

ОЦІНКА ПРОДУКТИВНОСТІ МЕРЕЖЕВИХ ТЕХНОЛОГІЙ КАНАЛЬНОГО РІВНЯ В УМОВАХ ПЕРЕВАНТАЖЕНЬ

Різноманітність сучасних мережеских рішень, широкий спектр технологій доступу і велика кількість існуючих протоколів пакетних мереж вимагають створення адекватного аналітичного апарату для оцінки умов ефективного їх використання. В даній роботі запропоновані ймовірнісні аналітичні моделі, які враховують специфіку роботи технологій доступу Ethernet і Token Ring та дозволяють провести оцінку затримки обробки кадрів і продуктивності роботи даних технологій в залежності від розмірності мережі та вхідного навантаження.

Романов А.И., Нестеренко Н.Н., Рудько Н.Д. Оценка продуктивности сетевых технологий канального уровня в режимах перегрузки. Разнообразие современных сетевых решений, широкий спектр технологий доступа и большое количество существующих протоколов пакетных сетей, требуют создания адекватного аналитического аппарата для оценки условий эффективного их использования. В данной работе предложены вероятностные аналитические модели, которые учитывают специфику работы технологий доступа Ethernet и Token Ring и позволяют провести оценку задержки обработки кадров, а также производительности работы данных технологий в зависимости от размерности сети и входящей нагрузки.

O. Romanov, M. Nesterenko, N. Rudko Evaluation of the performance of network technologies of link layer under overload. A variety of advanced networking solutions, a wide range of access technologies and a large number of existing protocols for packet networks require the creation of adequate analytical apparatus for evaluation their efficiency. In this paper, probabilistic analytical models were proposed that take into account the specifics of technologies Ethernet and Token Ring and allow evaluation of delays processing rate and performance of these technologies depending on the dimension of the network and the input load.

Ключові слова: випадковий доступ, детермінований доступ, затримка обробки кадрів.

Однією з найбільш важливих характеристик мережі є її стійкість при виникненні перевантажень в результаті різких сплесків вхідного навантаження, що особливо характерно для пакетних мереж [1, 2]. Різноманітність мережеских рішень, широкий спектр технологій доступу і велика кількість існуючих протоколів пакетних мереж вимагають створення адекватного аналітичного апарату для оцінки умов ефективного їх використання [3].

На теперішній час, домінуючою технологією доступу являється *Ethernet*, яка знайшла використання не тільки локальних мережах, а також використовується магістральному сегменті [4], а саме *MetroEthernet*. Однак необхідно відмітити що, технології детермінованого доступу такі, як *FDDI* та *Token Ring*, які характеризуються більш високою надійністю в умовах перевантаження, використовуються для створення резервних кілець в масштабах мережі міста і т.д. У свою чергу, провідними розробниками мережевого обладнання проводиться постійне удосконалення існуючих мережеских технологій доступу та оптимізація алгоритмів їх роботи.

У зв'язку з цим, виникають задачі порівняння існуючих (або удосконалених) протоколів доступу з метою визначення найбільш ефективних умов їх застосування та оптимальних параметрів налаштування при розгортанні та функціонуванні мережі.

Необхідно відмітити, що розроблені на теперішній час аналітичні моделі або показують тільки верхню теоретично досягну границю [2], для ідеального випадку без врахування завантаженості мережі та повторних передач, що виникають в результаті колізій, або не враховують особливості роботи протоколу [5]. Моделі запропоновані в роботах [6 – 12] хоча і відображають ймовірнісний характер успішної передачі повідомлень, однак не в повній мірі враховують розмірність мережі (кількість активних вузлів мережі), швидкість каналу передачі та обов'язкові процедури в процесі захоплення середовища розповсюдження та безпосередньої передачі кадрів. Тобто, ці моделі можна використовувати для орієнтовної оцінки середніх значень затримок при передачі кадрів та визначення нижніх границь продуктивності приведених протоколів доступу. Тому, питання удосконалення існуючого

математичного апарату щодо оцінки продуктивності випадкових та детермінованих алгоритмів доступу є актуальним.

Постановка завдання

Для вирішення даної задачі визначимо залежність затримки передачі корисних даних від ступеня завантаженості мережі і порівняємо отриманих значення для різних мережевих технологій. А саме, проведемо аналіз класичних технологій доступу, що набули найбільш широкого застосування та постійно удосконалюються – це технологія *Ethernet* з випадковим доступом та *Token Ring* з передачею маркера.

У свою чергу, необхідно провести оцінку механізмів підтримки *QoS*, що вимагає досліджувати процес утворення черг в мережевих пристроях та визначити найбільш істотні фактори, що впливають на довжину черги і відповідно час обслуговування пакетів.

Для даних протоколів доступу характерно те, що комп'ютери мережі повинні здійснити „захоплення” лінії зв'язку (*shared media*) для організації передачі даних користувачів. Тобто, у системі з *shared media*, жоден з комп'ютерів не може постійно використовувати лінію. А саме, у кожен момент часу тільки один комп'ютер має право передавати дані в лінію, оскільки у разі одночасної передачі декількома комп'ютерами сигнали будуть змішуватимуться і спотворюватимуться.

На даний момент, у локальних мережах найбільш поширено два механізми доступу (рис. 1) [2]:

- метод випадкового доступу;
- метод маркерного доступу.

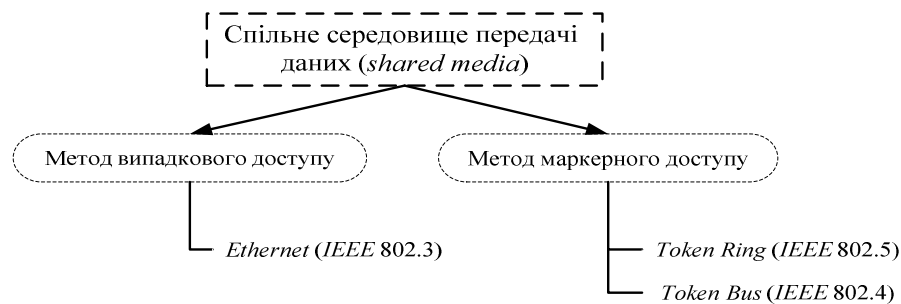


Рис. 1. Класифікація локальних мереж за критерієм доступу до середовища передачі даних

Типові структури мереж, які використовують спільне середовище передачі даних є системи із топологією „загальна шина” та „кільце”. (рис. 2).

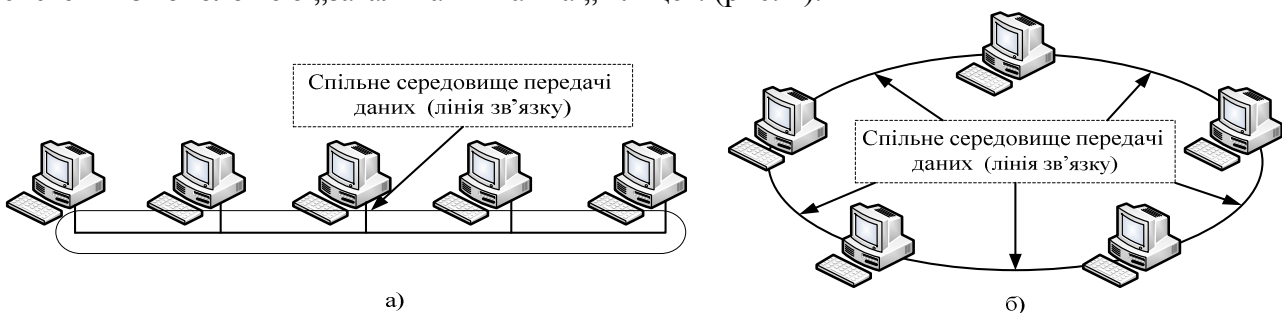


Рис. 2. Топології: а) шина, б) кільце

У зв'язку із спільним використанням ліній між активним обладнанням мережі, виникають проблеми, як електричного характеру (забезпечення потрібного рівня сигналу при підключенні до одного кабелю декількох приймачів і передавачів), так і логічного характеру (розділення доступу до кабелю в часі між всіма пристроями).

Система із розділенням середовища передачі, при збільшенні кількості підключених до неї користувачів працюватиме все повільніше, оскільки пропускна спроможність лінії ділиться між всіма комп'ютерами. Тобто, в цьому випадку за економічність структури локального сегменту доводиться розплачуватися його продуктивністю.

Не дивлячись на ці проблеми, підхід розділення середовища передачі даних реалізований в стандарті *Ethernet* для топології загальної шини і *Token Ring* для кільця.

У технології *Ethernet*, як алгоритм розділення середовища, застосовується метод випадкового доступу *CSMA/CD* (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection* – прослуховування базової частоти з множинним доступом і розпізнаванням колізій). І хоча його важко назвати досконалим так як, при зростанні навантаження корисна пропускна спроможність мережі різко падає. Однак, завдяки своїй простоті він став основою успіху технології *Ethernet*. Технології *Token Ring* і *FDDI* використовують метод маркерного доступу, заснований на передачі від вузла до вузла особливого кадру – маркера (токена) доступу. При цьому тільки вузол, що володіє маркером доступу, має право доступу до кільця сумісного користування. Більш детермінований характер доступу технологій *Token Ring* і *FDDI* зумовив ефективніше використання спільного середовища передачі даних, ніж у технології *Ethernet*, але одночасно і ускладнив мережеве обладнання.

Для проведення оцінки ефективності роботи технологій доступу *Ethernet* та *Token Ring* та проведення порівняльної характеристики у залежності від вхідного навантаження, розмірності мережі необхідно розробити математичні моделі, які враховують особливості організації процесу передачі.

Проведемо побудову аналітичної моделі для протоколу *Ethernet* із спільним середовищем передачі даних. Метод випадкового доступу (*Multiple Access*) це дуже простий алгоритм, який дозволяє вузлу мережі передавати дані в ті моменти часу, коли він вважає, що середовище сумісного користування вільне. В цьому випадку всі вузли мережі розділяють спільне середовище передачі даних, і мережа будується по топології загальної шини, рис. 2. а). Простота алгоритму доступу визначила простоту і низьку вартість мережевого обладнання для його реалізації.

Всі комп'ютери прослуховують передачу по лінії. Комп'ютер, якому потрібно передати повідомлення, виходить на зв'язок тільки після виявлення вільного стану каналу. Ця процедура називається перевіркою базової частоти (*CD – Collision Detection*), а відповідна стратегія доступу – *Carrier Sense Multiple Access (CSMA)*.

Очевидно, зіткнення все ж таки може виникнути через те, що комп'ютери фізично рознесені одна від одної і час розповсюдження сигналу τ має різне значення. Якщо зіткнення все ж таки відбувається і комп'ютери його виявляють, то вони передають сигнал про перешкоду, і відмінюють свої передачі.

Існує ряд методів *CSMA*, які розрізняються порядком управління передачею, якщо канал виявиться зайнятим.

Наприклад, в схемі з p -наполегливістю комп'ютер, що виявив зайнятим канал, здійснює повторну передачу після того, як канал звільниться з ймовірністю p , і з ймовірністю $1 - p$, відмовляється від передачі на проміжку τ , де τ – час розповсюдження сигналу в лінії. При схемі із 1-наполегливістю комп'ютер здійснює передачу відразу, як тільки канал виявиться вільним. При ненаполегливій схемі комп'ютер переносить передачу на інший випадковий час (відповідно до деякого розподілу затримок передачі).

Всі ці схеми розраховані на те, що станція зможе виявити кінець передачі незабаром після її завершення. Тобто вони вимагають, щоб $\tau \ll t_{frame}$, де t_{frame} – час передачі кадру.

Час передачі кадру безпосередньо залежить від його довжини (об'єму) L_{frame} . Ця залежність визначається таким чином [3]:

$$t_{frame} = L_{frame} / V_{bit}, \quad (1)$$

де V_{bit} – швидкість передачі інформації.

Розмір кадру L_{frame} складається із заголовка L_{head} який в стандарті *Ethernet* складає 26 байт і власне корисних даних L_{date} величина яких лежить в діапазоні від 46 до 1500 байт.

$$L_{frame} = L_{head} + L_{date} \cdot \quad (2)$$

Тоді з урахуванням приведеної формули (2) формула (1) матиме вигляд:

$$t_{frame} = L_{head} + L_{date} / V_{bit} \cdot \quad (3)$$

Протокол *CSMA/CD*, що працює з ненаполегливою схемою, був схвалений як стандартний протокол в *LAN Ethernet*. Якщо виявляється зіткнення (колізія), то передача припиняється, а спроба повторної передачі робиться через випадковий проміжок часу. Згідно протоколу *Ethernet* після виникненні колізії станції дозволяється зробити ще 15 спроб повторної передачі, кожного разу збільшуючи час очікування, і після чергової невдалої спроби комп'ютер-відправник повідомляє про неможливість передати дані одержувачу.

Процеси обробки повідомлень, що відбуваються в локальних мережах при сумісному використанні середовища передачі, якісно можуть бути описані моделями масового обслуговування, зокрема моделлю *M/G/1*. При чому, спільне середовище передачі даних є пристроєм обслуговування цієї моделі, а кадри що пересилаються кожним комп'ютером в мережі – заявками на обслуговування. Черга заявок насправді розподіляється в буферах передачі комп'ютерів мережі, де кадри чекають своєї черги на використання (захоплення для передачі) мережі.

На рис. 3. показана найпростіша модель черги *M/G/1*.

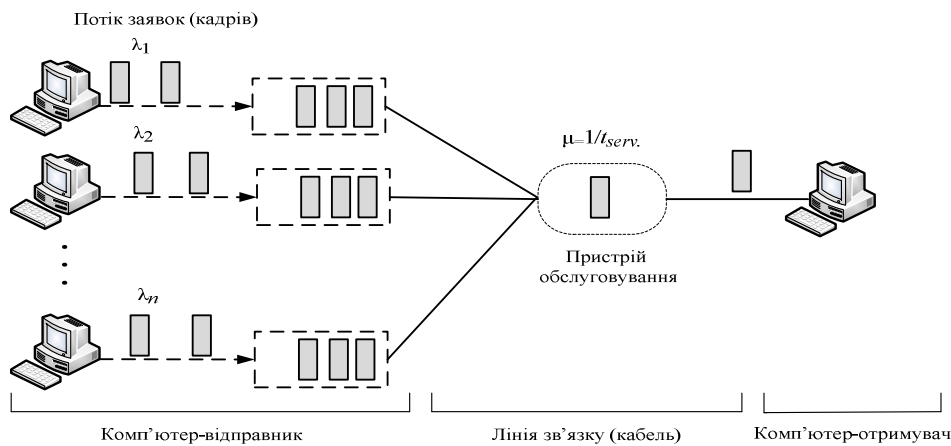


Рис. 3. Модель *M/G/1* для *Ethernet* з середовищем передачі даних, що розділяється

Основними елементами моделі є: вхідний потік заявок на обслуговування (кадри, що генеруються комп'ютерами користувачів); буфер (якщо середовище передачі зайняте, то кадри очікують обслуговування в буфері комп'ютера-відправника); обслуговуючий пристрій (відрізок кабелю, в якому відбувається „захоплення” середовища розповсюдження та процес передачі кадрів отримувачу); вихідний потік обслужених заявок (комп'ютер-отримувач).

Заявки поступають на вхід буфера у випадкові моменти часу. Якщо у момент надходження заявки буфер порожній і обслуговуючий пристрій вільний, то заявка відразу ж передається в цей пристрій для обслуговування. Обслуговування також може тривати випадковий час. Заявки вибираються з черги в порядку надходження, тобто дотримується дисципліна обслуговування першим прийшов – першим обслужений (*FIFO*).

Теорія черг дозволяє оцінити для цієї моделі середню довжину черги і середній час очікування заявки в черзі залежно від характеристик вхідного потоку і часу обслуговування.

У зв'язку з вище приведеним приймемо, що потік кадрів з мережі *Ethernet* є найпростішим. Тому, рівень завантаження вхідного каналу виражається через інтенсивність потоку заявок, в нашому випадку кадрів λ_{frame} .

Тоді час перебування заявок в черзі можна записати як:

$$\bar{t}_{queue} = \bar{N}_{frame} / \lambda_{frame} , \quad (4)$$

де λ_{frame} – інтенсивність надходження заявок (кадрів); \bar{N}_{frame} – середня кількість заявок (кадрів) в черзі.

Для одноканальної СМО з необмеженою кількістю місць в черзі при найпростішому потоці заявок і довільному часу обслуговування ($M/G/1$) існує формула Полячека-Хінчіна [6]:

$$\bar{N}_{frame} = \rho^2(1 + \sigma^2) / 2(1 - \rho) , \quad (5)$$

При цьому

$$\rho = \lambda_{frame} \cdot M(t_{serv}) , \quad \sigma^2 = D(t_{serv}) / M(t_{serv}) , \quad M(t_{serv}) = 1 / \mu_{frame} ,$$

де ρ – ступінь завантаженості системи; σ^2 – коефіцієнт варіації часу обслуговування; $M(t_{serv})$ – математичне очікування часу обслуговування заявок (кадрів); $D(t_{serv})$ – дисперсія часу обслуговування;

Прийmemo допущення, що час обслуговування кадрів розраховуватиметься для найбільш віддалених елементів мережі і має випадковий характер та підпорядковується показовому закону розподілу. Звідки випливає, що $D(t_{serv}) = 1$, а σ^2 також дорівнює 1.

Таким чином (5) прийме вид:

$$\bar{N}_{frame} = \rho^2 / (1 - \rho) , \quad (6)$$

де $\rho = \lambda_{frame} / \mu_{frame}$ – відношення інтенсивності потоку заявок до інтенсивності їх обслуговування, тобто можна вважати що він показує ступінь завантаженості системи.

З урахуванням формули (6) формула (4) набере вигляду:

$$t_{queue} = \rho^2 / \lambda_{frame} \cdot (1 - \rho) , \quad (7)$$

де $\rho = \lambda_{frame} / \mu_{frame} = \lambda_{frame} \cdot \bar{t}_{serv}$ – ступінь завантаженості системи; \bar{t}_{serv} – середній час обслуговування кадру.

Параметр ρ називають коефіцієнтом використання (*utilization*) обслуговуючого приладу. Для будь-якого періоду часу цей показник дорівнює відношенню часу зайнятості обслуговуючого приладу до величини цього періоду.

Знайдемо середній час обслуговування заявки \bar{t}_{serv} . Він складається з часу успішної передачі кадру \bar{t}_{trans} і часу міжкадрового інтервалу *IPG* (*Inter Packet Gap*) \bar{t}_{IPG} який витримується в обов'язковому порядку для запобігання монопольного захоплення лінії зв'язку одним передавачем.

$$\bar{t}_{serv} = \bar{t}_{trans} + \bar{t}_{IPG} , \quad (8)$$

де \bar{t}_{IPG} – міжкадровий інтервал, який в стандарті *Ethernet* складає час передачі 96 бітових інтервалів між кадрами, тобто:

$$\bar{t}_{IPG} = 96 / V_{bit} ,$$

де V_{bit} – бітова швидкість передачі даних.

Тепер знайдемо час успішної передачі.

У ідеальному випадку час \bar{t}_{trans} включає лише час передачі кадру t_{frame} . Але, якщо в процесі передачі кадру виникла колізія, то до його складу також увійде час очікування для вирішення колізії і час повторних передач. Розглянемо цей випадок детальніше.

Отже, нехай виникло зіткнення між сигналами, які були передані комп'ютерами А і В, які є найбільш віддалені територіально рис. 4.

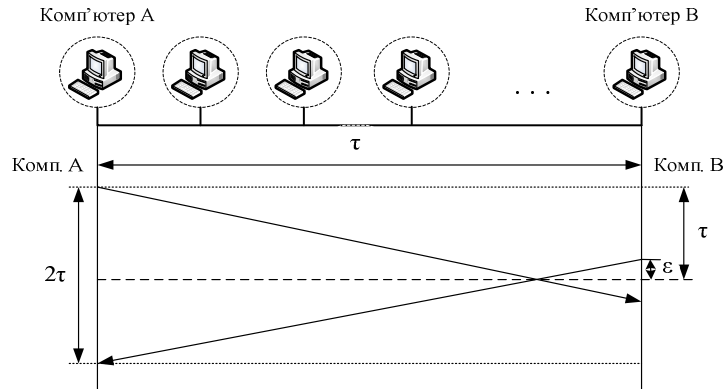


Рис. 4. Модель мережі з загальною шиною

Якщо відбулося зіткнення, то нам потрібний ще час для його вирішення. Спершу комп'ютер витримує паузу t_{pause} одиниць часу, згідно протоколу *Ethernet*. А потім повідомлення передається ще раз $t_{frame} \cdot \bar{K}_{repeat}$, де \bar{K}_{repeat} – середнє число повторних передач.

Тоді:

$$\bar{t}_{trans} = t_{frame} + t_{pause} \cdot \bar{K}_{repeat} + t_{frame} \cdot \bar{K}_{repeat}$$

де t_{pause} – час, який витримує станція при виникненні колізії.

У стандарті *Ethernet* цей час вибирається випадковим чином згідно наступної формули:

$$t_{pause} = t_{delay} \cdot R_{pause},$$

де $t_{delay} =$ кількість бітових інтервалів/ V_{bit} – інтервал відкладання передачі (для *Ethernet* кількість бітових інтервалів 512 бітів); R_{pause} – ціле число вибране з рівною імовірністю з діапазону $[0; 2^{\bar{K}_{repeat}}]$; \bar{K}_{repeat} – середнє число повторних передач.

Тепер необхідно знайти величину \bar{K}_{repeat} . Вона залежить від стратегії повторних передач. Припустимо, що тривалість інтервалу зіткнень описується геометричним розподілом одиниць, кратних τ , із параметром p [5]. Зокрема, цей інтервал рівний $2 \cdot \tau$ із ймовірністю p , $4 \cdot \tau$ із ймовірністю $p \cdot (1-p)$, $6 \cdot \tau$ із ймовірністю $p \cdot (1-p)^2$. Тобто p являється ймовірністю успішної передачі, а $(1-p)$ – ймовірністю зіткнення (колізії).

Тоді середнє число повторних спроб передач:

$$\bar{K}_{repeat} = \sum_{k=1}^{\infty} kp(1-p)^{k-1} = 1/p.$$

Тепер необхідно знайти p . Нехай в передачі може брати участь станцій ($k \gg 1$) та ймовірність того, що 1 станція має намір передавати в проміжку $2 \cdot \tau$ рівна p . Тоді ймовірність того, що передає тільки 1 станція і ця передача успішна P_{trans} , рівна

$$P_{trans} = kp(1-p)^{k-1}.$$

Знайдемо $\max P_{trans}$. Легко перевірити, що величина $p = 1/k$ максимізувала $k(p)$. Враховуючи, що ($k \gg 1$), в даних межах отримаємо:

$$\max P_{trans} = \lim_{p \rightarrow \infty} \{1 - (1/p)\}^{p-1} = e^{-1}.$$

Таким чином:

$$\max P_{trans} = e^{-1}.$$

Відповідно:

$$\bar{K}_{repeat} = 1/p = 1/\max P_{trans} = e.$$

В результаті знайдемо середній час успішної передачі:

$$\bar{t}_{trans} = t_{frame} + t_{pause} \cdot e + t_{frame} \cdot e.$$

Час очікування на повторну передачу t_{pause} розрахуємо для найгіршого випадку, тобто:

$$R_{pause} = 2^{\bar{K}_{repeat}} = 2^e.$$

Тоді середній період успішної передачі кадру у випадку виникнення колізії буде рівний:

$$\bar{t}_{serv} = \bar{t}_{trans} + t_{IPG} \cdot \bar{K}_{repeat} = t_{frame} + (512/V_{bit}) \cdot 2^e \cdot e + t_{frame} \cdot e + (96/V_{bit}) \cdot e. \quad (9)$$

Підставляючи отримані значення в формулу t_{queue} з урахування того, що $\rho = \lambda_{frame} \cdot \bar{t}_{serv}$, $\bar{t}_{serv} = 1/\mu_{frame}$ а отримаємо

$$t_{queue_{CSMA/CD}} = \rho/\mu_{frame} \cdot (1 - \rho). \quad (10)$$

Однак, для користувача значення затримки кадру не несе такого критичного значення, оскільки при передачі інформації затримки на долі секунди не мають істотного впливу. Тому, для наочності покажемо, на скільки ці затримки можуть стати критичними для фактичної швидкості передачі інформації для мережі.

Під *фактичною швидкістю* розуміється об'єм переданої корисної інформації в одиницю часу з урахуванням всіх затримок в мережі. Величина фактичної швидкості завжди менше пропускну здатності.

Фактичну швидкість передачі інформації розрахуємо виходячи з вже отриманого значення часу затримки кадру, який дорівнює періоду передачі одного кадру. Тоді частота проходження кадрів, тобто кількість кадрів, що проходять по мережі за 1 секунду, з урахуванням існуючих затримок в мережі, складе:

$$F = 1/t_{queue_{CSMA/CD}}.$$

Знаючи частоту проходження кадрів з урахуванням колізій F і розмір корисної інформації L_{date} в бітах, яка переноситься кожним кадром, неважко розрахувати фактичну швидкість передачі інформації (ефективна пропускну здатність):

$$Q_{effect_{CSMA/CD}} = L_{date} \cdot (1/t_{queue_{CSMA}}). \quad (11)$$

Тепер розглянемо організацію роботи LAN з передачею маркера та проведемо побудову аналітичної моделі для протоколу *Token Ring*.

В даний час найбільш відомими є наступні стандарти IEEE 802.4 – топологія на шина з передачею маркера і IEEE 802.5 – топологія кільце з передачею маркера (*Token Ring*).

У мережах із маркерним методом доступу право на доступ до середовища передається циклічно від комп'ютера до комп'ютера по логічному кільцю. Кільце утворюється відрізками кабелю, що з'єднують сусідні станції. Таким чином, кожен комп'ютер пов'язаний зі своїм переднім і наступним комп'ютером і може безпосередньо обмінюватися даними лише з ними. Для забезпечення доступу комп'ютерів до фізичного середовища по кільцю циркулює кадр спеціального формату і призначення – маркер (токен).

Отримавши маркер, комп'ютер аналізує його, при необхідності модифікує і за відсутності у неї даних для передачі забезпечує його просування до наступного комп'ютеру. Комп'ютер, який має дані для передачі, при отриманні маркера вилучає його із кільця, що дає йому право доступу до фізичного середовища і передачі своїх даних. Потім цей комп'ютер видає в кільце кадр даних встановленого формату послідовно по бітах.

Передані дані проходять по кільцю завжди в одному напрямку від одного комп'ютера до іншого [2, 4].

Архітектура даних LAN приведені на рис. 7. Циркулюючий кадр видаляється з кільця комп'ютером, який його згенерував, після його проходження по кільцю і надходження в джерело. Час, потрібний для організації повторення кадру на комп'ютері, тобто його затримка на даній станції називається **латентним часом** (b/c).

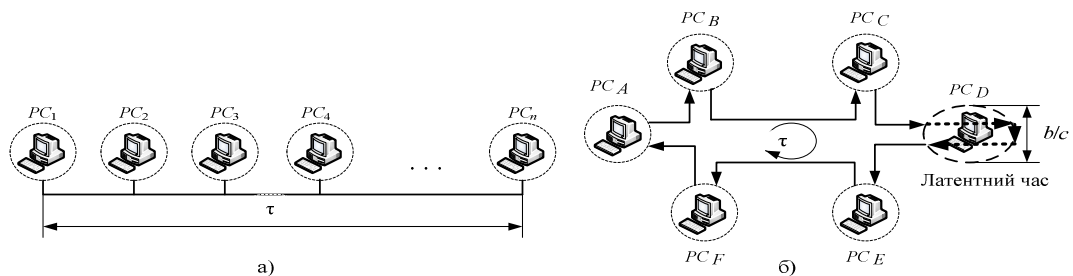


Рис. 7 а) Топологія шина з передачею маркера, б) Топологія кільце с передачею маркера

Латентний період кільця T_l – це еквівалентна величина, вона дорівнює сумі затримок розповсюдження сигналу по кільцю t_{chan} і латентного часу b/c обробки токена на комп'ютері.

$$T_l = \sum t_{chan} + (b/c) \cdot N, \quad (12)$$

де b/c – латентний час обробки токена на комп'ютері; N – кількість комп'ютерів в мережі;

Час t_{chan} визначимо, як час передачі маркера всіма станціям, тобто:

$$t_{chan.} = (L_{token} / V_{bit}) \cdot (N - 1),$$

де L_{token} – розмір маркера (токена), який рівний 3 байти (24 бита); V_{bit} – швидкість передачі.

Латентний час обробки токена приймемо за 1 біт/станцію, отже ретрансляція кадрів, всіма станціями відбувається побітно, виходячи з цього формула (12) матиме вигляд:

$$T_l = (L_{token} / V_{bit}) \cdot (N - 1) + (1 \cdot N / V_{bit}). \quad (13)$$

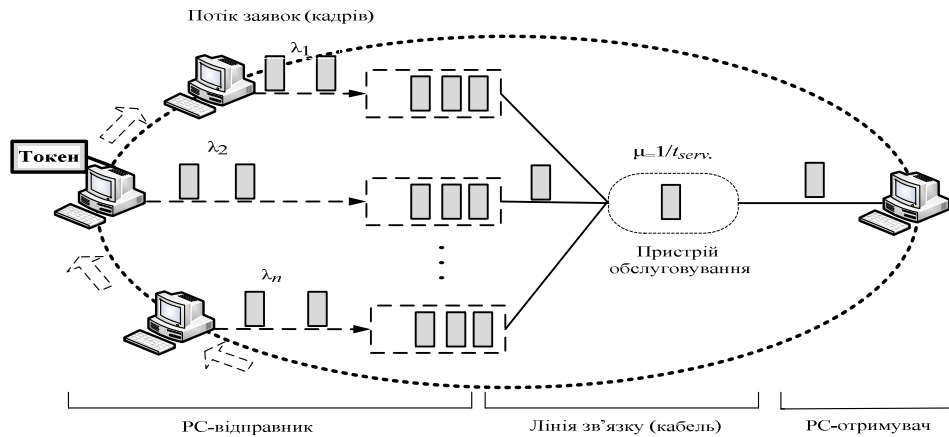
Проведемо розрахунок затримки доступу, при врахуванні топології та розмірності мережі. Ця затримка визначається часом від моменту надходження до моменту обслуговування кадру. Момент обслуговування в свою чергу настає після захвату токена комп'ютером, який хоче здійснити передачу.

Розглянемо дану аналітичну модель при наступних допущеннях:

– накопичувачі в усіх станціях мають нескінченну ємність;

– всі накопичені дані під час передачі зчитуються.

На рис. 8 представлена узагальнена модель функціонування мережі *Token Ring*.

Рис. 8. Модель $M/G/1$ для *Token Ring*

Згідно представленої моделі час, необхідний для одного обходу $N - 1$ станцій (в випадку коли одна станція утримує токен) – час циклу T_{circle} складається з двох складових: перша складова – це час, потрібний для передачі дозволу на опит від однієї станції до іншої $t_{request}$ яке називають часом переходу, а інші складові – це час власне передачі кадрів даних t_{frame} . Тоді повний час циклу:

$$T_{circle} = \sum_{i=1}^{N-1} t_{request} + \sum_{i=1}^{N-1} t_{frame}.$$

Розглянемо тепер технологію передачі маркера.

Нехай по кільцю циркулює вільний маркер (спеціальний кадр).

Комп'ютер по напрямку руху маркера, що має дані для передачі в момент його приходу, захоплює маркер і здійснює передачу, а після її закінчення передає маркер далі.

Існує ряд стратегій виконання цієї операції. Одна стратегія (подібна до передачі управління) полягає у видачі маркера у складі кадру що передавався, тобто наступний комп'ютер отримує дозвіл на передачу, як тільки на попередньому завершиться передача останнього розряду кадру.

Інша стратегія полягає в передачі маркера лише після того, як комп'ютер-відправник отримає назад своє повідомлення, що пройшло по кільцю.

Тут можливі 2 версії:

- очікування того моменту, доки не буде прийнято (і стерто) все повідомлення;
- видача нового маркера, як тільки буде прийнятий попередній.

У обох випадках в кільці допускається у будь-який момент часу тільки 1 маркер. Визначимо середній час T_{circle} необхідний для передачі даних від станції-джерела до станції-призначення в кільці.

Для цього розглянемо процес захоплення середовища передачі. На початку аналізу візьмемо довільний комп'ютер наприклад F (рис. 7). У випадку коли комп'ютеру F потрібно передати дані, йому необхідно дочекатися приходу маркера, який він захоплює і тим самим отримує дозвіл зайняти фізичний канал. У найгіршому випадку, цей момент наступить тоді, коли маркер в цей час знаходиться на комп'ютері A . В цьому випадку, комп'ютеру F необхідно дочекатися поки маркер опитає все $N - 1$ комп'ютерів і повернеться нарешті до нього. Це час і буде латентним часом кільця і розраховується по вже вище вказаній формулі (13).

Однак, в процесі опиту комп'ютерів, по напрямку просування маркера, може виникнути ситуація що деякі з них також матимуть дані для передачі. Тому, вони будуть захоплювати маркер і розпочинати передачу своїх даних. В цьому випадку комп'ютеру F необхідно дочекатися закінчення передачі даних активних комп'ютерів, які стоять попереду нього, та як наслідок збільшується час затримки кадру перед відправкою. Виходячи з цього,

кількість активних комп'ютерів, які мають дані для передачі на протязі часу поширення токена, буде також впливати на завантаженість системи. Так, як модель потоку кадрів є найпростішим, то для визначення ймовірності кількості активних станцій за період розповсюдження токена скористаємося відомою формулою Пуасона:

$$P_n(T_l) = (\lambda_{frame} \cdot T_l)^{-\lambda \cdot T_l} / n,$$

де $P_n(T_l)$ – ймовірність появи n -активних комп'ютерів за час латентного кільця ($n \in \overline{0, N-1}$).

А для визначення середньої кількості активних станцій N_{active} скористається формулою математичного очікування дискретної випадкової величини:

$$N_{active} = M(N-1) = \sum_{i=0}^n P_n(T_l) \cdot i,$$

де $M(N-1)$ – математичне очікування того, що за період проходження маркера буде активно $N-1$ комп'ютерів.

Переходячи до середніх значень та використовуючи попередні твердження для розрахунку часових параметрів для передачі кадрів, отримуємо формулу для розрахунку сумарного часу передачі кадрів даних, з врахуванням захвату середовища розповсюдження активними станціями:

$$\sum_{t=0}^{N-1} t_{frame} = N_{active} \cdot \{L_{frame}/V_{bit} + 1 \cdot (N-1)/V_{bit}\}$$

Тоді формула

$$\bar{T}_{circle} = T_l + N_{active} \cdot \{L_{frame}/V_{bit} + 1 \cdot (N-1)/V_{bit}\},$$

де T_l – повний час переходу опитування (токена) по всій системі, тобто латентний час кільця.

При цьому, затримка доступу – це середній час, протягом якого кадр повинен чекати на комп'ютері з моменту його надходження до початку передачі. Прийmemo допущення, що час затримка доступу розраховуватиметься для найбільш віддалених елементів мережі, однак за рахунок використання маркерного опитування являється детермінованою величиною. Звідки випливає, що $D(t_{serv}) = 0$, а σ^2 також дорівнює 0.

Таким чином, затримку доступу можна поставити у відповідність з середнім часом очікування в СМО $M/G/1$, а формула Полячека-Хінчіна прийме вигляд:

$$t_{queueToken} = \rho/2 \cdot \mu_{frame} \cdot (1 - \rho). \quad (14)$$

При чому, вся система опиту поводитья, як еквівалентна СМО $M/G/1$, у якій повідомлення об'єднанні в один потік, єдина відмінність – це те, що додається час очікування запиту і відповідно $\bar{T}_{circle} = 1/\mu_{frame}$.

Підставляючи отримані значення в формулу $t_{queueToken}$ з урахування того, що $\rho = \lambda_{frame} \cdot \bar{t}_{serv}$, $\bar{t}_{serv} = 1/\mu_{frame}$ а отримаємо:

$$t_{queueToken} = \rho/2 \cdot (1/\bar{T}_{circle}) \cdot (1 - \rho). \quad (15)$$

Аналогічно $CSMA/CD$ розрахуємо для випадку $Token Ring$ фактичну швидкість передачі інформації.

Вона буде рівна:

$$Q_{effect_Token} = L_{date} \cdot F = L_{date} \cdot \left\{ 1 / \frac{\rho}{2 \cdot (1/\overline{T}_{circle}) \cdot (1-\rho)} \right\}. \quad (16)$$

Проведемо порівняння технологій доступу *Ethernet* та *Token Ring* на основі запропонованих аналітичних моделей (10, 15) при однакових значеннях вхідних даних. Тобто, побудуємо графік залежності часу затримки передачі кадру від ступеню завантаженості мережі.

Для прикладу, візьмемо пакет із середнім розміром корисних даних 800 байт; кількість комп'ютерів в мережі складає 50; інтенсивність надходження кадрів в мережу складає λ_{frame} 180 кадрів/с; швидкістю передачі даних в 10 Мбіт/с (рис. 9).

Для оцінки продуктивності технологій *Ethernet* та *Token Ring*, а саме динаміки зміни швидкості залежно від ступеня завантаження мережі побудуємо графік функції на основі виразів (11, 16), рис. 10.

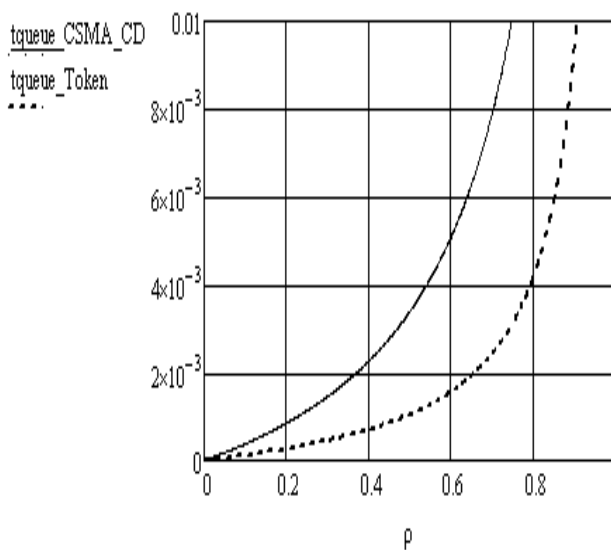


Рис. 9. Залежність часу затримки передачі від завантаженості мережі для технологій *Ethernet* (CSMA/CD) та *Token Ring*

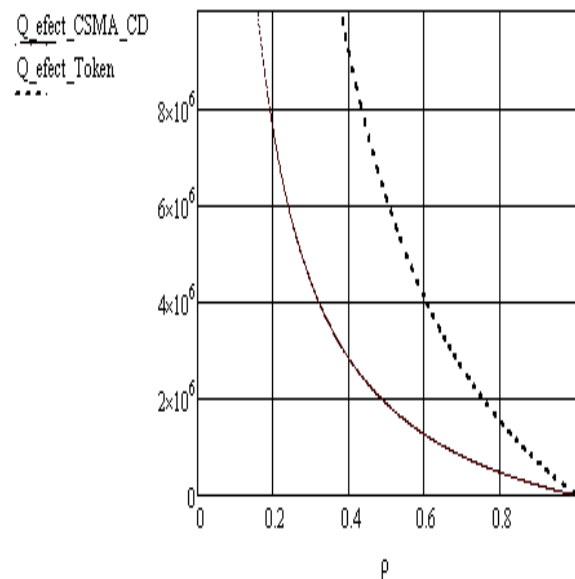


Рис. 10. Залежність швидкості передачі від ступеня завантаженості мережі для технологій *Ethernet* (CSMA/CD) та *Token Ring*

Висновок

На основі представлених графіків (рис. 9) можна зробити висновки, що коефіцієнт завантаження мережі $\rho = f(\lambda_{frame}, \mu)$ має істотний вплив на час передачі кадрів *Ethernet* (CSMA/CD) та *Token Ring* із спільним середовищем передачі даних. Коли значення ρ знаходиться в діапазоні від 0,4 до 0,6 час затримки кадру починає стрімке зростання, а отримані залежності мають експоненціальний характер. Однак, технологія *Token Ring* має певні переваги і навіть при завантаженні середовища передачі даних на 80% в змозі підтримати необхідні параметри *QoS*. Дана обставина пояснюється детермінованим характером організації передачі. При оцінці фактичної швидкості передачі корисних даних користувачів згідно представлених графіків рис. 10 можна зробити висновок, що максимальна швидкість корисних даних менше номінальної швидкості. Це пов'язано з тим, що кожен кадр містить службову інформацію, яка використовується для визначення адресата, перевірки наявності помилок в повідомленні. А також, що найбільш ефективна передача мережах *Ethernet* (CSMA/CD) досягається при малих значеннях завантаження (>20%), а для *Token Ring* із спільним середовищем передачі даних при 40%.

Таким чином, можна зробити висновок, що не дивлячись на свою дешевизну мережа *Ethernet (CSMA/CD)* достатньо сильно залежить від ступеня її завантаженості і при великій кількості вхідного трафіку не в змозі підтримати необхідні параметри *QoS*. В свою чергу, технологія *Token Ring* має набагато кращі показники в умовах перевантаження та може бути більш оптимальним мережевим рішенням при забезпеченні порогових значень вхідного трафіку. В подальшому планується провести оцінку продуктивності інших технологій доступу каналного рівня (комутований *Ethernet*, *100VG-Any-LAN* і т.д.) та уточнення отриманих аналітичних моделей шляхом імітаційного моделювання процесів передачі з урахуванням особливостей функціонування відповідних протоколів.

ЛІТЕРАТУРА

1. Филимонов А.Ю. Построение мультисервисных сетей Ethernet. – СПб.: БХВ-Петербург, 2007. – 592 с.
2. Олифер В.Г. Олифер Н.А. Компьютерные сети. Принципы технологии протоколы (4-е изд.) СПб.: – Питер, 2010. – 916 с.
3. Крылов В.В., Самохвалова С.С. Теория телетрафика и ее приложения. – СПб.: БХВ-Петербург, 2005. – 288 с.
4. Бакланов И.Г. NGN. Принципы построения и организации. Эко-Трендз. – 2008 – 400 с.
5. Л. Клейнрок Вычислительные системы с очередями Пер. с англ. – Мир.: Москва, 1979 – 600 с.
6. Бертсекас Д., Галлагер Р. Сети передачи данных: Пер. с англ. – М.: Мир, 1989. – 544 с.
7. Кустов Н. Т., Сущенко С. П. О пропускной способности метода случайного множественного доступа // Автоматика и телемеханика – 2001. – № 1. – С. 91 – 102.
8. Хомичков И.И. Модель локальной сети с протоколом доступа CSMA/CD // Автоматика и вычислительная техника. – 1988. – №5. – С. 53 – 58.
9. Хомичков И.И. Об оптимальном управлении в сети передачи данных со случайным множественным доступом // Автоматика и телемеханика. – 1991. – № 8. – С. 176 – 188.
10. Цыбаков Б.С., Ведеская Н.Д. Стек алгоритм случайного множественного доступа // Проблемы передачи информации. – 1980. – №3. – Том XVI – С. 80 – 94.
11. Boucherie R.J., Van Dijk N.M. On a Queuing Network Model for Cellular Telecommunication Networks // Operations Research. – Jan/Feb, 2000. – V. 48, Issue 1. – P. 38 – 50.
12. Калашиков И.Д., Колесниченко В.Е. Эффективность методов детерминированного доступа в локальных вычислительных сетях с пакетной коммутацией. // Автоматика и телемеханика. – 1987. – №1. – С. 51 – 57.