлення. При піднятті повідомлення на вищий рівень

обрамлення знімається, і обробляється наступне. Таким чином, кожен рівень взаємодіє тільки з власним "конвертом", не враховуючи структуру вкладеного повідомлення. Завдяки цьому, структура повідомлень, сформованих на верхніх рівнях, ніяким чином не впливає на функціональність нижчих рівнів.

На фізичному, нижньому, рівні в якості заголовка та кінцевика використовуються спеціальні коди, наприклад байт із послідовністю "01111110", який зустрічається в даних вищого рівня. Проте така комбінація в переданих даних може випадково сприйнятися як заголовок повідомлення самою апаратурою для передачі, якщо не вжити необхідних заходів. Щоб уникнути цього, застосовують метод забезпечення прозорості каналу – бітстафінг. Як тільки передано заголовок "01111110", то всі дані, що були передані з другого рівня (Рисунок 1.1), проходять перевірку на наявність в них 5 одиниць. Коли дана послідовність виявлена – в даних вставляється "0" після п’ятої одиниці. При отриманні даних проводиться зворотна процедура: цей нуль в комбінаціях "1111101" видаляється, відновлюючи вихідну послідовність. Завдяки такому механізму забезпечується коректне передавання інформації по фізичному каналу.

Гнучкість побудови мережі та зручність її реалізації забезпечуються тим, що обмін повідомленнями (даними) відбувається лише між процесами одного рівня. Іншими словами, прикладні процеси можуть взаємодіяти виключно з іншими прикладними процесами, а процеси управління передачею на рівнях 1, 2 тощо – лише з процесами своїх відповідних рівнів. Такий принцип організації, подібно до механізму обрамлення повідомлень, є обов’язковою умовою для збереження логічної незалежності між рівнями в мережі.

Схема такої взаємодії процесів показана рисунку (Рисунок 1.4). Прикладний процес системи А (7-й рівень) формує повідомлення для прикладного процесу системи В, дотримуючись правил їхньої логічної взаємодії, але без врахування структури самої мережі. Фізично ці повідомлення, сформовані в системі А, послідовно проходять через рівні 6, 5, 4 і далі до 1, на кожному з яких додається відповідне обрамлення. Після цього дані передаються через канал зв’язку і, проходячи рівні 1, 2, 3…6 у системі В, поступово звільняються від обрамлення. У

підсумку повідомлення у повністю розконвертованому вигляді надходить до прикладного процесу в системі В [4, 5, 7, 10, 17, 18].

Подібним чином процес керування транспортуванням повідомлень у базовій мережі МПД (на рівні 4) передає власні дані у вигляді повідомлень із відповідним обрамленням. Уся інформація, що знаходиться поза цим обрамленням, до даного процесу не має відношення. Таким чином, процеси одного рівня в різних системах здійснюють обмін даними переважно через заголовки та кінцевики повідомлень. Системний процес може надсилати своє повідомлення іншому процесу того самого рівня у визначеному порядку, причому весь зміст такого повідомлення призначається однойменному процесу в іншій системі. Подібні повідомлення називають керуючими, і вони, як правило, використовуються на рівнях з 2 по 5.

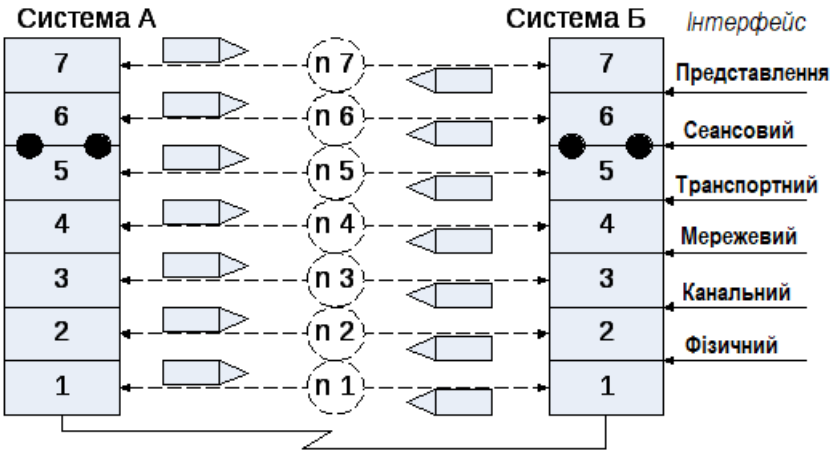


Рисунок 1.4 – Мережні протоколи.

Сукупність семантичних і синтаксичних правил, які регламентують роботу систем або їхніх компонентів (пристроїв або частин систем), що виконують узгоджені функції під час обміну даними (тобто правила взаємодії процесів шляхом передачі повідомлень), називається протоколом. Для кожного рівня моделі використовуються відповідні протоколи: П1, П2, ..., П7.

Протоколи мають такі особливості, що відрізняють їх від інтерфейсів:

– паралелізм взаємодіючих процесів;

– взаємна невизначеність стану процесів, пов'язана з відсутністю у

кожної з них повної інформації про стан іншого процесу;

– відсутність однозначної залежності між подіями і діями, виконуваними при їх настанні;

– відсутність повної гарантії доставки повідомлень.

Особливості 2 і 3 протоколів зв'язані з тим, що взаємодіючі процеси реалізуються в різних системах – в різних, територіально далеких комп'ютерах. З цієї причини може невмотивовано змінитися стан будь-якого з процесів: користувач може припинити роботу, прикладна програма – перейти в стан очікування або завершитися через особливу ситуацію, що виникла при її виконанні, і т.д. До того ж при розробці протоколів враховується той факт, що повідомлення може не досягти адресата, внаслідок чого процес, що послав повідомлення, може не отримати необхідної йому у відповідь реакції. Ці чинники істотно збільшують складність протоколів.

Під час опису протоколів зазвичай виділяють їх логічну та процедурну характеристики. Логічна характеристика визначає структуру (формат) і зміст (семантику) повідомлень, що передаються. Вона описується набором типів повідомлень і їхніх значень. Правила виконання дій, передбачених протоколом взаємодії, формують його процедурну характеристику. Цю характеристику можна подати різними математичними способами: у вигляді автоматних моделей, мереж Петрі, алгоритмічних схем тощо.

Таким чином, загальна логіка побудови інформаційно-обчислювальних мереж значною мірою визначається саме протоколами, які встановлюють як формат і типи повідомлень, так і процедур їхньої обробки – тобто реакцію на отримані повідомлення та створення власних. Кількість рівнів управління разом із типами застосовуваних протоколів формують архітектуру інформаційно-обчислювальної мережі.

1.3 Методи комутації і передачі даних

Існує три основні способи обміну інформацією між абонентами: комутація каналів, комутація повідомлень і комутація пакетів.

Комутація каналів передбачає виділення окремого фізичного каналу зв'язку для безпосередньої передачі даних між двома абонентами. Послідовність дій під час встановлення такого з'єднання та передавання даних у мережі передачі даних (МПД) показана на часовій діаграмі (Рисунок 1.5). Абонент a_i починає встановлення зв'язку з абонентом a_j. Відповідний вузол зв'язку A, отримавши запит із адресою одержувача a_j, виконує з'єднання – проключає лінію абонента a_i з лінією, що з'єднує його з вузлом B. Далі така ж процедура проключення відбувається між вузлами B, C і D. У підсумку формується канал між абонентами a_i та a_j. Після завершення комутації вузол D (або сам абонент a_j) надсилає сигнал зворотного зв'язку, який повідомляє про готовність до передачі. Після отримання цього сигналу абонент a_i починає передавати дані. Тривалість обміну залежить від пропускної здатності каналу (тобто швидкості передачі), об'єму переданих даних та часу проходження сигналу по каналу. Час доставки повідомлення позначається величиною U1.

Комутація повідомлень здійснюється шляхом передавання повного повідомлення, яке містить заголовок із адресною інформацією та власне дані, по маршруту, що визначається вузлами мережі на основі вказаної в заголовку адреси одержувача – абонента a_j. Повідомлення, сформоване відправником a_i, спочатку приймається вузлом A і тимчасово зберігається у його пам'яті. Далі вузол A аналізує заголовок повідомлення, визначає оптимальний маршрут і передає його на наступний вузол – до вузла B. Вузол B, прийнявши повідомлення, також зберігає його в пам'яті, обробляє заголовок і після цього пересилає далі по лінії зв'язку до наступного вузла. Час, необхідний для доставки даних при такому способі обміну, позначається величиною U2.

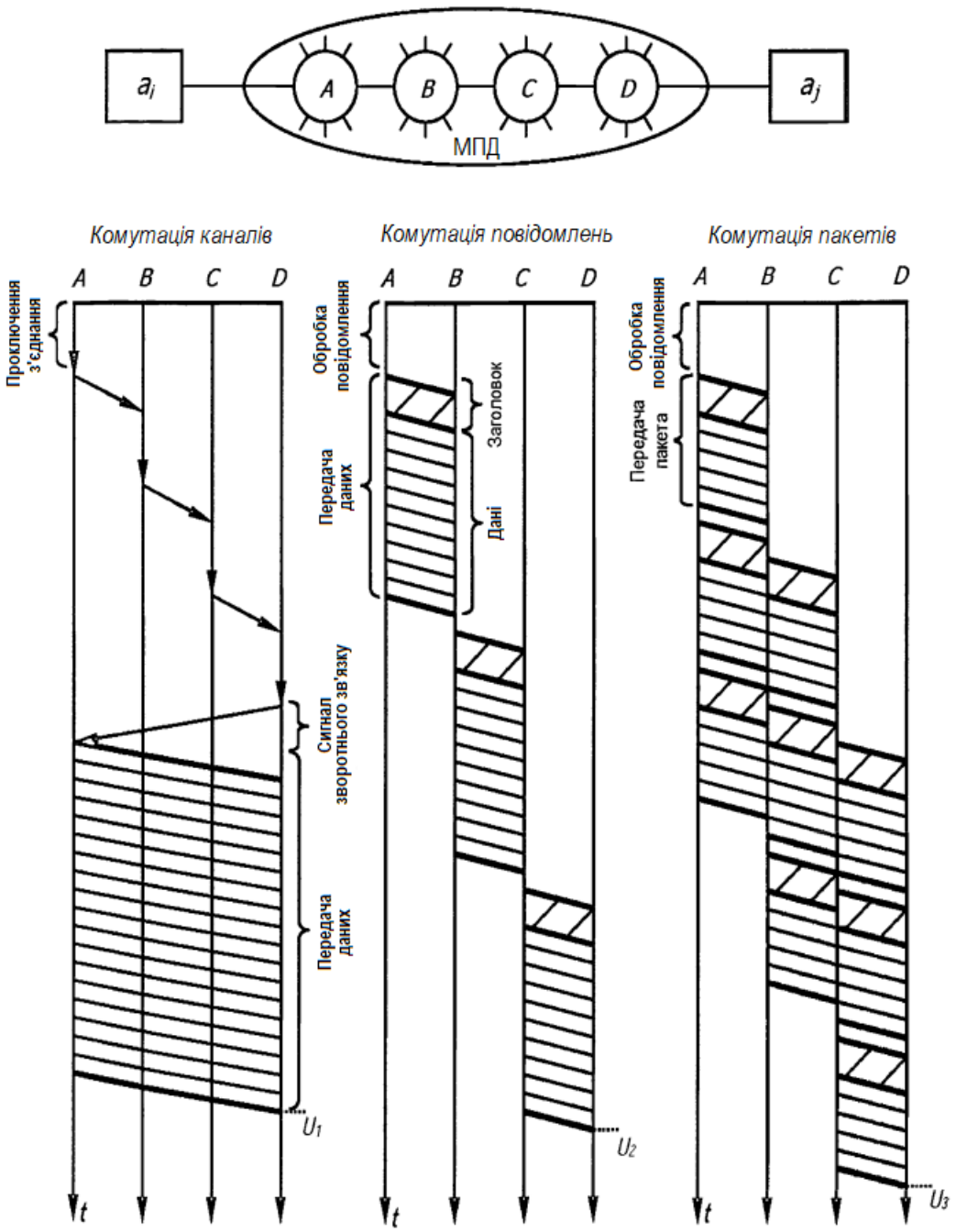


Рисунок 1.5 – Комутація каналів, повідомлень, пакетів

Комутація пакетів передбачає поділ повідомлення на менші фрагменти – пакети, кожен із яких має власний заголовок і встановлену максимальну довжину. Ці пакети надсилаються мережею за маршрутом, який визначається її вузлами. За своєю організацією передача пакетів подібна до комутації повідомлень, але різниця в тому, що замість одного великого повідомлення передається послідовність обмежених за розміром пакетів (наприклад, по 1024 біти кожен) [2, 4, 5, 7, 10, 17,

18].

В ІОМ комутація пакетів – основний спосіб передачі даних. Це зумовлено частково тим, що комутація пакетів призводить до малих затримок під час передавання даних через МПД, а також наступними обставинами.

По-перше, при використанні комутації каналів необхідно, щоб усі лінії зв’язку, які формують канал, мали однакову пропускну здатність, що значно посилює вимоги до мережі МПД. Натомість комутація повідомлень і пакетів дозволяє передавати інформацію через лінії зв’язку з різною пропускною здатністю.

По-друге, передача даних у вигляді пакетів забезпечує найліпші умови для мультиплексування, тобто об'єднання кількох потоків даних на одному каналі. Принцип такої організації потоків даних (пакетів) відображено на часовій діаграмі, наведеній на рисунку (рисунок 1.6):

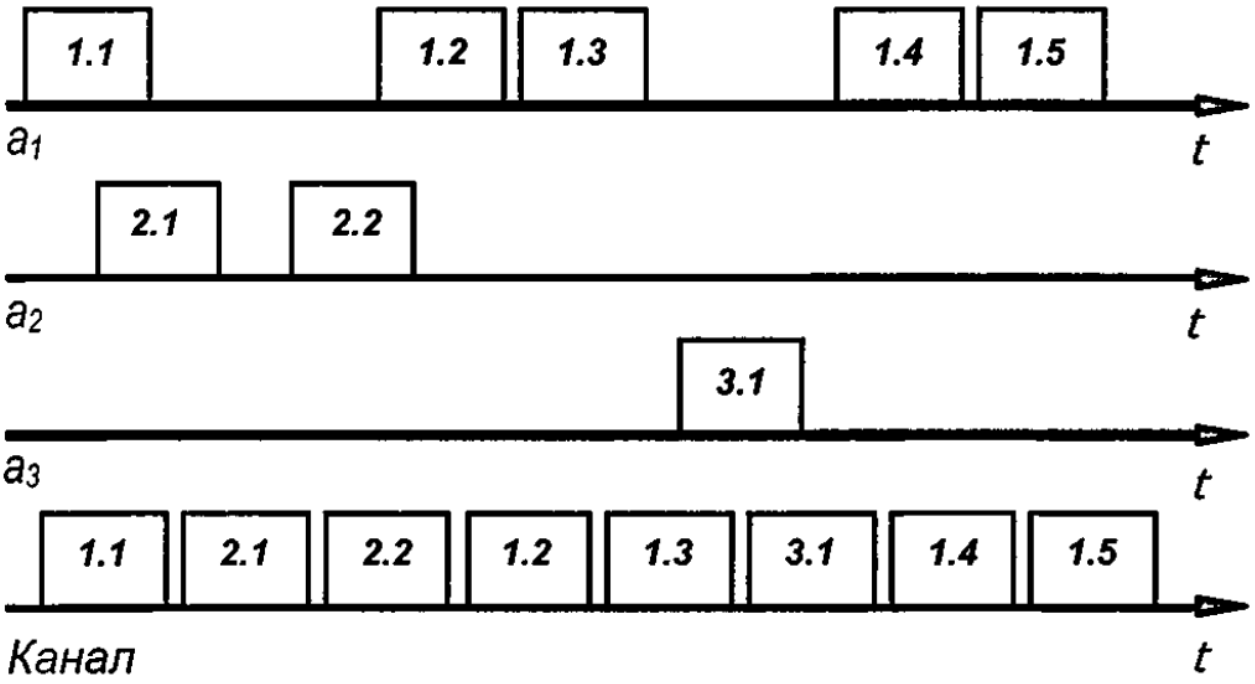


Рисунок 1.6 – Тимчасове об’єднання (мультиплексування) потоків даних

Перші три осі отримують потоки даних (пакетів), що генеруються абонентами a_1, a_2, a_3. Подвійна нумерація пакетів на малюнку означає номер абонента і номер

пакета в потоці. Канал використовується для обслуговування трьох абонентів – шляхом поділу в часі, тобто почергового надання каналу абонентам. Завдяки цьому ефективно використовуються лінії зв'язку, що з'єднують вузли зв'язку та комп’ютери із МПД, і одна лінія зв'язку забезпечує роботу багатьох взаємодіючих абонентів. Економічність комутації пакетів дещо знижується через розмноження заголовків, що супроводжують кожен пакет, але ці втрати виправдовуються за рахунок ефекту мультиплексування сильно пульсуючих потоків даних, характерних для ІОМ.

По-третє, пакетна довжина є невеликою, що надає змогу виділяти для проміжного зберігання переданих даних менший об'єм пам'яті, ніж потрібно для повідомлень. Крім того, використання пакетів спрощує завдання управління потоками даних, оскільки для прийому потоку пакетів у вузлах зв'язку потрібно резервувати менше пам'яті, ніж для прийому потоку повідомлень.

По-четверте, надійність передачі даних лініями зв'язку невелика. Типова лінія зв'язку забезпечує передачу даних з імовірністю спотворень 10^{-4} ... 10^{-6}. Що більша довжина переданого повідомлення, то більша ймовірність того, що воно буде спотворено перешкодами. Пакети, маючи незначну довжину, більшою мірою захищені від спотворення, аніж повідомлення. До того ж спотворення унеможливлюється шляхом перезапиту даних. Пакети значно краще узгоджуються з методом перезапитів, ніж повідомлення, і найефективніше використовують пропускну здатність ліній зв'язку, що працює в умовах перешкод. Ці обставини призвели до використання комутації пакетів як основного способу організації каналів зв'язку в мережах передачі даних інформаційно-обчислювальних машин.

2 ПРОЦЕСУАЛЬНІ ОСНОВИ РЕАЛІЗАЦІЇ КОМП'ЮТЕРНИХ ІНФОРМАЦІЙНИХ МЕРЕЖ

2.1 Топологічні особливості структурної реалізації мереж

Передусім слід визначити, що таке структура будь-якої складної системи.

Структура системи – це стало визначений набір елементів та зв'язків між ними. Це визначення вдало передає основний зміст поняття структури: її елементний склад, наявність взаємозв'язків і сталість (інваріантність) цих зв'язків у межах певного проміжку часу. Проте враховувати лише інваріантність структури недостатньо. Оскільки структура є однією з характеристик системи, важливо чітко визначити, які властивості та ознаки відносяться до структурних, а які – ні.

Однією з ключових категорій, що визначають структуру, є топологія – це набір елементів і зв'язків між ними, з урахуванням лише їх наявності та взаємозв'язку, без інших характеристик. Як правило, такі зв'язки подаються у вигляді топологічного графа і формалізуються засобами теорії графів. Щодо інформаційної мережі, під її структурою слід розуміти сукупність мережевих пунктів (станцій, вузлів тощо) та ліній або каналів, що їх з'єднують, разом із просторовим розташуванням усіх елементів і характеристиками, які визначають можливості передачі та розподілу повідомлень. Структура мережі відображає її здатність забезпечувати доставку повідомлень у різні точки мережі. При цьому можна розглядати як структуру всієї мережі загалом, так і окремих її підмереж, виділених за характером переданої інформації, територіальним розміщенням, відомчою належністю або іншими критеріями.

Залежно від характеристик каналів, ребра можуть бути як спрямованими, так і неспрямованими. Для проведення різноманітних кількісних оцінок кожному ребру можна призначити певну вагу – числове значення (або набір значень), яке відображає одну з властивостей цього ребра як частини маршруту передачі

інформації. Найчастіше в якості ваги використовують довжину ребра, пропускну здатність, надійність, вартість тощо. Також вузлам графа можуть призначатися ваги або функції, які можуть характеризувати, наприклад, пропускну спроможність вузла, швидкодію обладнання, що встановлене в ньому, або ж спосіб обробки й перетворення потоків даних, що проходять через цей вузол. Кількість ребер, які ідентичні певному вузлу (як вхідних, так і вихідних), називають рангом вузла. Якщо ранг вузла дорівнює 1, такий вузол є тупиковим, тобто через нього не може бути прокладено жодного шляху. Вузли, які з'єднані між собою ребром, називають суміжними.

Розрізняють такі топологічні способи зв'язків між вузлами (Рисунок 2.1):

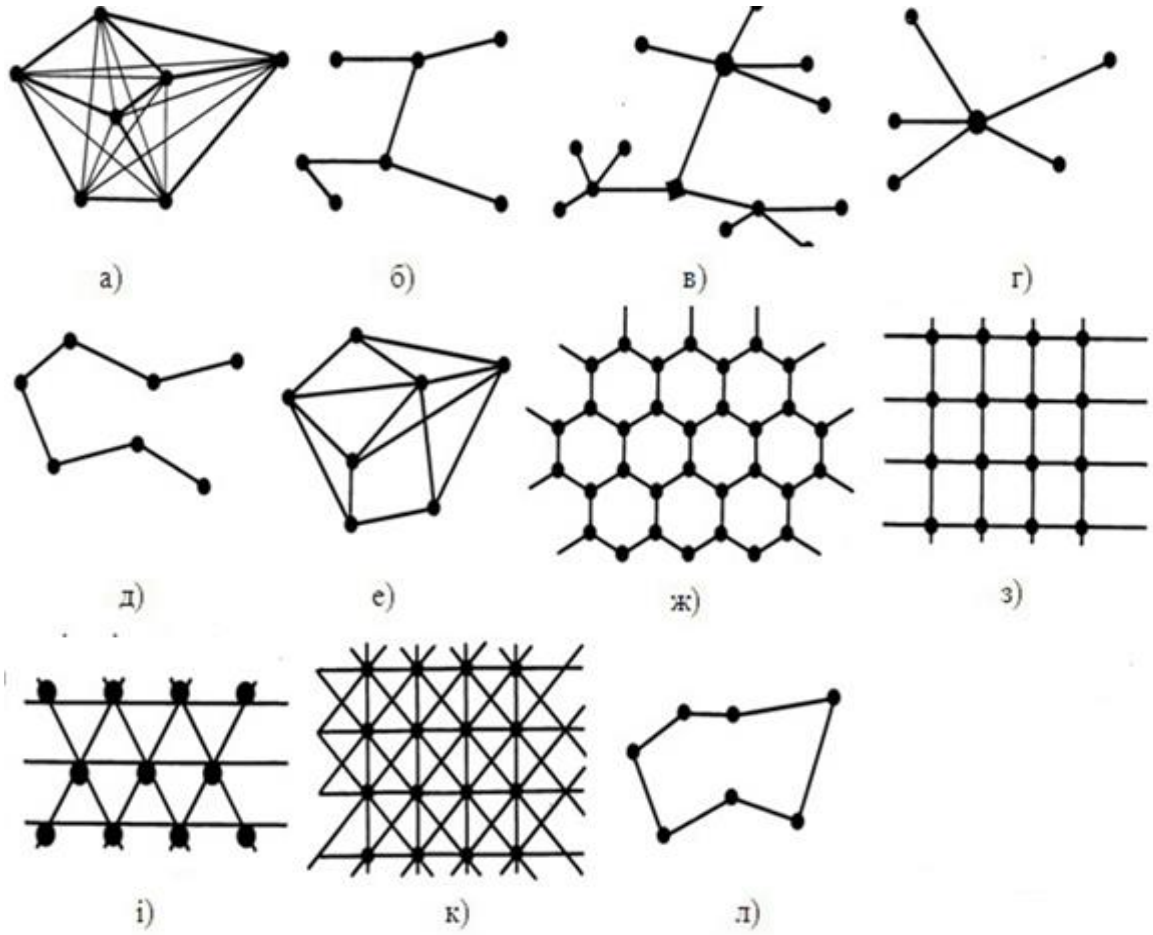


Рисунок 2.1 – Структури інформаційних мереж

– Повнозв'язна мережа (Рисунок 2.1, а): усі вузли сполучені між собою

за принципом "кожний з кожним";

– Деревоподібна структура (Рисунок 2.1, б): між будь-якими двома вузлами існує лише один можливий маршрут. Окремими випадками деревоподібної мережі може бути вузлова мережа (Рисунок 2.1, в) з ієрархічною побудовою і субпідрядністю вузлів, зіркоподібна (Рисунок 2.1, г) з одним вузлом і лінійна (Рисунок 2.1, д) [3, 5];

– Сіткоподібна мережа, сітка (Рисунок 2.1, е – л), у якій кожен вузол підключений лише до кількох сусідніх вузлів, зазвичай найближчих. Планову (пласку) сітку можливо зобразити на площині без перетинів ребер (на рисунку (Рисунок 2.1, е) деякі ребра перетинаються, але їх можна зобразити й без цього) [5, 10].

Не планову (не пласку) сітку неможливо побудувати без перетину ребер (Рисунок 2.1,ж) [10].

Окремим різновидом сітки є кільцева (петльова, шлейфна) мережа (Рисунок 2.1, л) [5].

2.2 Адресація в телекомунікаційних мережах

Ще однією важливою задачею, яку необхідно враховувати при об’єднанні трьох і більше комп’ютерів у мережу, є проблема їх адресації. До адреси вузла мережі та системи присвоєння адрес вузлам мережі висувається кілька основних вимог:

– Адреса повинна однозначно ідентифікувати кожен комп’ютер у мережі незалежно від її розміру.

– Система розподілу адрес має мінімізувати потребу в ручному налаштуванні з боку адміністратора та зменшувати ризик появи однакових адрес у мережі.

– Бажано, щоб адреса мала ієрархічну будову, що полегшує організацію великих мереж. Це схоже на міжнародні поштові адреси: для пересилання достатньо знати країну, не заглиблюючись у деталі на кшталт міста чи вулиці. Відсутність ієрархічності у великих мережах призводить до суттєвих витрат – як кінцевим вузлам, так і мережевому обладнанню доведеться оперувати з таблицями на тисячі записів.

– Адреса має бути зрозумілою для користувачів, бажано у вигляді символьного імені, наприклад, Server 3 або www.cisco.com.

– Також важливо, щоб адреса займала якомога менше пам’яті, щоб не перевантажувати пам’ять мережевого обладнання – адаптерів, маршрутизаторів тощо.

Очевидно, що ці вимоги є частково суперечливими. Наприклад, ієрархічна адреса зазвичай займає більше місця, ніж «плоска» (тобто без структури, неієрархічна), а символьне позначення потребує більше ресурсів, ніж числове.

Вищеназвані вимоги нелегко поєднати в рамках однієї схеми адресації, тому на практично застосовується відразу декілька схем, так що комп'ютер має доступ до кількох адрес-імен. Кожна адреса застосовується в тих випадках, де це найбільш доцільно. Щоб уникнути плутанини й забезпечити однозначне визначення своєю адресою, використовуються спеціальні протоколи, які дозволяють визначати та зіставляти адреси різних типів між собою.

На сьогодні найбільше поширення отримали три основні схеми адресації вузлів:

– *Апаратні адреси*. Вони використовуються переважно в мережах невеликого або середнього масштабу й не мають ієрархічної будови. Типовим прикладом є адреса мережевого адаптера локальної мережі. Такі адреси застосовуються здебільшого самою апаратурою, тому їх намагаються робити максимально компактними, подаючи у двійковому або шістнадцятковому форматі, наприклад 00:81:00:5e:24:a8. Переважно апаратні адреси не потребують ручного налаштування, оскільки вони або закладені виробником у пристрій, або генеруються автоматично при кожному запуску. При цьому унікальність адрес

забезпечує саме мережеве обладнання. Однак апаратні адреси мають певні недоліки – наприклад, при заміні адаптера змінюється і адреса комп'ютера. А при встановленні кількох мережевих адаптерів у одному пристрої він отримує кілька різних адрес, що може створювати незручності для користувачів мережі [5,10, 17].

– *Символьні адреси (імена).* Ці адреси орієнтовані на зручність запам'ятовування людиною й зазвичай мають смислове наповнення. Їх зручно використовувати як у малих, так і великих мережах. У масштабних мережах символьні імена часто мають розгалужену ієрархічну структуру. Наприклад: ftp-arch1.ucl.ac.uk. Така адреса вказує, що комп'ютер підтримує FTP-архів у мережі одного з коледжів Лондонського університету (University College London – ucl), що входить до академічного сегменту (ac) Британського Інтернету (uk). Водночас у межах внутрішньої мережі Лондонського університету таку довгу адресу використовувати незручно, тому для локального застосування доцільно обмежитися короткою назвою – наприклад ftp-arch1 [5, 10].

– *Числові складові адреси*. Символьні імена зручні для сприйняття та запам'ятовування людиною, однак через їхню змінну довжину і структуру їх використання в мережах є не надто ефективним з погляду передачі та обробки. Тому в більшості великих мереж для ідентифікації вузлів застосовуються числові адреси компактного та фіксованого формату. Типовими прикладами таких адрес є IP- та IPX-адреси. Вони мають дворівневу ієрархію – адресу поділено на старшу частину (номер мережі) та молодшу (номер вузла). Це дозволяє здійснювати маршрутизацію між мережами, використовуючи лише номер мережі, а визначення конкретного вузла відбувається вже після того, як повідомлення потрапило до потрібної мережі. Такий принцип можна порівняти з доставкою листа: назва вулиці стає актуальною лише після прибуття листа до правильного міста. Останнім часом для підвищення ефективності маршрутизації у великих мережах пропонуються складніші формати числових адрес, що включають три і більше складових. Подібний підхід реалізовано, зокрема, у сучасному протоколі IPv6, створеному для роботи в глобальній мережі Інтернет [1, 3, 5, 10, 17, 18].

На практиці в більшості сучасних мереж одночасно використовуються всі

три розглянуті схеми адресації. Користувачі адресують комп'ютери символьними іменами, які автоматично перетворюються у числові адреси для передачі даних мережею. Далі ці числові значення використовуються для маршрутизації між мережами, а після прибуття в потрібну мережу на етапі остаточної доставки, замість числової застосовується апаратна адреса кінцевого пристрою. Подібна система адресації застосовується навіть у невеликих локальних мережах, щоб уникнути ускладнень під час їхнього подальшого підключення до більших мережевих структур і забезпечити сумісність на рівні операційних систем.

Завдання встановлення відповідності між різними типами адрес – це функція служби дозволу імен. Це завдання може вирішуватися як централізовано, так і розподілено. При централізованому підході в мережі визначається спеціальний комп'ютер – сервер імен, який зберігає таблицю відповідності, наприклад, між символьними іменами та числовими адресами. Інші пристрої мережі звертаються до цього сервера для того, щоб дізнатися числову адресу потрібного комп’ютера за його символьним ім’ям, необхідну для передачі даних. У разі розподіленого підходу кожен комп’ютер самостійно виконує процес визначення відповідності між іменами. Наприклад, коли користувач задає лише числову адресу вузла-приймача, комп’ютер-відправник розсилає по мережі спеціальне широкомовне повідомлення з проханням повідомити, кому належить ця адреса. Кожен комп’ютер мережі порівнює отриману адресу зі своєю, і той, у кого знайдеться збіг, надсилає відповідь зі своєю апаратною адресою. Після цього передача даних у мережі може розпочатися.

Перевага розподіленого способу в тому, що він не потребує виділення окремого сервера (комп’тера) і не вимагає ручного заповнення таблиць відповідності імен. Однак його недолік проявляється у тому, що такі запити навантажують мережу, оскільки кожен вузол змушений опрацьовувати широкомовні повідомлення, навіть якщо вони його не стосуються. Через це розподілений варіант доцільно застосовувати тільки в малих локальних мережах. У масштабних мережах, де розповсюдження таких повідомлень по всіх сегментах стає неможливим, використовують централізований підхід. Найпоширенішим

прикладом централізованої служби дозволу імен є система DNS (Domain Name System), яка функціонує в мережі Інтернет.

2.3 Маршрутизація в телекомунікаційних мережах

Пакети надходять у МПД, коли в їхньому заголовку є адреса порту призначення. Вузол зв'язку МПД, куди надійшов пакет, повинен за адресою порту призначення визначити *маршрут* передачі пакета – вихідну лінію зв'язку, у яку потрібно передати пакет. При передачі даних по віртуальному каналу маршрутизація виконується один раз, коли встановлюється віртуальне з'єднання. При передачі ж даних у формі дейтаграмм вона виконується для кожного окремого пакета.

Вибір маршруту у вузлах зв'язку МПД виробляється *по алгоритму маршрутизації* – правилу призначення вихідної лінії зв'язку на основі даних, що втримуються в заголовку пакета, і даних, що представляють стан вузла зв'язку й, можливо, МПД у цілому [10]. Ефективність алгоритму маршрутизації характеризується наступними показниками:

– час доставки пакетів;

– навантаження, створюваної на мережу потоками пакетів, що надходять у мережу й розподіляються по лініях і вузлам зв'язку;

– витратами ресурсів у вузлах зв'язку, у першу чергу – витратами пам'яті й часу процесора комунікаційної обчислювальної машини.

Перші два показники – основні при оцінці ефективності. Алгоритми маршрутизації мають на меті забезпечити безперервне просування пакетів від джерел до адресатів. При цьому алгоритм прагне вибрати найбільш підходящий напрямок передачі пакета з мінімальним часом доставки або найбільш повне використання пропускної здатності МПД.

Ефективність алгоритмів маршрутизації зменшується у зв'язку з наступними

факторами:

– передача пакета в напрямку, що не приводить до мінімального часу доставки;

– передача пакета у вузол зв'язку, що перебуває під високим навантаженням;

– створення додаткового навантаження на мережу за рахунок передачі службової інформації, необхідної для виконання алгоритму маршрутизації.

Задача маршрутизації вирішується в наступних умовах. МПД має довільну коміркову структуру. Найкоротший маршрут, що забезпечує доставку пакета за мінімальний час, залежить від двох основних факторів:

– топології МПД і пропускної здатності ліній зв'язку;

– навантаження на лінії зв'язку, обумовленої числом пакетів, що стоять у черзі на передачу в кожному вузлі зв'язку.

Топологія мережі змінюється в результаті відмов ліній і вузлів зв'язку й частково при розвитку МПД – введенні нових ліній і вузлів зв'язку. Пропускна здатність лінії зв'язку залежить від рівня перешкод і параметрів апаратури, що обслуговує лінії. Навантаження на лінії зв'язку – найбільш динамічний фактор, що змінюється вкрай швидко й у важко прогнозованому напрямку.

Отже, щоб рішення завдання було оптимальним, необхідно кожному вузлу надавати інформацію про стан МПД у цілому – всіх вузлів і ліній зв'язку. Вузлам може бути надана інформація про поточну топологію мережі й пропускної здатності ліній. Однак не існує способу точно визначити стан навантаження в мережі. Тому алгоритми маршрутизації можуть використати дані про стан навантаження, що запізнюються відносно поточного моменту часу через кінцеву швидкість передачі даних і не відповідним наступним моментам часу, у які буде ухвалено рішення про напрямок передачі пакетів. Таким чином, у всіх випадках алгоритми маршрутизації працюють в умовах невизначеності поточного й майбутнього стану МПД і пульсуючого навантаження, створюваного абонентами.

Класифікація алгоритмів маршрутизації (Рисунок 2.2) здійснюється з

урахуванням напрямку передавання пакетів, способів організації даних, а також топології та рівня завантаженості мережі [5, 10, 17].

Проста маршрутизація. Спосіб маршрутизації, який залишається незмінним незалежно від змін у топології та стані мережі передачі даних. Цей метод реалізується за допомогою різних алгоритмів, серед яких найпоширенішими є алгоритми випадкової і також лавинної маршрутизації.

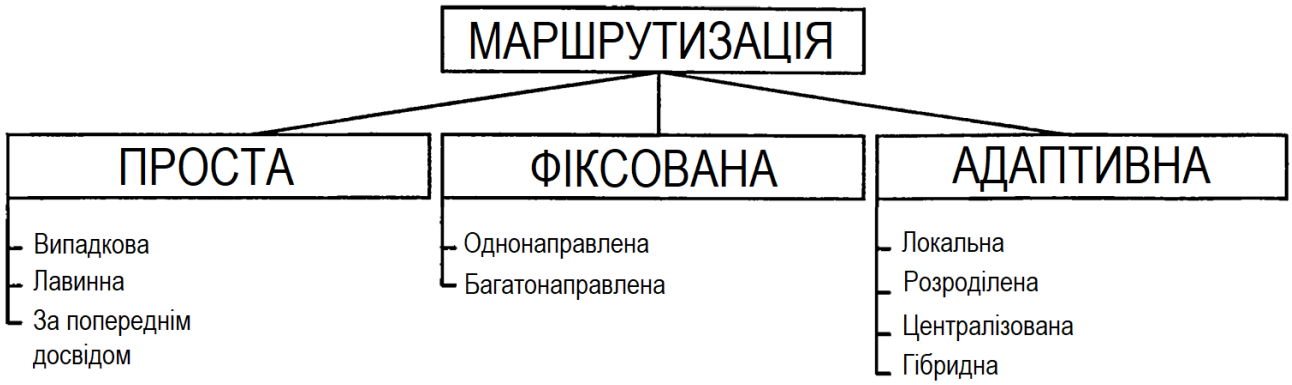


Рисунок 2.2 – Класифікація алгоритмів маршрутизації

Випадкова маршрутизація. Передача пакету з вузла в кожному, випадковим образом обраному напрямку, крім напрямку, по якому пакет надійшов у вузол. Пакет, блукаючи по мережі, врешті-решт коли-небудь, досягає адресата. Очевидно, що випадкова маршрутизація неефективна ні за часом доставки пакета, ні по використанню пропускної здатності мережі [10].

Лавинна маршрутизація. Передача пакета з вузла у всіх напрямках, крім того, по якому надійшов пакет. При цьому, якщо вузол зв’язку пов'язаний з n-іншими вузлами МПД, пакет передається в $n - 1$ напрямках, тобто розмножується. Очевидно, що хоча б один напрямок забезпечить доставку пакета за мінімальний час, тобто лавинна маршрутизація гарантує малий час доставки, однак це при цьому різко погіршується використання пропускної здатності МПД через завантаження її більшим числом пакетів [5,10].

Маршрутизація по попередньому досвіду. Передача пакета в напрямку, обраному на основі потоку, що проходить через вузол. При цьому пакети,

надходячи в мережу, забезпечуються адресами одержувача й джерела й лічильником числа пройдених вузлів (числа ретрансляційних ділянок). Пакет, що прийшов у вузол зі значенням лічильника 1, визначає сусідній вузол; пакет зі значенням лічильника 2 визначає вузол, що перебуває на відстані двох кроків, і т.д. Ці дані дозволяють установити топологію мережі й на її основі побудувати таблицю для вибору маршруту. Постійно аналізуючи число пройдених вузлів, можна змінювати таблицю маршрутів, якщо з'явився пакет із числом пройдених вузлів, меншим раніше зареєстрованого. Цей спосіб маршрутизації дозволяє вузлам пристосовуватися до зміни топології мережі, однак процес адаптації протікає повільно й неефективно. Метод вивчення шляхів передачі пакетів використається для побудови ряду модифікацій алгоритмів простої маршрутизації. Проста маршрутизація, не забезпечуючи спрямованої передачі пакетів від джерел до адресатів, має низьку ефективність. Основна її перевага – *забезпечення усталеної роботи МПД при виході з ладу різних частин мережі* [10].

Фіксована маршрутизація. Спосіб вибору напрямку передачі по таблиці маршрутизації, що встановлює напрямок передачі для кожного вузла призначення. Таблиці маршрутизації визначають найкоротші шляхи від вузлів до адресатів і вводяться у вузли зв'язку від центру керування мережі. Для мало завантажених мереж цей спосіб маршрутизації дає гарні результати, але його ефективність падає в міру збільшення навантаження на мережу. При відмові ліній зв'язку необхідно міняти таблицю маршрутизації. Для цього можна, наприклад, розміщувати в кожному вузлі зв'язку набір таблиць маршрутизації, підготовлених на випадок відмови однієї з ліній зв'язку. При виникненні відмови по вузлах мережі розсилається керуючий пакет, що містить відомості про відмову, реагуючи на який, вузли міняють таблиці маршрутизації шляхом вибору відповідних таблиць зі збереженого набору. Очевидно, що розробити спосіб фіксованої маршрутизації, що забезпечує працездатність мережі при відмові багатьох ліній, є надзвичайно важким завданням. До того ж фіксована маршрутизація не дозволяє адаптуватися до змін навантаження, що в загальному приводить до значних затримок пакетів у МПД. Фіксована маршрутизація може будуватися на основі єдиного шляху

передачі пакетів між двома абонентами. Такий спосіб називається *однонаправленою маршрутизацією.* Його недолік – низька стійкість до відмов і перевантажень. Для підвищення стійкості в таблицях маршрутизації вказується кілька можливих шляхів передачі пакета та вводиться правило вибору доцільного шляху. Такий спосіб називається *багатонаправленою маршрутизацією* [5].

Адаптивна маршрутизація. Спосіб вибору напрямку передачі, що враховує зміна стану МПД. При адаптивній маршрутизації вузли МПД ухвалюють рішення щодо вибору маршрутів, реагуючи на різного роду дані про зміну топології й навантаження. В ідеальному випадку кожен вузол мережі повинен мати повну інформацію про поточний стан всіх інших вузлів, про топологію мережі й довжину черг до кожного напрямку в кожному вузлі. Однак, як показали дослідження, навіть у цьому ідеальному випадку затримки в МПД лише деяким чином менші, ніж при фіксованій маршрутизації, таблиці якої визначають найкоротші шляхи в мережі й не змінюються при коливаннях навантаження. Справа в тому, що оптимальні маршрути, сформовані на основі "найсвіжішої" інформації про розподіл навантаження в мережі, стають неоптимальними в наступні моменти часу, коли пакети ще не досягли адресатів. Коли, наприклад, сильно завантажені вузли одержують інформацію про те, що деяка частина мережі завантажена слабко, вони одночасно направляють пакети в цю частину мережі, створюючи в мережі, в деяких випадках, гіршу ситуацію, ніж попередня. Таким чином, алгоритми адаптивної маршрутизації не забезпечують оптимальності маршрутів. Однак вибір навіть неоптимального, а близького до нього маршруту приводить до значного зменшення часу доставки, особливо при пікових навантаженнях, а також до деякого збільшення пропускної здатності мережі. Тому адаптивна маршрутизація набула широкого застосування в обчислювальних мережах, і в першу чергу – у мережах з більшим числом вузлів зв'язку (10 і більше) [5].

Алгоритми адаптивної маршрутизації класифікуються за інформацією, використовуваної ними для прийняття рішень при призначенні маршрутів. *Локальна адаптивна маршрутизація.* Основана на використанні інформації, наявної в окремому вузлі МПД. До такої інформації належить:

– Таблиця маршрутизації, де зазначено всі можливі напрямки пересилання пакетів;

– Відомості про поточний стан вихідних каналів (активні чи непрацюючі);

– інформація про довжину черг пакетів, які очікують відправлення через вихідні канали.

При цьому відомості про стан інших вузлів мережі до уваги не беруться. Таблиці маршрутизації вказують найкоротші маршрути, що проходять через мінімальну кількість вузлів й які забезпечують передачу пакета у вузол призначення за мінімальний час.

Розподілена адаптивна маршрутизація. Ґрунтується на використанні даних, що надходять від сусідніх вузлів мережі. Цей спосіб маршрутизації може реалізуватися, наприклад, у такий спосіб: кожен вузол створює таблиці маршрутів до всіх можливих вузлів призначення, прагнучи мінімізувати загальні затримки. Для кожного маршруту зазначається фактичний час доставки пакета до вузла призначення. До того як починається робота мережі ці значення оцінюються на основі її топології. У процесі експлуатації вузли періодично обмінюються між собою таблицями затримок. Після такого обміну кожен вузол оновлює власні таблиці та перераховує затримки, коригуючи значення з урахуванням отриманої інформації від сусідів та стану черг у вузлі. Отримані значення використаються для вибору маршрутів: пакет ставиться в чергу до маршруту, що характеризується мінімальним часом доставки. Обмін таблицями затримки відбувається періодично або в тому випадку, якщо виявляються істотні зміни затримки через зміну черг на передачу або станів ліній зв'язку внаслідок відмови. І тому, періодичний обмін таблицями затримки значно збільшує завантаження мережі, а асинхронний – знижує. Однак у кожному випадку завантаження залишається досить істотним й до того ж відомості про зміну стану вузлів повільно поширюються по мережі. Так, при обміні з інтервалом 2/3 секунди час передачі даних становить кілька секунд, і в цей період вузли направляють пакети по старих шляхах, що може створити перевантаження в районі компонентів мережі, що вийшли з ладу [5].

Централізована адаптивна маршрутизація. Ґрунтується на використанні даних, одержуваних від центра маршрутизації. При цьому кожен вузол мережі формує повідомлення про свій стан – довжині черг, працездатності ліній зв'язку, і ці повідомлення передаються в центр маршрутизації. Останній на основі отриманих даних формує таблиці маршрутизації, що розсилаються всім вузлам мережі. Неминучі тимчасові затримки при передачі даних у центр маршрутизації, формуванні та розсиланні таблиць знижуються до втрати ефективності централізованої маршрутизації, особливо в ситуаціях, коли навантаження сильно пульсує. Тому централізована маршрутизація по ефективності не перевершує локальну адаптивну, а крім того, відрізняється специфічним недоліком – втратою контролю над мережею при відмові центра маршрутизації [5, 10].

Гібридна адаптивна маршрутизація. Заснована на використанні таблиць, маршрутизації, що періодично розсилаються центром маршрутизації, спільно з аналізом довжини черг на вузлах. Якщо таблиця маршрутизації, сформована для вузла зв'язку центром маршрутизації, визначає єдиний напрямок передачі пакету, то пакет передається саме в цьому напрямку. Якщо ж таблиця визначає кілька напрямків, то вузол вибирає напрямок залежно від поточних значень довжин черг – по алгоритму локальної адаптивної маршрутизації. Гібридна маршрутизація компенсує недоліки централізованої та локальної: маршрути, сформовані центром, є застарілими, але відповідають глобальному стану мережі; локальні алгоритми є "короткозорими", але забезпечують своєчасність рішень [10, 17].

2.4 Керування трафіком

Швидкість передачі пакетів від джерела повинна відповідати швидкості їх обробки на стороні одержувача. Якщо передача відбувається швидше, ніж обробка, пакети почнуть накопичуватися в мережі, що призведе до зниження її пропускної здатності, а зрештою може викликати перевантаження окремих вузлів

або всієї мережі через переповнення буферної пам’яті, призначеної для тимчасового зберігання пакетів. Щоб уникнути такої ситуації, необхідно стежити, аби швидкість передачі не перевищувала швидкість обробки. Для цього застосовується механізм керування потоком пакетів між відправником і одержувачем.

Керування потоками в ІОМ здійснюється на кількох рівнях (Рисунок 2.3) за допомогою відповідних протоколів. Основні функції контролю потоку виконує протокол керування каналом – ключовий компонент, який забезпечує зв’язок між процесами на термінальних комп’ютерах. Стабільність і правильність потоків у кожному з каналів, що формують цей тракт, гарантують коректну роботу всього зв'язку "процес-процес". Водночас, особливості роботи мережевих вузлів, мережі передачі даних і комп'ютерів вимагають впровадження додаткових механізмів керування потоками на вищих рівнях, ніж сам канал.

Управління потоком базується на використанні *квитанцій* – спеціальних повідомлень, що підтверджують отримання пакета адресатом. Для цього застосовуються різні методи квитування, які реалізуються протоколами відповідних мережевих рівнів.

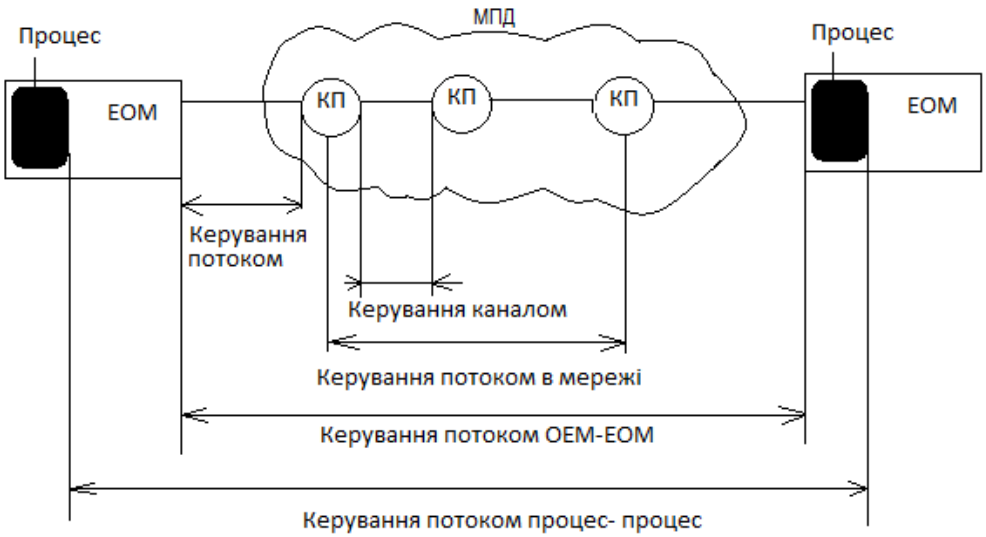


Рисунок 2.3 – Керування потоками на різних рівнях

Керування потоками в каналі, тобто між двома вузлами мережі передачі даних, повинно забезпечувати раціональне використання пропускної здатності каналу та уникати переповнення буферної пам’яті, що може призвести до зупинки передачі пакетів. Основна ідея такого керування полягає в тому, що переданий пакет зберігається у пам’яті вузла-відправника до моменту отримання підтвердження про його успішну доставку від вузла-одержувача. У випадку, якщо пакет буде пошкоджено під час передавання через завади, його потрібно відправити повторно. Це можна зробити одним із двох способів: або отримати від приймача негативну квитанцію (запит на повторну передачу), або повторити відправлення після завершення встановленого тайм-ауту [5, 10].

Тайм-аут – це встановлений часовий інтервал, протягом якого очікується надходження підтвердження про виконання певної дії. Якщо у відведений час підтвердження до вузла-відправника не надходить, пакет передається повторно.

Метод повторної передачі, що базується на тайм-ауті, вважається найбільш надійним і зручним. Це пов’язано з тим, що як позитивні (ACK), так і негативні (NACK) квитанції можуть бути втрачені чи спотворені під час передавання по каналу. Тому навіть у випадку використання негативних квитанцій, працездатність системи все одно має підтримуватися завдяки тайм-ауту. Однак застосування тайм-ауту може призводити до небажаного ефекту: якщо підтвердження буде втрачено або затримається, вузол-джерело після завершення тайм-ауту повторно відправить той самий пакет. У результаті на приймальному вузлі можуть з’явитися дублікати пакетів. Щоб уникнути цієї проблеми, у пакети вводять змінний біт, значення якого почергово змінюється між 0 і 1 для кожного послідовного пакета: 0, 1, 0, 1…. Приймальний вузол відстежує цей біт: чергування значень 0, 1, 0, 1 свідчить про коректне надходження нових пакетів, а повторне значення вказує на дублювання раніше отриманого пакета.

У даному протоколі передачі пакетів по каналу передбачається, що кожен наступний пакет відправляється лише після отримання підтвердження про прийом попереднього. Такий підхід призводить до неповного використання пропускної здатності каналу, причому втрати зростають зі збільшенням

швидкості передачі та довжини каналу. Щоб зменшити ці втрати, застосовують багатопакетний протокол, який дозволяє передавати кілька пакетів поспіль без очікування підтвердження на кожен з них. Для того, щоб правильно зіставляти пакети з відповідними підтвердженнями, усі передані пакети мають бути пронумеровані: першому присвоюється номер 0, другому – 1 і так далі. Максимальна кількість пакетів, що можуть бути передані до отримання підтвердження, називається *шириною вікна* [5, 10, 17].

Перед початком передачі як на вузлі-відправнику, так і на вузлі-одержувачі встановлюється однаковий початковий номер – 0. Це гарантує, що перший надісланий та перший отриманий пакети матимуть номер 0. У будь-який момент часу t номер пакета, який передається, позначається як N_t, а номер очікуваного пакета на приймальному боці – як N_r. У початковий період часу передаються пакети з номерами $0 \leq N_t < W$, де W – ширина вікна. Кожен отриманий вузлом-одержувачем пакет перевіряється на наявність помилок, і у разі виявлення спотворення такий пакет вважається втраченим. Коли надходить пакет номером $N = N_r$, він вважається отриманим у правильній послідовності, і у відповідь надсилається квитанція з номером N. Якщо номер $N > N_r$, це означає, що пакет випереджає очікувану послідовність, тому він вважається втраченим, і підтвердження не надсилається. Якщо ж $N < N_r$, то цей пакет N вже є копією отриманого пакета, який надісланий повторно через втрату попередньої квитанції. У цьому випадку вузол-одержувач надсилає підтвердження про прийом пакета з номером N, а повторно прийнятий пакет (копія) видаляється.

Вузол-джерело обробляє отримані квитанції таким чином: коли надходить квитанція з номером пакета N, відповідний пакет видаляється з буфера, і передається новий пакет з номером $N_t = W$. Так, після підтвердження прийому пакета 0, буде передано пакет з номером $N_t = W$, після підтвердження пакета 1 – пакет $N_t = W + 1$ і т. д. Зважаючи на логіку роботи вузла-одержувача, квитанція про прийом пакета з номером N, вищим за номер попередньої квитанції, означає, що прийнято всю послідовність пакетів до включно з N. У цьому випадку копії всіх пакетів видаляються. Призначається тайм-аут для кожної збереженої на

вузлі-джерелі копії пакету. Якщо підтвердження не надійде до закінчення часу тайм-ауту, відповідний пакет передається повторно разом з усіма наступними за ним, оскільки одержувач ігнорує пакети, які надходійшли після втраченого. Такий механізм забезпечує прийом пакетів у точній послідовності, в якій вони були надіслані вузлом-джерелом. Водночас основним недоліком цього протоколу є те, що в разі втрати квитанції або пакета може відбутися повторна передача вже успішно отриманих даних, що знижує ефективну пропускну здатність каналу.

Для нумерації пакетів використовується фіксована кількість бітів k і тому номери призначаються циклічно: 0, 1, 2 ... $2^k - 1$, 0, 1, ... $2^k - 1$ ... . Ширина вікна W визначає, скільки копій пакетів вузол-джерело зберігає після передачі, а також скільки буферів потрібно на приймальному вузлі для тимчасового зберігання пакетів. Зі збільшенням ширини вікна підвищується ефективність використання пропускної здатності каналу, проте це вимагає більшого обсягу пам’яті в мережевих вузлах. Щоб забезпечити надійну передачу, ширина вікна повинна перевищувати показники пропускної здатністі і довжини каналу.

Механізм квитанцій виконує додаткову функцію – запобігання перевантаженню. Коли буфери вузла переповнені, він може тимчасово припинити надсилання підтверджень, що автоматично зупиняє надходження нових пакетів із вхідних напрямків. Таким чином система захищає себе від втрати даних через нестачу буферної пам’яті.

Керування потоком в мережі (Рисунок 2.3) – *між вузлом-джерелом і вузлом-адресатом* – здійснюється за принципами, подібними до керування потоком в каналі. Однак мають враховуватися додаткові аспекти: по-перше, необхідність виявлення та усунення помилок, які можуть виникати у проміжних вузлах, адже протоколи управління каналом такі помилки не фіксують; по-друге, захист від перевантажень, що виникають, коли швидкість передачі пакетів вузлом-джерелом перевищує швидкість їх обробки адресатом. Щоб гарантувати надійну доставку, вузол-джерело зберігає копії переданих пакетів до моменту отримання підтвердження від одержувача. У випадках, коли вузол-адресат тимчасово не може приймати пакети через збій або нестачу ресурсів,

продовження передачі з боку джерела призводить до накопичення пакетів у мережі та перевантаження її. У таких ситуаціях адресат повинен відкидати вхідні пакети і не надсилати квитанцій, що автоматично зупиняє подальшу передачу з боку вузла-джерела [5, 10].

Управління потоком (Рисунок 2.5) *між комп'ютером і вузлом МПД* (у випадку, коли до вузла підключено лише один комп’ютер) здійснюється за допомогою описаних механізмів керування каналом, що застосовуються для зв’язку між комп’ютером і вузлом. Якщо ж до вузла підключено кілька комп’ютерів, виникає потреба у використанні спеціалізованих методів управління потоком. Зазвичай застосовується такий підхід:

– по-перше, для кожного комп’ютера виділяється певна кількість буферів у вузлі для тимчасового зберігання вхідних пакетів;

– по-друге, кожному комп'ютеру призначається пріоритет передачі пакетів залежно від ширини вікна, виділеного йому в каналі зв’язку: чим ширше вікно, тим вищий пріоритет.

Управління потоками на рівні комп'ютер-комп'ютер реалізується здебільшого за допомогою протоколів керування каналом між комп’ютерами і МПД, а також протоколів керування потоками в самій мережі передачі даних. Щоб уникнути перевантаження мережі, перед початком обміну кожен комп’ютер повинен переконатися, що адресат готовий приймати пакети. Ця перевірка відбувається під час встановлення віртуального каналу і є обов’язковою при передаванні даних у вигляді дейтаграм [5].

Управління потоком між процесами, що виконуються у комп’ютерах, означає перевірку дозволу на доступ до викликаного процесу – чи то програми, бази даних, чи терміналу [10, 17].

Таким чином, система управління потоками, реалізована відповідними протоколами на різних рівнях, забезпечує впорядковану доставку пакетів завдяки їх нумерації, захист переданих даних від помилок, ефективне використання пропускної здатності як каналу, так і мережі в загальному. Крім того, механізми перевірки готовності адресатів (комп’ютерів і процесів) до прийому даних

знижують навантаження на МПД і сприяють захисту мережевих вузлів та мережі передачі даних в загальному від перевантаження.

2.5 Захист від перенавантаження

У мережі передачі даних (МПД) з комутацією пакетів основними ресурсами, необхідними для її роботи, є пропускна здатність каналів зв'язку та обсяг буферної пам'яті у вузлах. Сукупність пропускної здатності каналів, кількості буферів і топології мережі визначає її максимально можливу пропускну здатність. Реальна пропускна здатність мережі ніколи не перевищує граничної межі. Із зростанням навантаження на мережу, її пропускна здатність також зростає, наближаючись до граничного значення, але водночас збільшується і час, необхідний для доставки пакетів. Як і в будь-якій транспортній системі, ефективність роботи (пропускна спроможність) мережі залежить від кількості пакетів, що одночасно перебувають у ній. Зі збільшенням цієї кількості пакетів продуктивність спочатку підвищується, досягає максимуму, а потім починає знижуватись. Такий стан, коли внаслідок надмірної кількості пакетів у мережі різко погіршуються її характеристики, називається перевантаженням. Коли кількість пакетів у мережі не перевищує порогового значення $M \leq M^*$ мережа функціонує стабільно, забезпечуючи вільне просування пакетів до одержувачів. Однак при перевищенні цього порогу $M > M^*$ умови передачі погіршуються: виникають затримки, зростає кількість черг, і зрештою мережа може бути перевантажена настільки, що пакети блокують її роботу. У такому стані продуктивність мережі різко знижується аж до повної зупинки передачі – тобто падає до нуля.

Блокування в мережі виникає тоді, коли у вузлах зв'язку закінчуються вільні буфери [10]. Наприклад, якщо вузли А і В з'єднані каналом і всі буфери вузла А заповнені пакетами, що мають бути передані у вузол В, а буфери вузла В –

пакетами, призначеними для вузла А, жоден з них не може виконати передачу. Така ситуація називається прямим блокуванням. Непряме блокування зазвичай виникає в мережах із кільцевою топологією. Наприклад, якщо вузол А намагається передати пакети до вузла В, вузол В – до С, а вузол С – до А, при нестачі буферної пам'яті в кожному з вузлів жоден із пакетів не зможе бути пересланий, що призведе до повного блокування передачі в цьому циклі.

Щоб уникнути перевантаження мережі, необхідно обмежити надмірне надходження пакетів в інформаційно-обчислювальну мережу (ІОМ). Пакети мають залишатися в пам'яті головних або термінальних комп'ютерів, очікуючи своєї черги на передачу через мережу. Найпростіший спосіб запобігання перевантаженню – це впровадження системи дозволів для мережевих вузлів на введення пакетів у мережу. Кожному вузлу надається фіксована кількість таких дозволів, наприклад п'ять, на передачу пакетів в мережу. Кожного разу, коли вузол надсилає пакет у мережу, кількість дозволів зменшується на один. Якщо всі дозволи використані, вузол зупиняє прийом нових пакетів від комп'ютера-джерела. Коли ж у вузол прибуває пакет, адресований підключеному до нього комп'ютеру, кількість дозволів збільшується на одиницю. Цей підхід дозволяє запобігти переповненню пакетами мережі. Оскільки потоки трафіку в мережевих вузлах можуть бути нерівномірними, кількість відправлених пакетів зазвичай не відповідає кількості отриманих. У результаті в одних вузлах може накопичуватися надлишок дозволів на передачу, тоді як в інших – спостерігатиметься їх нестача. Щоб вирівняти ситуацію, вузли з надлишком дозволів повинні передавати їх іншим вузлам, наприклад, за допомогою спеціальних керуючих повідомлень.

Оптимальна кількість дозволів, які вузол видає для передачі пакетів, визначається за допомогою моделювання мережі. При цьому береться до уваги максимально допустима кількість пакетів у мережі, що залежить від її топології, кількості буферів, пропускної здатності каналів зв'язку, затримок при введенні пакетів у мережу та часу їх доставки.

Окрім системи дозволів, для покращення роботи мережі впроваджується

механізм пріоритетів для транзитних пакетів. В першу чергу вузлу зв'язку передаються транзитні пакети, що що в свою чергу приводить до розвантаження мережі, а пакети, що надходять у вузли від комп'ютера, передаються в мережу тільки в тому випадку, коли всі транзитні пакети передані за відповідними напрямками.

Навіть за наявності систем, що запобігають перевантаженню всієї мережі, можуть виникати локальні перевантаження – в окремих ділянках, які охоплюють кілька сусідніх вузлів. У такій ситуації передача пакетів у цій області припиняється. Для відновлення роботи мережі можна видалити заблоковані пакети за умови, що комп’ютер-джерело зберігає їх копії до моменту отримання підтвердження про доставку від комп’ютера-одержувача. Після завершення тайм-ауту ці знищені пакети надсилаються повторно комп'ютером-джерелом. Втім, подібний спосіб усунення перевантаження може викликати небажані наслідки. Наприклад, можуть бути знищені службові керуючі пакети, які містять квитанції про доставку, що спричинить повторну передачу вже успішно доставлених даних. Оскільки передбачити всі можливі ситуації, пов’язані з блокуваннями в мережі, складно, основні функції ліквідації подібних проблем покладаються на операторів, які здійснюють адміністративний контроль і управління мережею.

3 РОЗРАХУНОК ЧАСОВИХ ПАРАМЕТРІВ ІНФОРМАЦІЙНОГО ОБМІНУ В КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖАХ

3.1 Показники ефективності комп'ютерних систем

Сучасні технології передачі даних розвиваються в напрямку забезпечення обміну різноманітною інформацією, підвищення швидкості та надійності передачі, а також ефективного використання пропускної здатності каналів зв'язку. Через складність цих технологій процес проєктування телекомунікаційних мереж є тривалим і трудомістким. Одним із головних завдань на етапі проектування є досягнення максимально ефективного використання каналів зв'язку при забезпеченні необхідних часових характеристик мережі, зокрема мінімізації часу доставки даних до користувача. Саме тому попередній (первинний) розрахунок основних часових параметрів дозволяє значно скоротити терміни проєктування, а також зменшити фінансові та ресурсні витрати. Це підкреслює актуальність завдання, яке полягає в розробці відповідних рекомендацій і аналітичних виразів для попередньої оцінки ключових параметрів мережі.

Проблемам побудови систем передачі даних постійно приділяється значна увага. Ця тема охоплює широкий спектр завдань і стосується майже всіх сфер діяльності людини. Внаслідок цього існує велика кількість публікацій, присвячених різним методам і способам передачі даних, а також їх класифікації.

У більшості публікацій основну увагу приділяють концептуальним аспектам побудови мереж, їх топологіям, застосуванню різноманітних технологій та протоколів. Питання аналізу конкретних часових характеристик, які безпосередньо визначають якість і ефективність функціонування мережі, зазвичай розглядаються лише в межах окремих сфер застосування. Аналітичні вирази для визначення загальних параметрів мереж із різними методами та способами передавання даних не наводяться. Такі питання здебільшого висвітлюються узагальнено та мають

описовий характер.

Транспортна мережа виконує роль середовища для обміну інформацією між користувачами шляхом встановлення з’єднань, які проходять через вузли та канали зв’язку. Її основне призначення – забезпечення інформаційного обміну та надання користувачам доступу до всіх доступних ресурсів і послуг. Інші вимоги до транспортної мережі пов’язані з якістю виконання цієї функції та включають такі показники, як продуктивність, надійність, сумісність, керованість, захищеність, а також можливість розширення та масштабування.

Для забезпечення зазначених вимог, а також для оцінки якості та ефективності мережі передачі даних (МПД), використовують низку показників, серед яких [2, 5, 10, 16]:

– витрати на проєктування, розгортання та експлуатацію мережі;

– тривалість проєктування й впровадження мережі;

– показники надійності структури МПД;

– часові параметри функціонування мережі (час перебування інформації в системі при її пересилці між вузлами, час продуктивного використання каналів, час передачі повідомлення, час реакції мережі на запит);

– здатність системи прогнозовано працювати під навантаженням і захищеність від перевантажень;

– рівень завантаженості мережі.

Попри важливість усіх цих параметрів, поняття "якість обслуговування" (Quality of Service, QoS) у телекомунікаційних мережах найчастіше трактується у вузькому сенсі – як сукупність двох ключових характеристик: продуктивності, що визначається часовими параметрами, та надійності системи.

Основними часовими характеристиками систем передачі, які визначають сферу і ефективність їх використання, є:

– *час сеансу обміну*. Проміжок часу від моменту, коли в системі була зайнята перша ланка (канал) маршруту, до моменту завершення передачі і звільнення всіх каналів, які були задіяні у з’єднанні;

– *час затримки інформації мережі*. Час передачі *і*-го біта інформації від відправника до отримувача. Вказаний параметр має визначальне значення для систем реального часу: управління рухомими об’єктами (літальні апарати, роботи, технологічні установки, тощо);

– *час доставки інформації*. Час від моменту видачі відправником 1-го біта до прийому отримувачем останнього біта;

– *час продуктивного використання каналів мережі*. Час передачі інформації користувача;

– *час непродуктивного використання каналів*. Час простою каналів, тобто утримання каналів в пасивному режимі, а також час використання каналів для передачі службової інформації.

Вибір способу передачі інформації при проектуванні мережі ґрунтується на порівняльному аналізі вищеназваних часових параметрів, а також потреб користувача, тобто призначення конкретної мережі.

3.2 Розрахунок часових параметрів в мережах з комутацією повідомлень

Принципи організації транспортних телекомунікаційних мереж із використанням методів комутації повідомлень (MSM), пакетів (PSM) та каналів (CSM) добре відомі й докладно описані в численних публікаціях, серед яких можна відзначити [1, 2, 5, 8]. Основною перевагою методів MSM і PSM є здатність передавати дані через лінії зв’язку з різною пропускною спроможністю. Водночас для методу CSM важливо, щоб усі лінії з’єднання, що формують єдиний канал, мали однакову пропускну здатність.

Для аналізу часових характеристик мереж із комутацією повідомлень розглянемо часову діаграму процесу передавання даних від вузла комутації SN_1 до вузла SN_3 через проміжний вузол SN_2 (Рисунок 3.1).

Вузол SN_1 є відправником повідомлення –SNS (Switching Node Sender), вузол SN_3 є отримувачем повідомлення − SNR (Switching Node Receiver).

Повідомлення містить заголовок MH і дані користувача MD. Заголовок – це додаткова службова інформація, що містить адресу вузла-отримувача та іншу інформацію, яка призначена для контролю й керування обміном.

Таке повідомлення передається в мережі від вузла до вузла в такий спосіб.

На вузлі SNS формується і запам'ятовується повідомлення − заголовок+дані користувача (MH + MD). На основі аналізу адреси кінцевого SNR вирішується задача маршрутизації − визначається вузол SN, в який передається повідомлення. Це може бути або транзитний SNT або кінцевий вузол SNR. Транзитний вузол SNT після прийому повідомлення здійснює його обробку − контроль наявності помилок під час передачі і вирішує задачу маршрутизації − визначається вузол SN, в який передається повідомлення. На кожному вузлі (транзитних і кінцевому) після прийому повідомлення здійснюється контроль наявності помилок. Якщо помилок не виявлено, то на вузол комутації, звідки поступило повідомлення, передається службове повідомлення про підтвердження прийому (MC). Отримане повідомлення передається в наступний вузол згідно результату задачі маршрутизації.

Якщо в прийнятому повідомленні виявлена помилка, на відповідний вузол комутації передається службове повідомлення ME про наявність помилки. В статті цей випадок не розглядається.

Отже, в кожному транзитному вузлі виконується буферизація отриманої інформації: спочатку приймається повне повідомлення, потім воно обробляється, і лише після цього передається далі. Такий порядок дій значно збільшує загальний час доставки інформації від відправника до одержувача.

У початковому стані на кінцевому вузлі-відправнику SN_1 знаходяться дані користувача MD, які необхідно передати на кінцевий вузол-отримувач SN_k, а також адреса цього вузла (k – кількість вузлів, через які в даному сеансі проходить повідомлення: на рисунку (Рисунок 3.1) $k = 3$) [20]. У проміжку часу *Tfm* вузлом-відправником SN_1 здійснюється обробка цієї інформації, що полягає в наступному:

– на основі аналізу адреси кінцевого вузла-отримувача SN_k, здійснюється вибір подальшого маршруту передачі (задача маршрутизації). Це може бути транзитний чи кінцевий вузол-отримувач;

– формування заголовка повідомлення MH;

– формування повідомлення (MH+MD);

– видача сформованого повідомлення у вибраний канал – інтервал часу Tsm. Величина цього інтервалу визначається швидкістю передачі й об’ємом сформованого повідомлення.

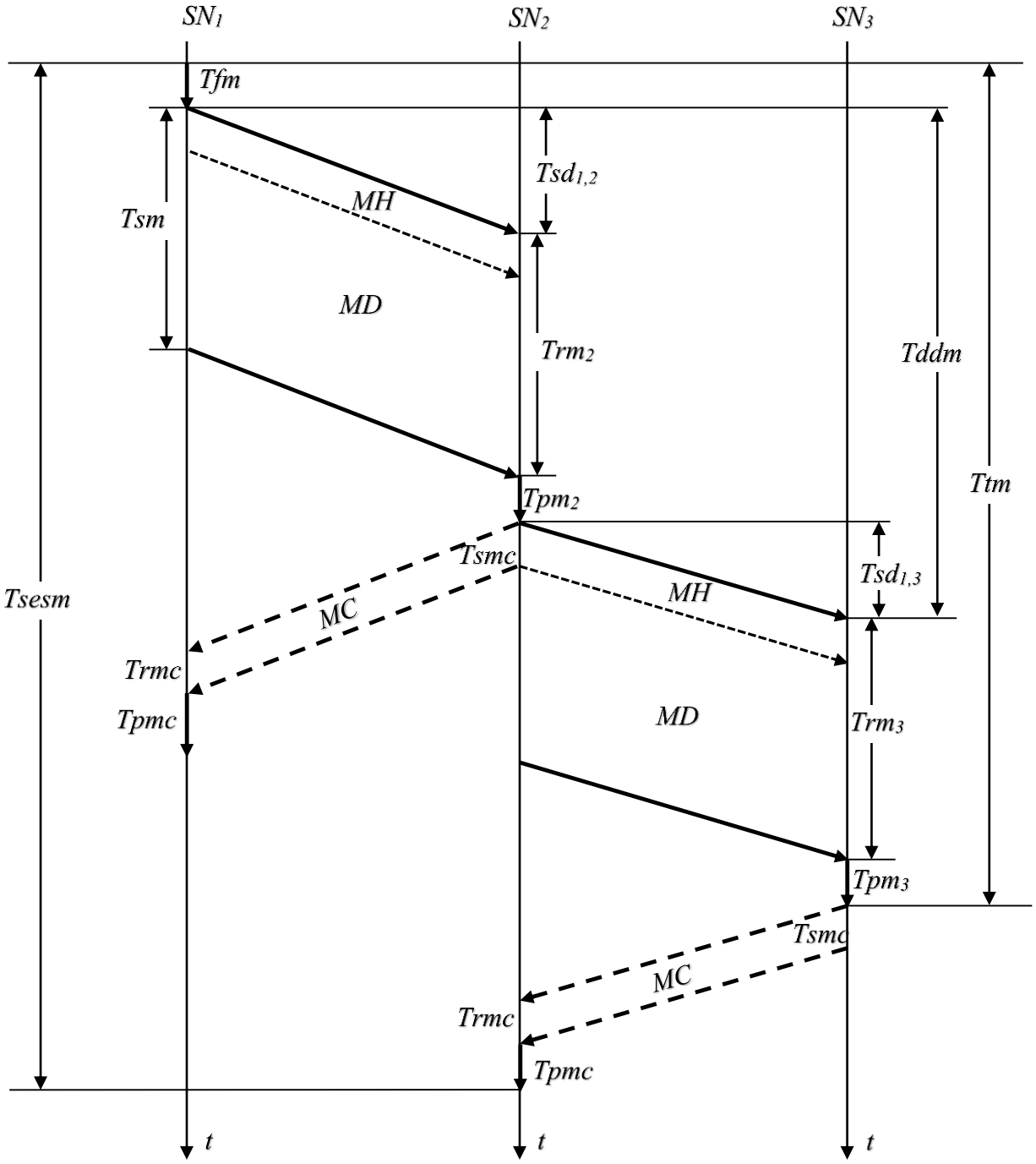


Рисунок 3.1 – Часова діаграма передачі даних методом комутації повідомлень

Вузол зв'язку (транзитний чи кінцевий) приймає зазначене повідомлення – інтервал часу Trm_i (i = 2 ... k), запам'ятовує його й у проміжку часу Tpm_i здійснює обробку прийнятого повідомлення, що полягає в наступному.

1) Якщо це транзитний вузол, то:

– контроль відсутності помилок у прийнятому повідомленні;

– вибір на основі аналізу адреси кінцевого вузла-отримувача подальшого маршруту передачі;

– модифікація заголовка МН (при необхідності);

– передача модифікованого повідомлення за подальшим маршрутом;

– передача у вузол зв'язку, з якого прийнято повідомлення, результату прийому – службового повідомлення МС.

3) Якщо це кінцевий вузол-отримувач, то задача маршрутизації і подальшої передачі повідомлення не виконується. Виконується тільки:

– контроль відсутності помилок у прийнятому повідомленні;

– передача у вузол зв'язку, з якого прийнято повідомлення, результату прийому – службового повідомлення МС.

Зауважимо, що після прийому вузлом службового повідомлення МС, інформаційне повідомлення на даному вузлі може бути видалене.

Розглянемо в деталях та приведемо аналітичні вирази для розрахунку часових параметрів в мережі з комутацією повідомлень. Припустимо, що передача даних відбувається через k вузлів зв’язку, включаючи вузол відправника та вузол одержувача. Вузли пронумеровані відповідно до послідовності проходження маршруту і позначаються номерами $i = 1, 2, \ldots, k$ (для вузла-передавача $i = 1$, для вузла-отримувача $i = k$).

Час затримки інформації в мережі $Tddm$. Визначається як час доставки кожного *і-го* біта інформації від вузла-відправника SN_1 до вузла-отримувача SN_k.

Тоді згідно рисунку (Рисунок 3.1) час затримки інформації в мережі можна визначити наступним чином:

$$Tddm = \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k-1} (Trm_i + Tpm_i), \qquad (3.1)$$

де $Tsd_{i,i+1}$ – час затримки сигналу в каналі між вузлами SN_i та SN_{i+1};

Trm_i – час приймання вузлом SN_i повідомлення з каналу;

Tpm_i – час обробки на вузлі SN_i прийнятого повідомлення. Величина Tpm_i визначається, в основному, величиною черги повідомлень сеансів обміну між іншими вузлами мережі.

В (3.1) час приймання повідомлення Trm_i вузлом SN_i визначається як

$$Trm_i = (NMD + NMH) \times \frac{1}{f_{i,i+1}}, \tag{3.2}$$

де *NMD* – об'єм корисних даних (дані користувача) в повідомленні (біт);

NMH – об'єм заголовка в повідомленні (біт);

$f_{i,i+1}$ – швидкість передавання даних у каналі між вузлами SN_i та SN_{i+1} (біт/сек). Варто відзначити, що в мережах з комутацією повідомлень можуть застосовуватись канали з різною пропускною здатністю.

Враховуючи (3.1) і (3.2) отримуємо аналітичний вираз для оцінки затримки інформації в мережі MSM в залежності від об'єму даних, швидкості передачі інформації в каналі та часу обробки повідомлення на вузлах зв'язку:

$$Tddm = \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k-1} \left[(NMD + NMH) \times \frac{1}{f_{i,i+1}} + Tpm_i \right] \tag{3.3}$$

Час доставки повідомлення Ttm. Визначається від початку ініціювання сеансу обміну вузлом SN_1 (проміжок часу *Tfm*) до приймання і обробки повідомлення кінцевим вузлом-отримувачем SN_k.

$$Ttm = Tfm + \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k} (Trm_i + Tpm_i), \tag{3.4}$$

де *Tfm* – час формування повідомлення.

Враховуючи (3.2) отримуємо аналітичний вираз для оцінки часу доставки

повідомлення в мережі MSM в залежності від об’єму даних, швидкості передачі інформації в каналі та часу обробки повідомлення на вузлах зв’язку:

$$Ttm = Tfm + \sum_{i=1}^{k} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k} \left\{ \left[(NMD + NMH) \times \frac{1}{f_{i,i+1}} \right] + Tpm_i \right\} \quad (3.5)$$

Час сеансу обміну Tsesm. Визначається від початку ініціювання сеансу обміну вузлом SN_1 (проміжок часу *Tfm*) до приймання і обробки вузлом SN_{k-1} службового повідомлення MC про підтвердження доставки даних кінцевому вузлу-отримувачу SN_k:

$$Tsesm = Ttm + Tsmc + Tsd_{k-1,k} + Tpmc = Ttm + \left(NMC \times \frac{1}{f_{i,i+1}} \right) + Tsd_{k-1,k} + Tpmc, \quad (3.6)$$

де NMC – об’єм службового повідомлення MC (біт).

Ефективність використання каналів зв’язку Kef. Визначається як співвідношення між часом заняття каналів для передачі інформації користувача MD та сумарним часом заняття каналів протягом сеансу обміну. Для одного каналу, наприклад, між вузлами SN_1 і SN_2 (Рисунок 3.1), сумарний час заняття каналу для методу MSM дорівнює:

$$TSm_{1,2} = \left(2 \times Tsd_{1,2}\right) + \left[(NMH + NMD + NMC) \times \frac{1}{f_{1,2}} \right] + Tpm_2 + Tpmc_1. \quad (3.7)$$

Тоді із врахуванням (3.7) коефіцієнт ефективності використання цього каналу для методу MSM визначається виразом:

$$Kefm_{1,2} = \frac{NMD \times \frac{1}{f_{1,2}}}{\left(2 \times Tsd_{1,2}\right) + \left[(NMH + NMD + NMC) \times \frac{1}{f_{1,2}} \right] + Tpm_2 + Tpmc_1} \quad (3.8)$$

Таким же чином визначаються коефіцієнти ефективності використання інших каналів.

3.3 Розрахунок часових параметрів в мережах з комутацією пакетів

Часова діаграма передачі даних методом PSM від вузла-відправника SN_1 до вузла-отримувача SN_3 через один транзитний вузол зв'язку SN_2 показана на рисунку (Рисунок 3.2) [20]. Кількість пакетів, що передаються, дорівнює 4. Кожен пакет містить заголовок ($PH_1 \ldots PH_4$) і дані користувача ($PD_1 \ldots PD_4$). На рисунку (Рисунок 3.2) вони розділені штриховою лінією. В заголовку міститься певна управляюча інформація, адреса вузла-отримувача, номер пакета та контрольна інформація, за допомогою якої здійснюється виявлення помилок передачі [2, 3, 6, 10, 15]. Зауважимо, що на відміну від методу MSM тут введено поле номера пакета.

Ініціювання сеансу інформаційного обміну здійснюється вузлом-відправником SN_1 на проміжку часу Tfp, де виконується формування і нумерація пакетів і на основі аналізу адреси кінцевого вузла-отримувача SN_k вирішується задача маршрутизації.

В інтервали часу Tsp_1 ... Tsp_u здійснюється видача сформованих пакетів у вибраний канал (u – кількість пакетів у сеансі обміну). Величина цих інтервалів визначається швидкістю передачі $f_{i,i+1}$ в каналі між вузлами SN_i та SN_{i+1} та об'ємом N_{Dp} відповідних пакетів.

Пакети, що надходять на транзитний вузол, зберігаються в пам'яті та розміщуються в черзі на обробку. Після завершення обробки вони переміщуються до черги на передачу в канал відповідно до обраного маршруту. Часові проміжки, протягом яких пакети перебувають у черзі та проходять обробку, позначені як $Tpp_1 \ldots Tpp_u$.

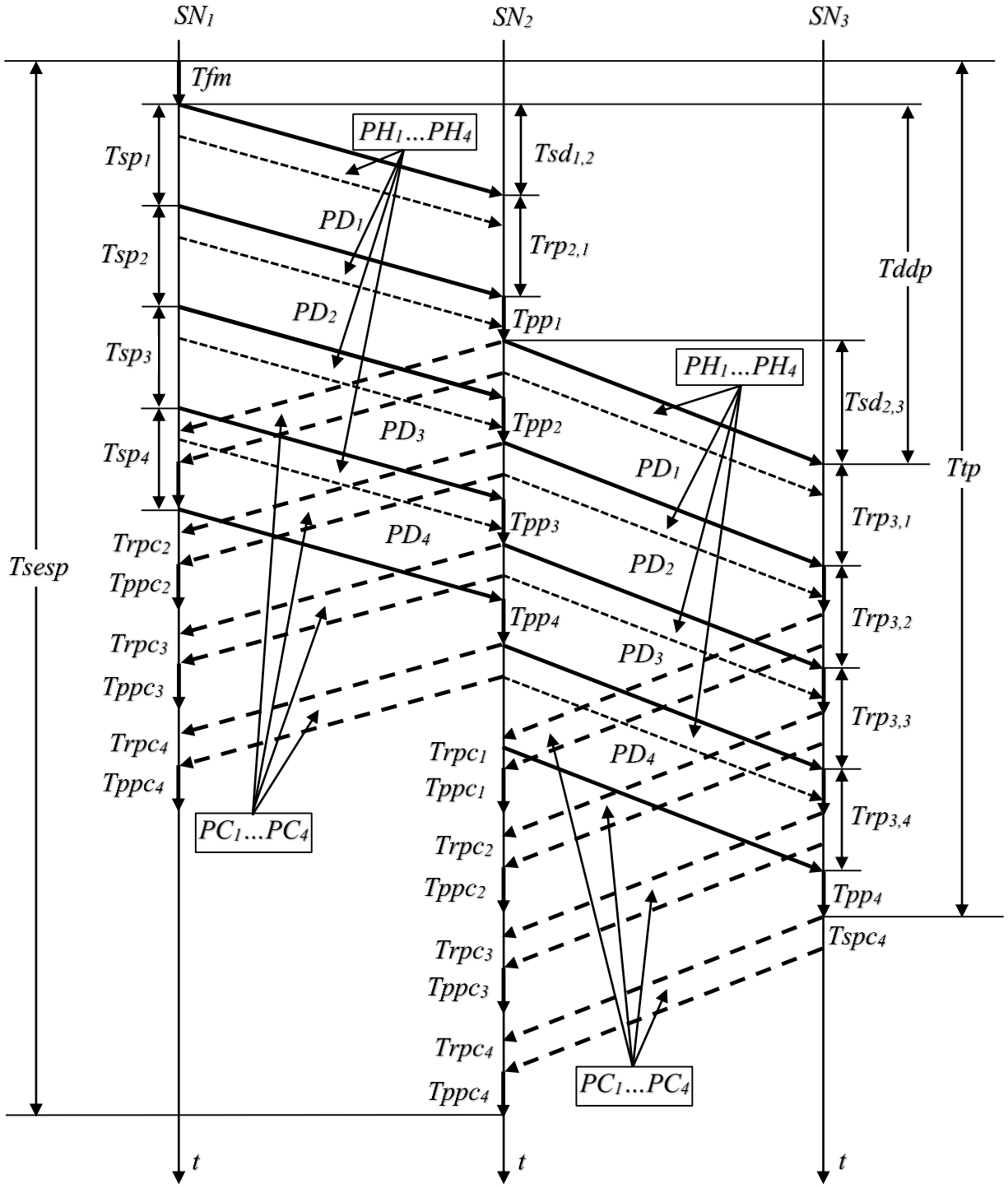


Рисунок 3.2 – Часова діаграма передачі інформації методом комутації пакетів

Обробка отриманого пакета включає такі етапи:

– перевірка пакета на відсутність помилок;

– вирішення задачі маршрутизації;

– за потреби – внесення змін до заголовка пакета;

– пересилання модифікованого пакета за обраним маршрутом;

– передача на відповідний вузол зв'язку результату прийому – службового повідомлення підтвердження прийому РС (позитивна квитанція).

3) Якщо це кінцевий вузол-отримувач, то задача маршрутизації і подальшої передачі пакетів не виконується. Виконується тільки:

– контроль відсутності помилок у прийнятому пакеті;

– передача результату прийому пакета – службового повідомлення РС.

Варто зазначити, що в даному випадку розглядається ситуація, коли під час передачі пакета не виникло спотворень у каналі. Після прийому та обробки позитивної квитанції (РС) відповідний пакет на вузлі-відправнику може бути видалений. Якщо ж на приймальному вузлі буде зафіксовано помилку в пакеті, на адресу вузла-відправника надсилається повідомлення про помилку (ME) — негативна квитанція, відповідно до протоколу квитування [3, 4, 11, 12, 18].

Як і для методу MSM з точки зору QoS найважливіше значення мають час затримки інформації в мережі PSM – *Tddp*, час доставки інформації до отримувача – *Ttp,* час сеансу обміну інформацією *Tsesp* [4, 6-8, 12]. Передача здійснюється через *k* вузлів зв’язку $SN_1 \ldots SN_k$. Вузли зв’язку мають номери $i = 1, 2, \ldots, k$.

Час затримки інформації в мережі Tddp. Визначається як час доставки кожного *і-го* біта інформації від вузла-відправника SN_1 до вузла-отримувача SN_k (Рисунок 3.2):

$$Tddp = \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k-1} \left(Trp_{i,1} + Tpp_{i,1}\right), \qquad (3.9)$$

де $Tsd_{i,i+1}$ – час затримки сигнала в каналі між вузлами SN_i та SN_{i+1};

$Trp_{i,1}$ – час приймання вузлом SN_i 1-го пакета з каналу;

$Tpp_{i,1}$ – час обробки на вузлі SN_i 1-го пакета. Величина Tpp_i визначається, в основному, величиною черги пакеті в сеансі обміну між іншими вузлами мережі.

В (3.9) час приймання 1-го пакета *Trp* вузлом SN_i визначається як

$$Trp_{i,1} = (NPD_1 + NPH_1) \times \frac{1}{f_{i,i+1}}, \quad (3.10)$$

де NPD_1 – об'єм корисних даних (дані користувача) 1-го пакета (біт);

NPH_1 – об'єм заголовка в 1-го пакета (біт);

$f_{i,i+1}$ – швидкість передачі інформації в каналі між вузлами SN_i та SN_{i+1} (біт/сек). Зауважимо, що в мережах PSM можуть використовуватись канали з різною швидкістю передачі інформації.

Враховуючи (3.9) і (3.10) отримуємо аналітичний вираз для оцінки затримки інформації в пакетній мережі в залежності від об'єму даних, швидкості передачі інформації в каналі та часу обробки повідомлення на вузлах зв'язку:

$$Tddp = \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k-1} \left\{ \left[(NPD_1 + NPH_1) \times \frac{1}{f_{i,i+1}} \right] + Tpp_i \right\} \quad (3.11)$$

Час доставки інформації Ttp. Визначається від початку ініціювання сеансу обміну вузлом SN_1 (проміжок часу *Tfm*) до приймання і обробки останнього пакета кінцевим вузлом-отримувачем SN_k (на рисунку (Рисунок 3.2) – SN_3).

$$Ttp = Tfp + Tddp + \sum_{j=1}^{u} Trp_{k,j} + Tpp_{k,u}, \quad (3.12)$$

де *Tfp* – час формування пакетів;

Tddp – час затримки інформації в мережі, визначений в (3.11);

$Trp_{k,j}$ – час приймання *j*-го пакета вузлом SN_k;

$Tpp_{k,u}$ – час обробки останнього *u*-го пакета вузлом SN_k.

Враховуючи (3.10) отримуємо аналітичний вираз для оцінки часу доставки

всіх пакетів в мережі в залежності від об'єму даних, швидкості передачі інформації в каналі та часу обробки пакета на вузлах зв'язку:

$$Ttp = Tfp + Tddp + \sum_{j=1}^{u}\left[\left(NMD_j + NMH_j\right) \times \frac{1}{f_{k-1,k}}\right] + Tpp_{k,u}, \quad (3.13)$$

де $f_{k\text{-}1,\,k}$ – швидкість передачі інформації в каналі між вузлами $SN_{k\text{-}1}$ та SN_k (біт/сек).

Час сеансу Tsesp. Представляє собою час доставки інформації, визначений в (3.13), плюс час передачі і обробки останньої квитанції (підтвердження кінцевим вузлом-отримувачем прийому останнього пакету):

$$Tsesp = Ttp + \left(NPC \times \frac{1}{f_{k-1,k}}\right) + Tppc + Tsd_{k-1,k}, \quad (3.14)$$

де NPC – об'єм службового повідомлення РС – підтвердження приймання пакета (біт);

Tppc – час обробки службового повідомлення РС.

Ефективність використання каналів зв'язку Kefp. Для методу *PSM* визначається як співвідношення між часом заняття каналів для передачі інформації користувача (*TUp*) та сумарним часом заняття каналів (*TSp*) протягом сеансу обміну.

Так для каналу між вузлами SN_1 і SN_2 (Рисунок 3.2)

$$Kefp_{1,2} = {TUp_{1,2}}\Big/{TSp_{1,2}}, \quad (3.15)$$

де $TUp_{1,2} = \sum_{j=1}^{u} PD_j$;

$$TSp_{1,2} = \left(2 \times Tsd_{1,2}\right) + \sum_{j=1}^{u}\left[\left(NPH_j + NPD_j\right) \times \frac{1}{f_{1,2}}\right] + \left(NPC_u \times \frac{1}{f_{1,2}}\right) + Tpp_{2,u} + Tppc_{1,u}$$

Таким же чином визначаються коефіцієнти ефективності використання інших каналів.

3.4 Розрахунок часових параметрів в мережах з комутацією каналів

Основу МКК становить формування на час сеансу зв'язку прямого фізичного каналу від вихідного абонента до вхідного через базову мережу передачі даних (БМПД). Сеанс зв'язку – це проміжок часу від моменту, коли вихідний абонент ініціював обмін, до моменту, коли всі абоненти, що беруть участь у сеансі, завершили обмін і відключилися від БМПД. Сеанс зв'язку при МКК складається їх 3-х етапів (фаз): формування фізичного каналу (приключення), передача даних і роз'єднання.

Фаза формування фізичного каналу (проключення) здійснюється в такий спосіб: на рисунку (Рисунок 3.3) показаний вузол зв'язку *А (ВЗА)* з підключеними до нього каналами від абонентів (абонентські лінії), від вузлів зв'язку *ВЗВ, ВЗС* й *ВЗ* [5, 6].

Вихідний абонент по каналу (абонентської лінії) K_s посилає у *ВЗА* запит на обмін інформацією, у якому вказується адреса вхідного абонента. Вузол зв'язку *ВЗ* на основі аналізу адреси вхідного абонента визначає напрямок подальшого зв'язку (наприклад, через вузол *ВЗВ*), вибирає один з вільних каналів K_t цього напрямку й з'єднує його з каналом K_s. Ця процедура називається проключенням.

Одночасно *ВЗВ* вибирає подальший напрямок і проключає (з'єднує) вільний канал цього напрямку зі *ВЗА* передає по обраному каналу K_t вузлу *ВЗВ* запит на подальше проключення У такий спосіб абонент *Х* через вузол *ВЗА* стає підключеним до вузла *ВЗВ*.

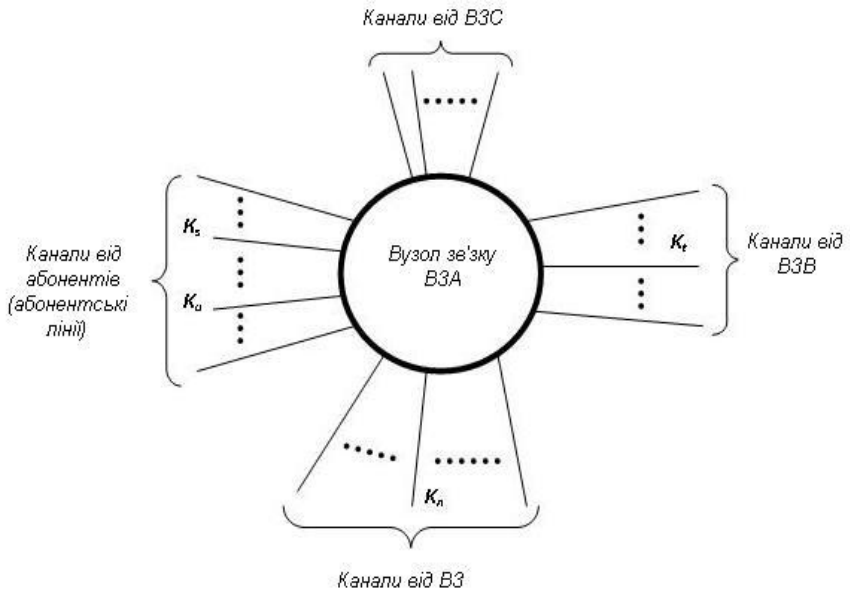


Рисунок 3.3 – Підключення вузла зв’язку в мережі

Ця процедура триває доти, поки не буде досягнутий вхідний абонент. У такий спосіб формується тракт передачі інформації між вихідним і вхідним абонентами.

У *фазі передачі даних* по сформованому описаним способом фізичному каналу здійснюється двонаправлений обмін інформацією між двома абонентами [5].

Фаза роз'єднання може ініціюватися як вихідним, так і вхідним абонентом і здійснюється за допомогою відповідних команд роз'єднання, переданих від одного вузла до іншого за аналогією з фазою проключення [5].

Часові діаграми фаз передачі інформації в мережі з *комутацією каналів*, показані на рисунках (Рисунок 1.2 – 1.4). Як приклад розглянемо обмін інформацією між вихідним абонентом SN_1 і вхідним абонентом SN_4 через два транзитних вузли зв'язку SN_2 і SN_3 (*ВЗА* й *ВЗВ*).

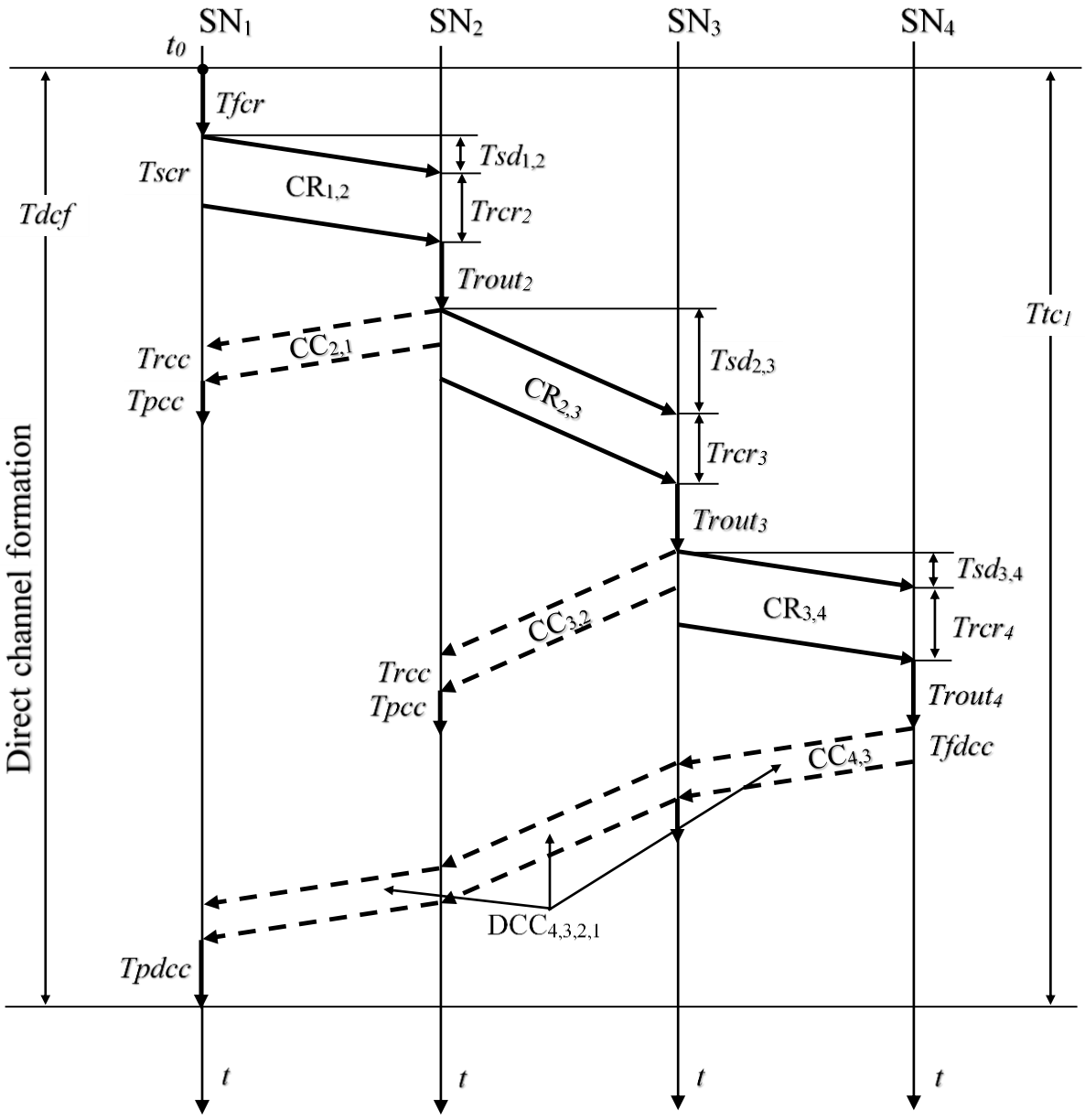


Рисунок 3.4 – Фаза формування прямого каналу (проключення)

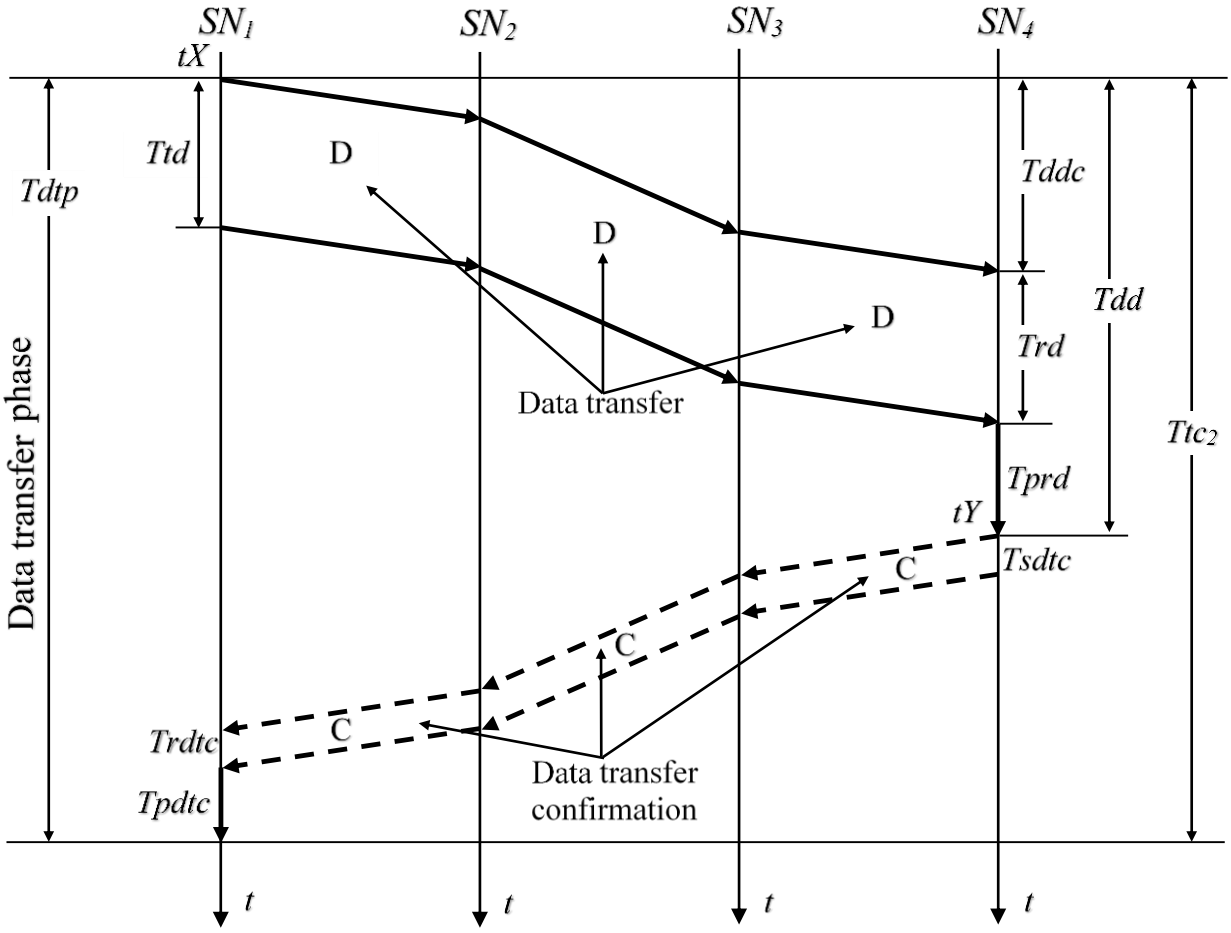


Рисунок 3.5 – Фаза передачі даних

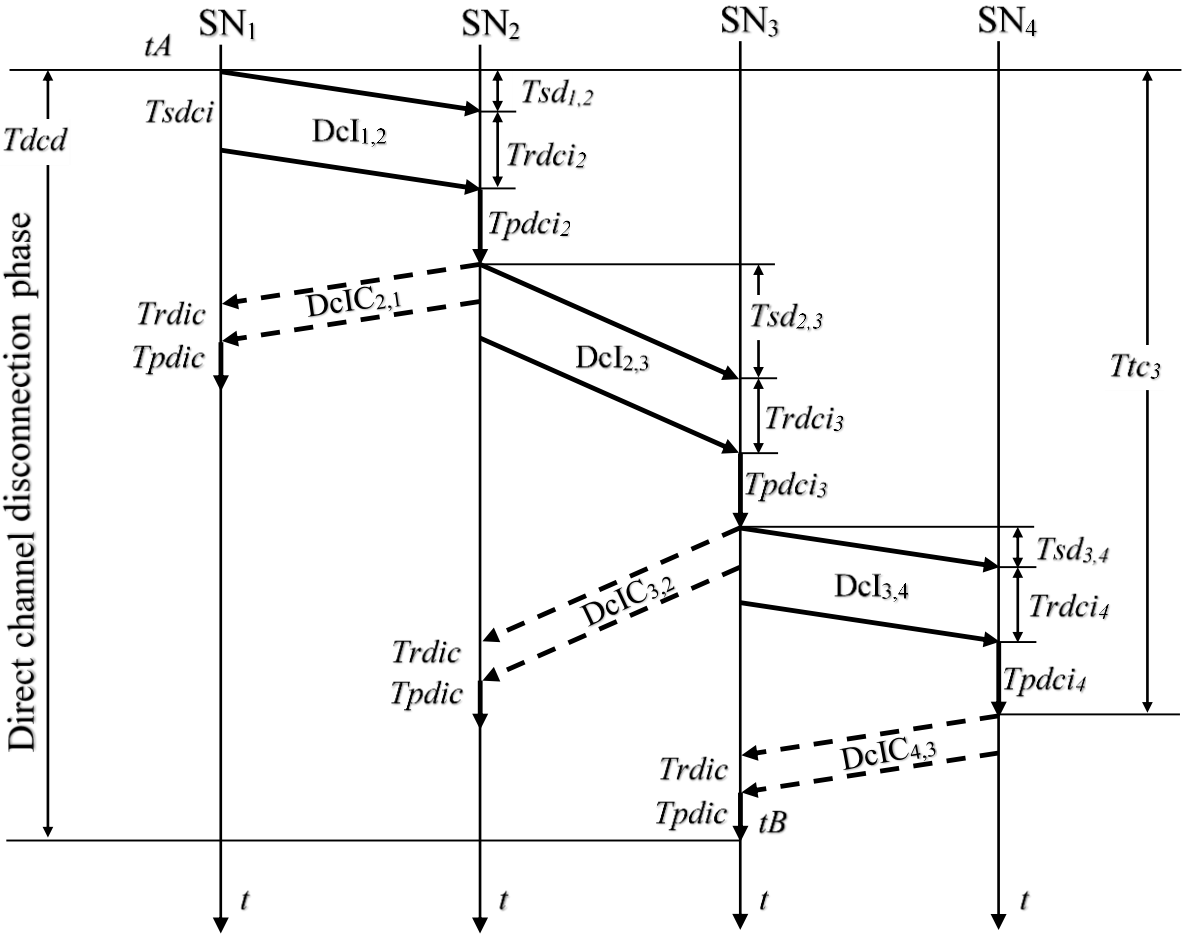


Рисунок 3.6 – Фаза роз’єднання прямого каналу

У вихідному стані в момент часу t_0 (початок сеансу обміну) у вихідного абонента SN_1 перебувають дані користувача, які необхідно передати вхідному абонентові SN_4, а також адреса цього абонента.

Обробка цієї інформації вихідним абонентом SN_1 (інтервал часу *Tfcr*) полягає в наступному. Якщо абонент SN_1 підключений до декількох вузлів зв'язку, то на основі аналізу адреси вхідного абонента здійснюється вибір напрямку (маршруту) передачі (наприклад, до SN_2) і формування команди запиту на проключення. Ця команда (Запит $CR_{1,2}$) по абонентській лінії видається у SN_2 (інтервал *Tscr*). Величина цього інтервалу залежить від обсягу переданої інформації *NMC* (кількість біт інформації, що втримується в переданій команді) і швидкості передачі інформації з каналу (абонентської лінії) *f*. Цей інтервал визначається відповідно до виразу:

$$Tscr = NMC \times \frac{1}{f}, \quad (3.16)$$

де *NMC* – кількість біт інформації в СП для даного типу протоколу;

f – частота тактової синхронізації системи передачі.

Команда *Запит* $CR_{1,2}$ приймається вузлом SN_2 (інтервал *Trcr* = *Tscr*) і обробляється ним (інтервал $Trout_2$). Обробка полягає в наступному:

– аналіз адреси вхідного абонента й вибір подальшого маршруту передачі (напрямку й вільного каналу). У нашому випадку цей напрямок до вузла *ВЗВ*;

– проключення абонентської лінії з обраним каналом між SN_1 й SN_2, між двома вузлами;

– формування й видача по абонентській лінії службового повідомлення *Підтв. запиту* $CC_{2,1}$. Цим повідомленням вихідному абонентові SN_1 підтверджується про прийом його запиту на передачу;

– формування й видача по зворотньому каналі у вузол зв'язку SN_3 команди запиту на подальше проключення *Запит* $CR_{2,3}$ [3, 4].

На цьому завершується процедура проключення першої ділянки тракту передачі від абонента SN_1 до *ВЗВ* (через *ВЗА*).

Вузол зв'язку SN_3 прийнявши команду *Запит* $CR_{2,3}$ обробляє її по описаному вище алгоритму та здійснює подальше проключення (формування) тракту. Це може бути з'єднання з наступним транзитним вузлом зв'язку або із вхідним абонентом, як у наведеному прикладі. Вхідний абонент після прийому команди *Запит* $CR_{3,4}$ відправляє вузлу зв'язку SN_3 службове повідомлення *Підтв. запиту* $CC_{4,3}$ й одночасно по сформованому фізичному каналу (тракту) вихідному абонентові SN_1 службове повідомлення *Підтв. проключення* $DCC_{4,3,2,1}$, що для абонента SN_1 є дозволом на передачу даних користувача, тобто сигналізує про початок фази передачі даних. Прийняті вхідним вузлом SN_4 дані обробляються по певному алгоритму (наприклад, перевірка на відсутність помилок у прийнятих даних), після чого на вихідний вузол SN_1 відправляється службове повідомлення *Підтв. передачі*

даних С.

Закінчується сеанс фазою роз'єднання, що здійснюється за допомогою команд *Роз'єд.* DcI та службових повідомлень *Підтв. роз'єд.* DcIC

Основні часові характеристики методу комутації каналів в мережі наступні:

– *час затримки інформації в мережі Tddc*. Визначається тільки як сумарний час поширення інформації в середовищі переносу кожної ділянки тракту:

$$Tddc = \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1}, \tag{3.17}$$

де $Tsd_{i,i+1}$ – час затримки інформації в *i*-му каналі;

k – кількість ланок фізичного каналу.

У нашому випадку:

$$Tddc = Tsd_{1,2} + Tsd_{2,3} + Tsd_{3,4}$$

– *час доставки інформації Tdd*. У фазі передачі даних, визначається від моменту *tX*, коли вихідний абонент ініціює обмін, до моменту часу *tY*, коли вхідний абонент прийняв й обробив дані. Час доставки визначається характеристиками системи передачі (частота тактової синхронізації *f*) та кількістю корисної інформації *Nui*, що передається:

$$Tdd = Tddc + Trd + Tprd = Tddc + \frac{Nui}{f} + Tprd \tag{3.18}$$

– *сеанс обміну Tdcd* . Час від моменту *tA* до моменту *tB* у фазі роз'єднання, коли останній вузол зв'язку тракту одержав службове повідомлення підтвердження команди роз'єднання;

– *час заняття каналу*. Проміжок часу від моменту заняття каналу в

даному сеансі до його повного звільнення. На кожній ділянці тракту передачі цей час буде різний. Розглянемо цей параметр на прикладі абонентської лінії вихідного абонента SN_1. Ця лінія займається на початку сеансу (початок інтервалу *Tscr*) і звільняється у фазі роз'єднання після прийому й обробки абонентом SN_1 службового повідомлення *Підтв. роз'єд.* $DcIC_{2,1}$;

– *час утримання каналів* без їхнього використання для передачі, теж на кожній ділянці тракту передачі цей час буде різний [3, 16]. Наприклад, для каналу між вузлами SN_1 і SN_2 у фазі проключення, це буде проміжок часу $Tdcf - Tfcr$. Як видно з діаграми, на цьому проміжку лінія для передачі інформації користувача не використається, тобто цей час непродуктивного заняття каналу.

Мережі з комутацією каналів займають досить великий сегмент в телекомунікаційних системах в країнах всього світу. Це перш за все телефонні мережі загального користування (як фіксованй так і мобільний зв'язок), а також значна частина мереж спеціального призначення.

Розглянемо всі вищеназвані часові параметри для мереж з комутацією каналів.

Час сеансу обміну. Для даного типу мереж *Tsesc* складається із трьох частин (три фази сеансу обміну): фаза формування фізичного каналу (*Tdcf),* фаза передачі інформації (*Tdtp*) і фаза роз'єднання (*Tdcd*) (ліквідація фізичного каналу) [3, 4]. Час сеансу визначається:

$$Tsesc = Tdcf + Tdtp + Tdcd \qquad (3.19)$$

Розглянемо окремо кожну із фаз. Як видно із часової діаграми на кожній транзитній ланці фізичного каналу відбувається такі дії:

– видача запиту на з’єднання – службового повідомлення (СП);
– рух СП в каналі;
– приймом СП вузлом на другому боці каналу;
– обробка СП (контроль і вибір подальшого маршруту) [3, 4].

Таким чином:

$$Tdcf = Tfcr + 2 \times \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k} (Trcr_i + Trout_i) + Tfdcc + Tpdcc, \quad (3.20)$$

де *Tfcr* – час формування запиту;

$Trcr_i$ – час прийому інформації на другій стороні каналу;

$Trout_i$ – час обробки СП на вузлі другої сторони каналу;

k – кількість ланок фізичного каналу. Зауважимо, якщо з'єднання між відправником і отримувачем пряме (транзитні вузли відсутні), то $k = 1$. Якщо кількість транзитних вузлів дорівнює m, то $k = m - 1$.

Враховуючи конкретні характеристики системи передачі та використовуваного протоколу на основі (3.20) отримуємо:

$$Tdcf = Tfcr + 2 \times \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k} (\frac{NMC}{f} + Trout_i) + Tfdcc + Tpdcc, \quad (3.21)$$

Час обробки інформації $Trout_i$ не є постійною величиною і залежить від завантаженості вузла зв'язку на даному проміжку часу, кількості СП і блоків корисної інформації у відповідних чергах, тощо. Тому на практиці при розрахунках використовується середньо-статистичні дані.

У фазі передачі здійснюється процес обміну корисною інформацією між відправником (ініціатором сеансу) і отримувачем. Врахувавши (3.17) і (3.18), отримуємо:

$$Tdtp = 2 \times \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \frac{Nui}{f} + Tprd + Trdtc + Tpdtc, \quad (3.22)$$

де *Tprd* – час обробки СП на вузлі другої сторони каналу;

Trdtc – час прийому повідомлення про підтвердження передачі інформації у фазі передачі даних;

Tpdtc – час обробки повідомлення про підтвердження передачі інформації у

фазі передачі даних.

Фаза роз'єднання є більшою мірою дзеркальним відображенням фази формування фізичного каналу (замість СП "запит на з'єднання" використовується СП "команда роз'єднання"), за виключенням часу формування запиту (*Tfcr*) та підтвердження проключення (DCC), яке у фазі роз'єднання замінене на *Підтвердження роз'єднання* DcIC та надсилається від вузла-отримувача лише до попереднього вузла, а не через проміжні вузли до вузла-відправника. Врахувавши подібності :

$$Tdcd = \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k}(Trdci_i + Tpdci_i) + Trdic + Tpdic + Tsd_{k-1,k}, \quad (3.23)$$

Таким чином, враховуючи (3.21), (3.22) і (3.23), а також (3.19), отримуємо аналітичний вираз для розрахунку основного параметру системи з комутацією каналів *Tsesc*:

$$Tsesc = Tfcr + 5 \times \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k}(\frac{NMC}{f} + Trout_i) + Tfdcc + Tpdcc + \frac{Nui}{f} + Tprd + Trdtc + Tpdtc + \sum_{i=2}^{k}(Trdci_i + Tpdci_i) + Trdic + Tpdic + Tsd_{k-1,k} \quad (3.24)$$

Час продуктивного використання каналів *Tcpru* повністю визначається фазою передачі інформації відповідно (3.22):

$$Tcpru = Tdtp = 2 \times \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \frac{Nui}{f} + Tprd + Trdtc + Tpdtc \quad (3.25)$$

Час непродуктивного використання каналів *Tcnpru* визначається як різниця параметрів часу сеансу та часу продуктивного заняття каналу *Tsesc – Tcpru*:

$$Tcnpru = Tfcr + 3 \times \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k}(\frac{NMC}{f} + Trout_i) + Tfdcc + Tpdcc + Trdic + Tpdic + Tsd_{k-1,k} \quad (3.26)$$

ВИСНОВКИ

В ході виконання дипломної роботи було розглянуто систему обміну інформації в комп’ютерних телекомунікаційній мережах, проаналізовано базові показники ефективності функціонування мереж, отримано первинні аналітичні вирази для оцінювання часових характеристик мереж з комутацією каналів, повідомлень та пакетів.

Окреслено основні вимоги до мережі, які пов'язані з якістю виконання основного завдання – забезпечення надійного інформаційного обміну між об’єктами і користувачами мережі. Вони полягають в наступному: продуктивність, надійність, сумісність, керованість, захищеність, розширюваність і масштабованість.

Для забезпечення зазначених вимог, а також для оцінки якості та ефективності мережі передачі даних (МПД), використовують низку показників, серед яких:

– витрати на проектування, розгортання та експлуатацію мережі;

– тривалість проектування й впровадження мережі;

– показники надійності структури МПД;

– часові параметри функціонування мережі (час сеансу обміну, час продуктивного та непродуктивного використання каналів, час передачі інформації, час затримки інформації в мережі);

– здатність системи прогнозовано працювати під навантаженням і захищеність від перевантажень;

– рівень завантаженості мережі.

Приведена детальна часова діаграма сеансу обміну для пакетної мережі, як найбільш використовуваної в сучасних телекомунікаціях.

Дана порівняльну кількісна оцінка методів передачі інформації з точки зору їх основних часових характеристик.

Метод комутації пакетів – характеризується досить значною долею непродуктивного заняття каналів, що при відносно невеликих сеансах зв’язку є

суттєвим недоліком. Однак, при збільшенні часу сеансу (збільшенні об'ємів інформації, що передається), ця доля (час непродуктивного заняття каналів) суттєво зменшується. Сфера використання методу – системи реального часу, прямі трансляції довготривалих заходів тощо.

Метод комутації повідомлень характеризується мінімальним часом непродуктивного заняття каналів. Однак, в системах з використанням каналів із високим рівнем завад різко зростає кількість помилок у повідомленні, внаслідок чого зростають витрати часу на повторну передачу значень об'ємів інформації.

Іншим недоліком цього методу є значна затримка інформації у великих мережах, коли кількість транзитних вузлів зростає (5 і більше). Пояснюється це тим, що кожне повідомлення транслюється на черговий транзитний вузол тільки після його повного прийому та обробки (чим більший об'єм повідомлення, тим більший час затримки на кожному вузлі).

Тому даний метод зовсім непридатний для систем реального часу. Сфера застосування – системи, некритичні до часу доставки інформації, наприклад, електронна пошта.

Метод комутації каналів за своїми техніко-економічними показниками є проміжним між двома проаналізованими вище методами. Основна перевага – висока надійність передачі (при використанні відповідних протоколів квитування). Прикладом використання методу комутації каналів в системах реального часу є IP-телефонія, інтернет-телебачення IPTV, тощо.

Зважаючи на вищесказане, останнім часом значного поширення набули змішані системи комутації: *комутація каналів + комутація пакетів***.**

Отримані в дипломній роботі результати можуть бути використані фахівцями, розробниками та адміністраторами мереж, а також у навчальному процесі.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Stallings W. Computer Organization and Architecture, 10th Ed. / Pearson Education, Inc., Hoboken, NJ, 2016. - 864 pp.
2. Stallings W. Foundations of Modern Networking: SDN, NFV, QoE, IoT, and Cloud. - Pearson Education, Inc., Old Tappan, New Jersey, 2016. – 538 pp.
3. Стеклов В. К. Нові інформаційні технології. Транспортні мережі телекомунікацій / В. К. Стеклов, Л. Н. Беркман. – Київ: Техніка, 2004. – 488 с.
4. Микитишин А. Г. Телекомунікаційні системи та мережі / А. Г. Микитишин, М. М. Митник, П. Д. Стухляк. – Тернопіль : Тернопільський національний технічний університет імені Івана Пулюя, 2017. – 384 с.
5. Forouzan B. A. Data Communications and Networking 5th ed. / McGraw-Hill, Inc., 2013. - 1264 pp.
6. Louis E. Frenzel Jr. Principles of electronic communication systems, 4th Ed. / McGraw Hill Education, 2016. - 944 pp.
7. Bonaventure O. Computer Networking: Principles, Protocols and Practices. Release / O. Bonaventure. – cnp3book, 2018. – 272 p.
8. Speidel J. Introduction to Digital Communications / Springer Nature Switzerland AG 2019. - 329 p.
9. Kennedy G., Davis B., Prasanna S. R. M. Electronic Communication Systems, 6th ed. / McGraw Hill Education, 2017. - 704 pp.
10. Tanenbaum A. S. Computer Networks ; 5th Ed. / Andrew S. Tanenbaum, David J. Wetherall. – Cloth : Prentice Hall, 2011. – 960 p.
11. Qing-An Zeng (Ed.) Wireless Communications, Networking and Applications - Proceedings of WCNA 2014 / Springer India 2016. – 1366 pp.
12. Grami A. Introduction to Digital Communications / A. Grami. – Academic Press, 2016. – 587 p.
13. Arya K. V., Bhadoria R. S., Chaudhari N. S. (Eds.) Emerging Wireless Communication and Network Technologies: Principle, Paradigm and Performance /

Springer Nature Singapore Pte Ltd. 2018. - 359 pp.

14. Bensky A. Short-range Wireless Communication, 3rd ed. / Newnes, 2019. - 462 pp.

15. Colin Blackman C., Srivastava L. (Eds.) Telecommunication regulation Handbook, 10th ed. / ITU, 2011. – 240 pp.

16. Sadiku M. N. O. Performance Analysis of Computer Networks / Matthew N.O. Sadiku, Sarhan M. Musa. - Springer International Publishing, Switzerland, 2013. – 279 pp.

17. Kurose J. F. Computer Networking: A Top-Down Approach / James F. Kurose, Keith W. Ross. – 7th ed. – Pearson Education, Inc., 2017. – 864 p.

18. Воробієнко П. П. Телекоммунікаційні та інформаційні мережі / П. П. Воробієнко, Л. А. Нікітюк, П. В. Резніченко. – Київ: Самміт-книга, 2010. – 640 с.

19. Wilson E. Network Monitoring and Analysis – A Protocol Approach to Troubleshooting / V. Wilson E. – Prentice Hall, Inc., 2000. – 359 p.

20. Toroshanko Y., Toroshanko O., Kufterina S. R., Dutchyn A. Calculated Estimates of the Computer Network Time Parameters. Зв’язок (Ukraine). – 2025. – №2 . – С. 94-101.

ДЕМОНСТРАЦІЙНІ МАТЕРІАЛИ

(Презентація)

ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ

Навчально-науковий інститут Інформаційних технологій
Кафедра Комп'ютерної інженерії

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА
НА ЗДОБУТТЯ ОСВІТНЬОГО СТУПЕНЯ
БАКАЛАВРА

на тему: «Програмний комплекс для розрахунку та оцінки часових параметрів комп'ютерної мережі»

Виконав студент групи КІД-42
Дутчин Артем Михайлович

Керівник кваліфікаційної роботи:
Торошанко Ярослав Іванович, доцент кафедри КІ

Київ – 2025

Мета роботи – Виведення аналітичних виразів для попередньої оцінки часових параметрів комп'ютерної мережі

Об`єкт дослідження – Розрахунок та оцінка часових параметрів комп'ютерної мережі

Предмет дослідження – Часові параметри комп'ютерної мережі

Актуальність обраної теми

Однією із найважливіших задач під час проектування мережі є забезпечення високої якості обслуговування QoS (Quality of Service). Вирішення цієї задачі полягає в досягненні максимально продуктивного використання каналів зв’язку та забезпечення заданих потрібних часових параметрів мережі, основним з яких є, перш за все, мінімальний час доставки інформації користувачу. Тому попереднє (первинне) розрахункове визначення основних часових параметрів сприяє суттєвому зменшенню термінів проектування, фінансових і матеріальних витрат, що обумовлює актуальність поставленої задачі – розробленні відповідних рекомендацій і аналітичних виразів для попередньої оцінки вказаних параметрів.

Методи передачі даних в мережі:

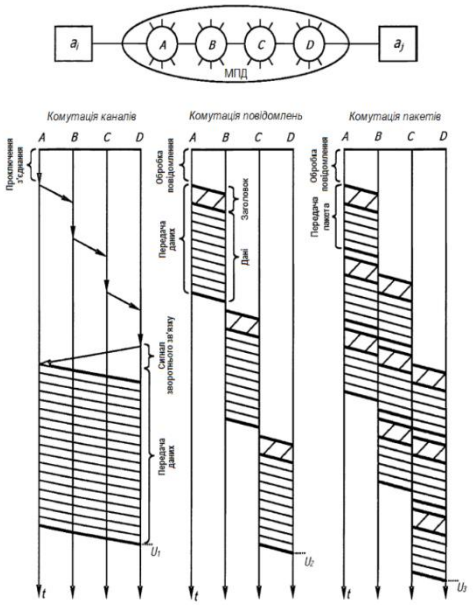


Рисунок 1.5 – Комутація каналів, повідомлень, пакетів

Основними часовими характеристиками систем передачі є:

1. час сеансу обміну;
2. час затримки інформації в мережі;
3. час доставки інформації;
4. час продуктивного використання каналів;
5. час непродуктивного використання каналів.

Основні параметри мережі з комутацією каналів

1 етап - Фаза проключення

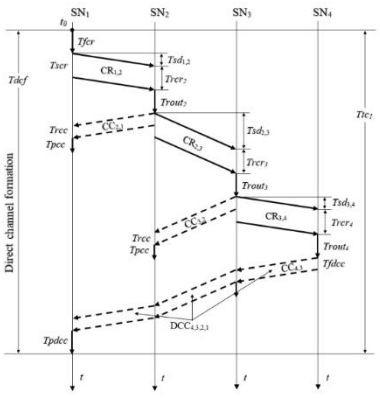


Рисунок 3.4 – Фаза формування прямого каналу (проключення)

2 етап - Фаза передачі даних

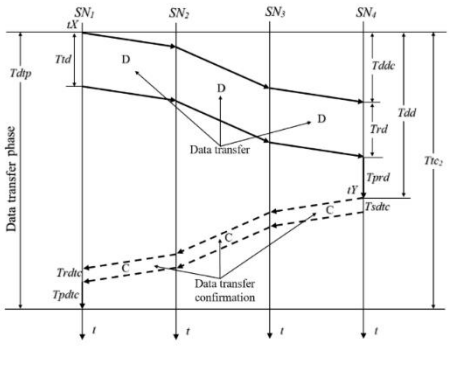


Рисунок 3.5 – Фаза передачі даних

3 етап - Фаза розриву каналу

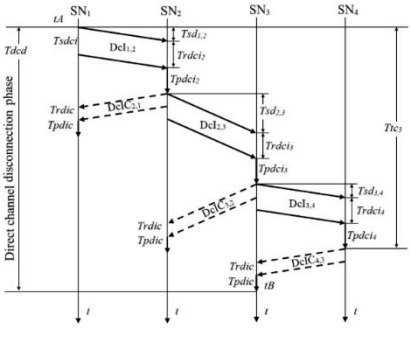


Рисунок 3.6 – Фаза роз’єднання прямого каналу

Основні параметри мережі з комутацією каналів

1 - Фаза проключення	2 - Фаза передачі даних	3 - Фаза розриву каналу
Час фази проключення: $Tdcf = Tfcr + 2 \times \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k} (Trcr_i + Trout_i) + Tfdcc + Tpdcc$ де $Trcr = NMC \times \frac{1}{f}$	Час фази передачі даних: $Tdtp = 2 \times \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + Trd + Tprd + Trdtc + Tpdtc$ Час доставки інформації: $Tdd = Tddc + Trd + Tprd$ де $Trd = \frac{Nui}{f}$;	Час фази розриву каналу: $Tdcd = \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k} (Trdci_i + Tpdci_i) + Trdic + Tpdic + Tsd_{k-1,k}$

Для всіх трьох фаз $Tddc = \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1}$ – час затримки інформації в мережі, де κ – кількість вузлів

Час сеансу обміну: $Tsesc = Tdcf + Tdtp + Tdcd$

Час продуктивного заняття каналу визначається фазою передачі: $Tcpru = Tdtp$

Час непродуктивного заняття каналу визначається як різниця параметрів: $Tcnpru = Tsec - Tcpru$

Основні параметри мережі з комутацією повідомлень

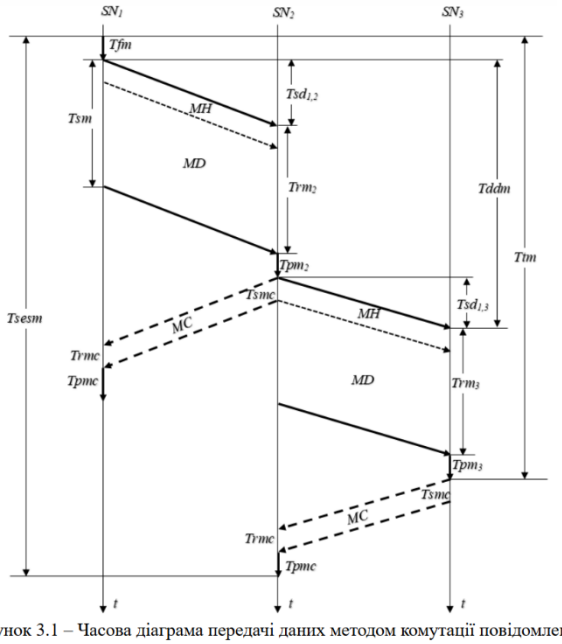


Рисунок 3.1 – Часова діаграма передачі даних методом комутації повідомлень

Час сеансу обміну:

$Tsesm = Ttm + Tsmc + Tsd_{k-1,k} + Tpmc$,

де $Tsmc = \left(NMC \times \frac{1}{f_{i,i+1}}\right)$

Час доставки інформації:

$Ttm = Tfm + \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k} (Trm_i + Tpm_i)$,

де $Trm_i = (NMD + NMH) \times \frac{1}{f_{i,i+1}}$

Час затримки інформації в мережі:

$Tddm = \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k-1} (Trm_i + Tpm_i)$

Основні параметри мережі з комутацією повідомлень

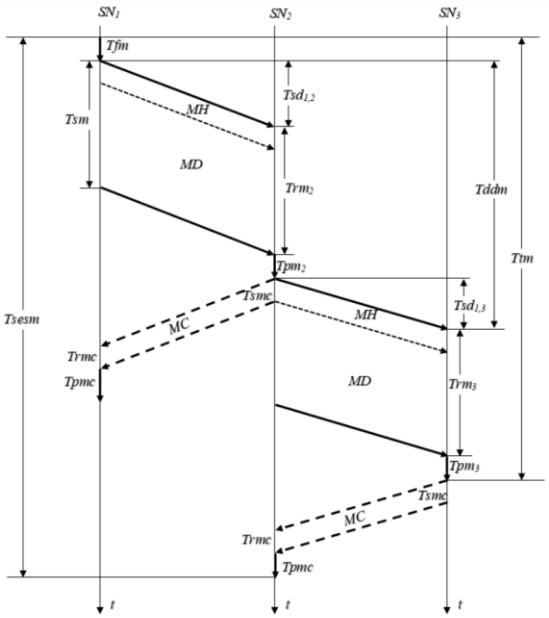


Рисунок 3.1 – Часова діаграма передачі даних методом комутації повідомлень

Час продуктивного використання каналів визначається як передача даних *MD* між вузлами, поки час непродуктивного використання – службові повідомлення, обробки, підтвердження, заголовки, затримки.

Сумарний час використання каналу між вузлами SN1 та SN2:

$$TSm_{1,2} = (2 \times Tsd_{1,2}) + \left[(NMH + NMD + NMC) \times \frac{1}{f_{1,2}}\right] + Tpm_2 + Tpmc_1$$

Коефіцієнт продуктивного використання каналу між вузлами SN1 та SN2:

$$Kefm_{1,2} = \frac{NMD \times \frac{1}{f_{1,2}}}{(2 \times Tsd_{1,2}) + \left[(NMH + NMD + NMC) \times \frac{1}{f_{1,2}}\right] + Tpm_2 + Tpmc_1}$$

Основні параметри мережі з комутацією пакетів

Час сеансу обміну:

$Tsesp = Ttp + Trpc + Tppc + Tsd_{k-1,k}$, де $Trpc = \left(\frac{NPC}{f_{k-1,k}}\right)$

Час затримки інформації в мережі:

$$Tddp = \sum_{i=1}^{k-1} Tsd_{i,i+1} + \sum_{i=2}^{k-1} (Trp_{i,1} + Tpp_{i,1}),$$

де $Trp_{i,1} = (NPD_1 + NPH_1) \times \frac{1}{f_{i,i+1}}$

Час доставки інформації:

$$Ttp = Tfp + Tddp + \sum_{j=1}^{u} Trp_{k,j} + Tpp_{k,u},$$

де $Trp_{k,j} = (NMD_j + NMH_j) \times \frac{1}{f_{k-1,k}}$

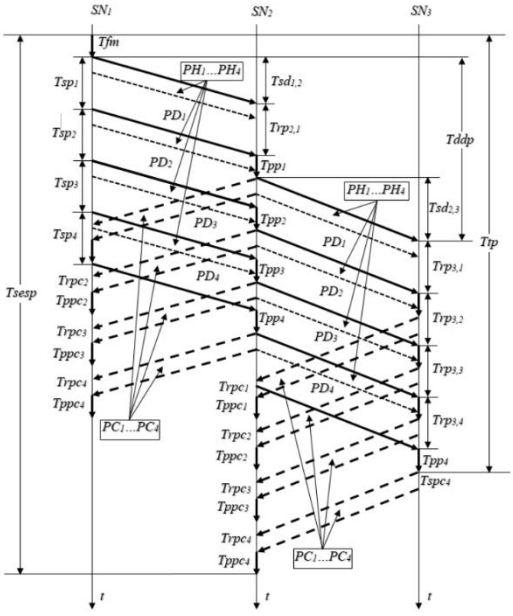


Рисунок 3.2 – Часова діаграма передачі даних методом комутації пакетів

Основні параметри мережі з комутацією пакетів

Час продуктивного та непродуктивного заняття каналу визначається так само як і в комутації повідомлень, але дані користувача розбиті на менші частини *PD*.

Сумарний час використання каналу між вузлами SN1 та SN2:

$$TSp_{1,2} = \left(2 \times Tsd_{1,2}\right) + \sum_{j=1}^{u}\left[\left(NPH_j + NPD_j\right) \times \frac{1}{f_{1,2}}\right] + \left(NPC_u \times \frac{1}{f_{1,2}}\right) + Tpp_{2,u} + Tppc_{1,u}$$

Коефіцієнт продуктивного використання каналу між вузлами SN1 та SN2:

$$Kefp_{1,2} = \frac{TUp_{1,2}}{TSp_{1,2}}, \text{ де } TUp_{1,2} = \sum_{j=1}^{u} PD_j$$

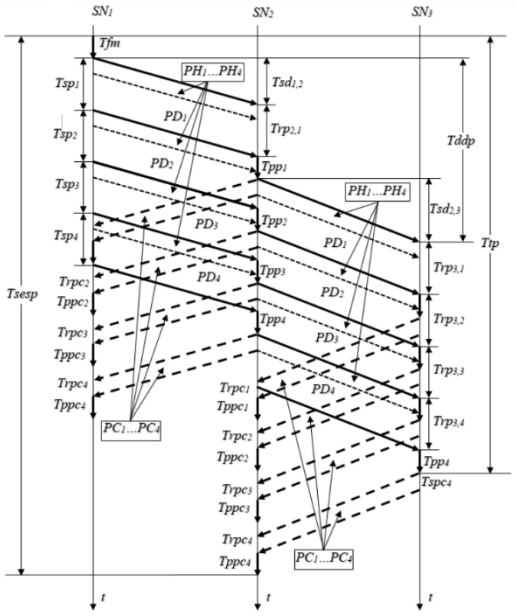


Рисунок 3.2 – Часова діаграма передачі даних методом комутації пакетів

ВИСНОВКИ

В ході виконання дипломної роботи було розглянуто систему обміну інформації в комп'ютерних телекомунікаційній мережах, проаналізовано ефективність функціонування мереж з комутацією каналів, повідомлень та пакетів. Окреслено основні вимоги до мережі, які пов'язані з якістю виконання основного завдання – забезпечення надійного інформаційного обміну між користувачами мережі. Вони полягають в наступному: продуктивність, надійність, сумісність, керованість, захищеність, розширюваність і масштабованість.

Оцінено кілька показників ефективності мережі передачі даних (МПД) серед яких часові параметри функціонування мережі (час сеансу обміну, час продуктивного та непродуктивного використання каналів, час передачі інформації, час затримки інформації в мережі).

ПРОДОВЖЕННЯ ВИСНОВКІВ

Порівняно методи комутації: *метод комутації пакетів* має високу ефективність при великих обсягах інформації, але продуктивність знижується при коротких сеансах. *Метод комутації повідомлень* має мінімальний час непродуктивного використання каналів, однак, в системах з використанням каналів із високим рівнем завад різко зростає кількість помилок у повідомленні, внаслідок чого зростають витрати часу на повторну передачу значень об'ємів інформації. *Метод комутації каналів* за своїми техніко-економічними показниками є проміжним між двома проаналізованими вище методами. Основна перевага – висока надійність передачі (при використанні відповідних протоколів квитування).

Отримані в дипломній роботі результати можуть бути використані і враховуватися, при проектуванні мереж, можливе використання у навчальному процесі.

РЕЗУЛЬТАТИ ВПРОВАДЖЕННЯ

1. Toroshanko Y., Toroshanko O., Kufterina S. R., Dutchyn A. Calculated Estimates of the Computer Network Time Parameters. Зв'язок (Ukraine). – 2025. – №2 . – С. 94-101. URL: https://con.dut.edu.ua/index.php/communication/article/view/2861/2756.
2. Дутчин А. М. Попередній аналіз часових характеристик мережі з комутацією пакетів «Сучасний стан та перспективи розвитку IoT» : VI Науково-техн. конф., м. Київ, 15 квітня 2025 р.