

МОДЕЛІ ТА АЛГОРИТМИ ПІДВИЩЕННЯ ЕФЕКТИВНОСТІ КОМУТАЦІЇ ІНФОРМАЦІЙНИХ ПОТОКІВ У ПОВНІСТЮ ОПТИЧНИХ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ СИСТЕМАХ

© Корецький О.В., Думич С.С., 2013

O.V. Koretskyy, S.S. Dumych
Lviv Polytechnic National University

MODELS AND ALGORITHMS OF DATA FLOWS SWITCHING EFFICIENCY IMPROVING IN ALL-OPTICAL TELECOMMUNICATIONS SYSTEMS

© Koretskyy O.V., Dumych S.S., 2013

Modern optical networks still in development to AON (All-Optical Networks). The main goal of all related works is providing the state-of-the-art optical switching techniques, designing of new solutions and applications. The first stage in this development was circuit-switched optical networks. In those types of networks the incoming request would dropped in case of channel blocking. Another case – packet-switched optical networks. In those networks, the data flows divided onto many independent packets. Nowadays, this technique is the most famous. The main advantage of this technique is possibilities of queues. In case of channel blocking, the packet stills in buffer, until it will sent or dropped. The next generation of optical switching is Optical Burst Switching technology. Optical burst switching (OBS) is a promising solution for all-optical wavelength-division multiplexing (WDM) networks. It offers to some extent the flexibility and efficient bandwidth usage of optical packet switching networks, while taking into account the limitations of the current all-optical technology. For this reason, it could seen as an intermediate technique between all-optical wavelength routing networks and optical packet switching networks. The OBS technology allows satisfying requirements of IPoDWDM conceptions, because of full compatibility with IP/Ethernet networks. The ingress edge node assembles incoming packets from the client terminals into bursts. The assembled bursts transmitted all-optically over OBS core routers, without any storage at intermediate nodes within the core. The signaling scheme in an optical burst-switched network is typically implemented using out-of-band burst header packets. In an out-of-band signaling scheme, the header associated with a burst transmitting on a different wavelength from the burst itself. The out-of-band header packet travels along the same route as the burst, informing each node along the route to configure its optical cross connect to open the necessary virtual channel for transmitting the burst with variable size. The mathematical model of the core node in the network with switching units, which describes the sequence of signaling packet processing, proposed in this paper. This model based on the matrix calculation, and able to implement on field programmable gate arrays. Furthermore, the model of IP-packet aggregation in the ingress node network that takes into account probability distribution of IP-traffic proposed. Simulation results determined that proposed algorithm 10 times reduces the IP-packet losses, providing the same bandwidth. We provide the simulation of optical burst switching network for different signaling schemes. Our experiment shows that the INI scheme is more flexible, and able to reconfiguration in dependence of traffic requirements. INI is able to combine advantages of both JET and TAW schemes. Using the INI signaling technique allows to increase the efficiency of wavelength routed networks taking into account properties of traffic.

Key words: traffic, OBS, IP, virtual channel.

Розроблено математичну модель функціонування проміжного вузла в мережі з комутацією блоків, яка описує послідовність оброблення сигналізаційного пакета. Ця модель адаптована під матричні обчислення, що дає змогу реалізувати її на основі програмованих логічних інтегральних схем. Крім того, запропоновано модель агрегації IP-пакетів у крайовому вузлі мережі, яка враховує ймовірнісний розподіл IP-трафіку, та дозволяє оцінити ймовірнісні характеристики блоків. В результаті моделювання було визначено, що при Пуассонівському розподілі вхідного IP-трафіку, розподіл розмірів блоків прямує до Гауссівського, за умови достатньої кількості пакетів у блоці. Запропонований алгоритм формування дозволяє знизити втрати IP-пакетів у 10 разів, при збереженні пропускну здатності каналу.

Ключові слова: трафік, OBS, IP, віртуальний канал.

Вступ

З розвитком технології спектрального ущільнення каналів стрімко зросли обсяги пропускну здатностей, доступних на волоконно-оптичних лініях, однак наявні оптичні мережеві архітектури не в змозі повною мірою використовувати цю пропуску здатність для підтримки динамічного та пульсуючого трафіку.

Повністю оптичні мережі з комутацією каналів дають можливість будувати оптичні магістралі, прозорі до використання будь-яких додатків з боку кінцевих мережевих вузлів. Але поряд з цією перевагою відзначається і один їх недолік – мережі з комутацією каналів не можуть працювати з “вибуховим трафіком” від локальних мереж передавання даних [1]. У такому разі впровадження повністю оптичних мереж з комутацією пакетів було б ідеальним, оскільки вони дозволяють значно ефективніше використовувати відведену смугу пропускання волоконно-оптичних каналів зв’язку.

Проте практична реалізація оптичної пакетної комутації все ще обходиться занадто дорого. Це пов’язано зі значними витратами на розроблення, а також із певними технологічними бар’єрами. Найхарактерніша проблема – недостатній ресурс оптичного запам’ятовувального пристрою з довільною вибіркою (буфера) [2]. Ще одна серйозна проблема – забезпечення вимог щодо синхронізації між численними IP-пакетами, які надходять на різні порти оптичного комутаційного пристрою, а також між заголовками пакетів і їх корисним навантаженням.

З метою усунення проблем, пов’язаних із складністю пакетної комутації, а також спрощення мережевого устаткування, виникла нова концепція – оптична комутація блоків (OBS). Ця концепція поєднує кращі аспекти оптичної каналної та пакетної комутації, і, що важливо, одночасно усуває властиві їм недоліки. Однією з наявних базових проблем комутації в мережах OBS є перевантаження на вузлах, зумовлене стрибками інтенсивності вхідного трафіку.

Архітектура та принципи функціонування оптичної мережі з комутацією блоків

Технологія OBS дає змогу ефективно використовувати смугу пропускання завдяки статичному мультиплексуванню блоків. Водночас посилання по окремому каналу управління керуючих пакетів, що несуть інформацію про маршрутизацію, а також можливість передавання відповідних блоків із затримкою (offset time) можуть взагалі усунути потребу у використанні FDL. Водночас використання спеціальних форматів сигналізаційних пакетів дає змогу знизити вимоги до синхронізації в мережі. Технологія OBS призводить до появи довгоочікуваного інтегрованого рішення IP over DWDM, яке дозволяє поступово позбуватися від надмірності мережевих ресурсів і збільшувати ефективність функціонування мережі.

На сучасному етапі розвитку транспортних мереж можна виділити три основні відмінності комутації блоків від каналної та пакетної комутації:

- блок займає проміжне (за розміром/тривалістю) місце між такими фундаментальними об’єктами інших видів комутації, як виклик (сеанс) і пакет;
- блок може бути відісланий без підтвердження здійснення успішної комутації (односторонній процес), а в разі каналної комутації дані відсилаються тільки після отримання інформації про стан каналу (двосторонній процес). Тому процес виділення необхідної смуги пропускання для блока є оперативнішим;

- у процесі комутації блоків їх проходження через транзитні мережеві вузли здійснюється без буферизації, у той час як при пакетній комутації пакет повинен спочатку запам'ятовувати, а лише потім прямує далі (в результаті цього складність вузла збільшується).

У мережі з комутацією блоків вхідний трафік від терміналів мережі доступу збирається на вхідному вузлі, сортується та групується у блоки змінної довжини [3]. Перед передаванням блока контрольний пакет скеровується до вузла призначення для попереднього резервування оптичного шляху з підтвердженням або без нього залежно від протоколів транспортного рівня. Розділення контрольної та інформаційної частин дозволяє уникнути необхідності в оптичних буферах пам'яті та оптичній логіці. На вихідному вузлі блоки розбираються на пакети та спрямовуються по відповідних напрямках у мережі доступу (рис. 1).

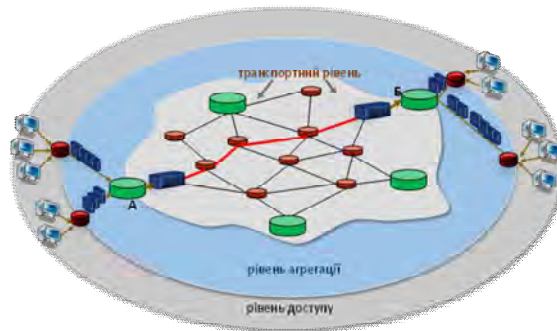


Рис. 1. Архітектура оптичної мережі з комутацією блоків

Оптична мережа з комутацією блоків складається з двох основних типів функціональних елементів: крайових вузлів та проміжних (прозорих) вузлів [4]. Крайові вузли відповідають за агрегацію низькошвидкісних потоків від мереж доступу та формування блокового трафіку.

Функціональна модель крайового вузла та порівняння схем агрегації блоків

Крайовий вузол мережі з комутацією блоків призначений для формування оптичних блоків з IP пакетів, які надходять в електричному представленні від класичних IP-мереж. Функціональна схема крайового вузла мережі OBS зображена на рис. 2.

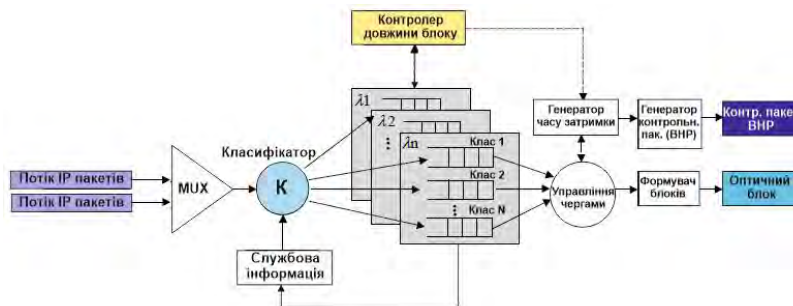


Рис. 2. Функціональна модель крайового вузла OBS мережі

Наведена на рис. 2 модель крайового вузла описує послідовність процесу утворення оптичного блока та генерації контрольного пакета. Першим кроком є агрегація IP трафіку з мережі доступу в один потік, складові якого класифікуються у відповідності до пріоритетності. В IPv4 поле типу сервісу (Type of Service, TOS) в заголовку містить інформацію про один з можливих класів сервісу: низька затримка, висока пропускна здатність, висока надійність тощо. Можливо отримати до 8 різних класів сервісу. При переході до стандарту IPv6 поле TOS змінилось полем пріоритету (Prio), що дозволяє відправникові призначити данограмі певний рівень пріоритету по відношенню до інших пакетів. Можливі 16 значень цього поля розділені на дві категорії: значення поля від 0 до 7 використовується для данограм, які можуть не передаватися у разі занадто переповненої лінії.

Сюди належить TCP-трафік, передавання e-mail, FTP, NFS, відіслані при будь-якому стані (крім обриву) лінії. Наприклад, пріоритет 8 користувач може призначити пакетам, які він може дозволити собі відіслати в останню чергу за перевантаженою лінією, а пріоритет 15 – в першу. Останні являють собою пакети реального часу з відео-, аудіо- та аналогічними даними, які повинні передаватися з постійною швидкістю.

Другою ознакою класифікації виступає інформація маршрутизації про комбінацію волокна (номера порту) та довжини хвилі. Довжину блока визначає контролер, враховуючи інтенсивність вхідного трафіку (довжини черги з IP пакетів) та класу пакетів (QoS). Час затримки між посиланням контрольного пакета та блока даних залежить від класу пакета, та, як наслідок, параметрів схеми сигналізації.

Запропонована структура контрольного пакета зображена на рис. 3. ВНР містить індекс довжини хвилі для комутації та хвильової конверсії.



Рис. 3. Структура контрольного пакета

Враховуючи, що в одному волокні можна ущільнювати понад 100 довжин хвиль, під індекс довжини хвилі виділяється 8 біт. Для 8 різних класів сервісу при отриманні пакетів IPv4 необхідно 3 біти. Проте, як зазначено вище, при переході до IPv6 можливо до 16 значень пріоритетності, що окреслює необхідність використання 4 бітів під це поле. Час затримки визначає інтервал часу, між приходом контрольного пакета та блока даних. Час затримки має бути квантованим до дискретного переліку величин, кратного 256. На кожному проміжному вузлі вздовж шляху цей параметр набуває меншого значення. Час затримки (offset time) може бути використаний як “час існування” (аналог поля Time to Live в IPv4) в OBS мережі. Між контрольними пакетами встановлюються захисні інтервали, що дає змогу подолати невизначеність в часі прибуття пакетів.

Фаза збирання блоків з IP-пакетів на крайових вузлах OBS мережі є однією з найвагоміших частин процесу оптичної комутації блоків. Важливим фактором при агрегації пакетів у блоки є критерій визначення оптимального розміру блока. Цей критерій істотно впливатиме на зміну характеристик трафіку у мережі. Алгоритм формування блоків не повинен затримувати IP пакети занадто довго для формування великого блока та, в той самий час, не повинен призводити до створення великої кількості малих блоків. Зазвичай використовуються алгоритми, що формують блок за критерієм максимального часу формування або мінімального розміру блока, або враховують обидва фіксовані обмеження. У реальних мережах неможливо досягнути ідеальних результатів продуктивності мережі з погляду ймовірності втрати пакетів, затримки та пропускну здатності. З одного боку, більший розмір блока дає перевагу, оскільки для передавання певного обсягу даних необхідна менша кількість блоків. Це дає перевагу з погляду затримки, оскільки зменшується кількість VNR пакетів, кожен з яких вносить додатковий час очікування. Ця перевага чітко виражена під час передавання великої кількості пакетів, які вимагають підтвердження, на значні відстані. Однак переваги великого розміру блока втрачаються, якщо наявне передавання пакетів, які потребують мінімальної затримки. При такому трафіку визначальнішим стає допустимий час очікування пакета в буфері під час агрегації блока. Ця проблема спричинила появу численної кількості наукових праць, пов'язаних із вибором оптимального методу формування блока для конкретних умов у мережі [5].

Як було доведено в деяких літературних джерелах [6,7], інтенсивність надходження вхідних пакетів у крайовий вузол розподілена за нормальним законом, а трафік є самоподібним, що дозволяє припустити, що крайовий вузол мережі працює як система масового обслуговування

G/M/1 із нормально розподіленим вхідним потоком та Пуассонівським розподілом розмірів вхідних IP-пакетів. Для цієї моделі проведено моделювання процесу агрегації блока при трьох різних методах формування (рис. 4–6).

Отримані результати показують, що при використанні алгоритму формування блока за критерієм завантаженості буфера, втрати пакетів у мережі відсутні (рис. 4, б). Однак кількість блоків, які були передані, перевищила 2000, у зв'язку із малими розмірами самих блоків (рис. 4, а), що негативно впливає на пропускну здатність мережі OBS. При використанні методу формування за критерієм часу очікування, розмір блока був максимальним, а кількість блоків становила менше 1000, при тому ж обсязі переданих даних (рис. 5, а). Тобто пропускну здатність у мережі для такого методу максимальна. Проте при високій інтенсивності трафіку цей метод допускає перевантаження буфера і, як наслідок, втрати вхідних IP пакетів – близько 30 % (рис. 5, б).

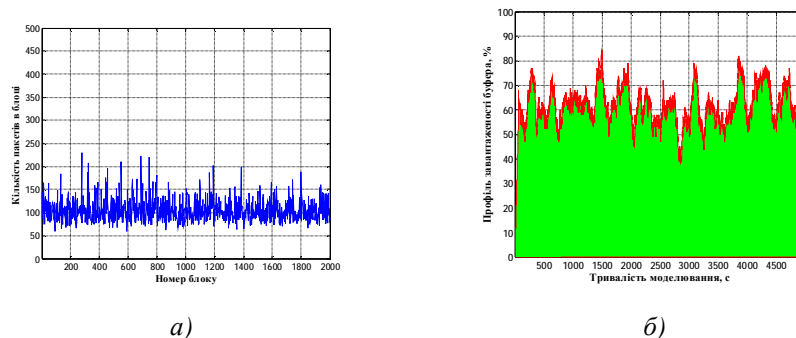


Рис. 4. Розподіл кількості пакетів в блоці (а), завантаженість буфера (б) для методу формування по критерію завантаженості буфера

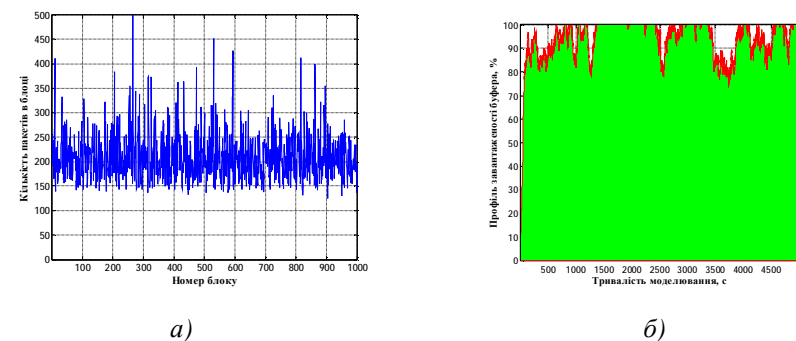


Рис. 5. Залежність кількості пакетів в блоці (а), та завантаженість буфера (б) для методу формування по критерію часу очікування

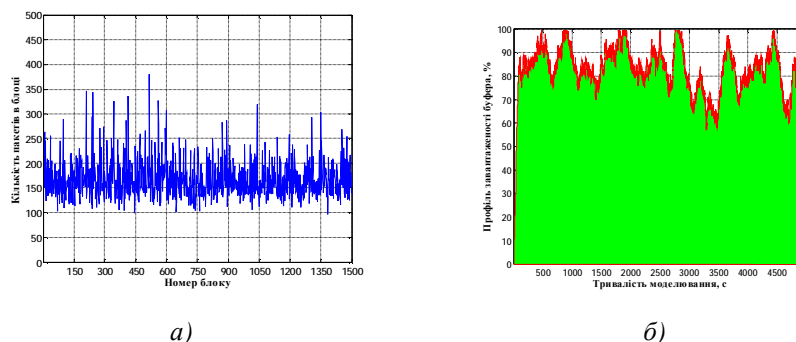


Рис.6. Залежність кількості пакетів у блоці (а), та завантаженість буфера (б) для адаптивного методу формування

За адаптивного методу формування, критерій готовності блока до відправки вибирається залежно від конкретних умов. У разі невисокої інтенсивності вхідного навантаження блок формується за критерієм часу очікування. Однак при зростанні інтенсивності надходження пакетів

у буфер, виникають перевантаження, і вузол автоматично змінює критерій формування блока. Як показано на рис. 6, a розмір блока коливається і може приймати значення, характерні для обох розглянутих вище методів. За такого методу формування досягається оптимальний баланс між пропускною здатністю мережі OBS та ймовірністю втрати пакета, яка для цього випадку становить 3%, що є допустимою величиною.

Функціональна модель проміжного вузла мережі з комутацією блоків

Проміжний вузол мережі OBS складається з двох паралельних ланок. Перша ланка є повністю прозорою, і відповідає за комутацію блоків з одного із вхідних портів, на один з вихідних. Друга ланка є опто-електро-оптичною та відповідає за такі операції [8]: оброблення вхідних контрольних пакетів ВНР, аналіз класу QoS кожного оптичного блока, який необхідно передати, вибір віртуального каналу за алгоритмом маршрутизації блоків, формування комутаційної матриці перемикавання оптичного комутатора, перерахунок часу затримки для блоків, генерація та передавання контрольних пакетів до наступних вузлів згідно з попередньо визначеними маршрутами.

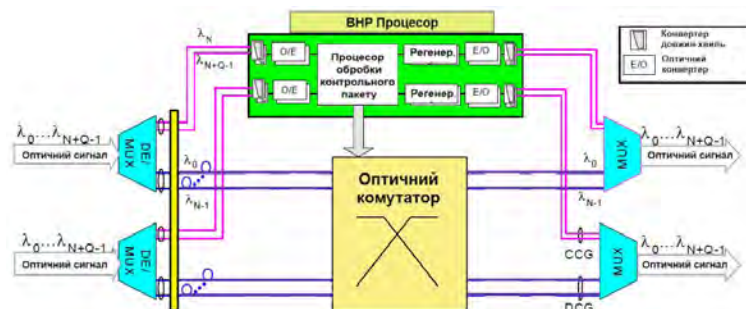


Рис. 7. Функціональна модель проміжного вузла

Розглянемо по кроках процес функціонування вузла, зображеного на рис. 7.

Крок 1. Вхідні контрольні пакети, структура яких була наведена на рис.3, перетворюються з оптичного представлення в електричне для подальшої їхньої обробки процесором контрольних пакетів, який реалізований на програмованих логічних інтегральних схемах (ПЛІС). За рахунок паралельності ПЛІС всі блоки передаються на обробку одночасно, без черг.

Крок 2. У ПЛІС зчитуються поля пакетів ВНР і дані, отримані з цих полів, передаються для подальшого оброблення. Поля контрольного пакета містять інформацію про адресу вузла призначення, номер проміжного вузла, клас сервісу, час затримки та розмір блока.

Крок 3. За алгоритмом маршрутизації визначається множина із шляхів до вузла призначення для вхідного блока.

Крок 4. ПЛІС реконфігурує оптичний комутатор для вхідних блоків.

Крок 5. Генерація та відсилання нових ВНР пакетів до вузлів призначення згідно з визначеними каналами.

Моделювання характеристик оптичної мережі з комутацією блоків

Для моделювання затримки та ймовірності втрати блока в програмному пакеті NS-2 було реалізовано довільну топологію з великою кількістю вузлів (рис. 8). Крайовий вузол вибирає шлях, за яким буде відсланий блок, маючи інформацію про топологію до певного рангу. Однак з його боку неможливо визначити інформацію про завантаженість каналу в певний момент часу. Крім того, мережі з оптичною комутацією блоків базуються на розділенні інформаційних та службових каналів. Як вже було зазначено вище, інформаційні канали є повністю прозорі для передавання блоків, а службові – обробляють пакети ВНР. Відповідно основним призначенням сигналізаційних схем є узгодження моментів приходу блоків на кожному комутаційному вузлі. Тому вузол відправник повинен вибрати сигналізаційну схему, за якою він пересилатиме цей блок. У літературних джерелах [9] доведено, що схема сигналізації впливає на тривалість очікування блока у крайовому вузлі, а також на ймовірність втрати блока.

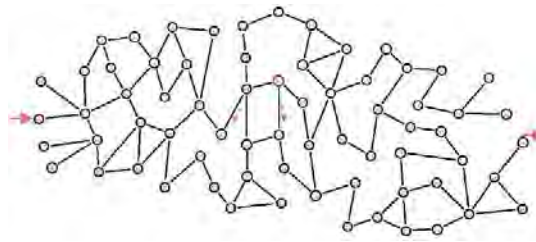


Рис. 8. Випадкова топологія мережі з 80 вузлами

Для спрощення процедури порівняння схем сигналізації, в усіх лініях встановлена затримка поширення – 1 мс (200 км). Затримка обробки ВНР в проміжному вузлі становить 1 мс. Затримка блока у вузлі – 100 мкс. Вузол 68 вибирає шлях, за яким буде відісланий блок, маючи інформацію про топологію до певного рангу. Однак з його боку неможливо визначити інформацію про завантаженість каналу в певний момент часу. Тому вузол відправник повинен вибрати сигналізаційну схему, за якою він пересилатиме цей блок. При виборі схеми JET, контрольний пакет пересилається до вузла 48 за обраним маршрутом без повернення. Для цього випадку алгоритм вибрав шлях 20 рангу: {68-67, 67-66, 66-65, 65-64, 64-63, 63-62, 62-61, 61-60, 60-59, 59-58, 58-57, 57-56, 56-55, 55-54, 54-53, 53-52, 52-51, 51-50, 50, 49, 49-48}, по якому був відісланий пакет ВНР. Для спрощення процедури порівняння схем сигналізації, в усіх лініях встановлена затримка поширення – 1 мс (200 км). Затримка обробки ВНР в проміжному вузлі становить 1 мс. Затримка блока у вузлі – 100 мкс. Отже, час очікування блока у крайовому вузлі становить

$$t_{OT_JET} = (2n - 1) - (n + (n - 1) \cdot 0.1) = 39 - 21.9 = 17.1 \text{ мс}$$

$$t_{OT_TAW} = (3n - 1) = 59 \text{ мс} \quad (1)$$

З (1) видно, що з точки зору часу резервування каналу оптимальнішою є схема JET. Однак ця схема допускає втрати блоків, оскільки канал може не зарезервуватись на одному із вузлів. Тому, така схема доцільна лише для блоків, які можуть бути безповоротно втрачені. Для блоків, які потребують підтвердження, доцільно використовувати схему TAW. Ця схема не допускає втрати блоків, однак час очікування блока значно більший (59 мс), що може призвести до переповнення буфера. Як альтернатива вибирається схема INI, що полягає у встановленні проміжного вузла на шляху, до якого схема працює з підтвердженням як TAW, а після нього як JET. На рис. 8 показано як після приходу до вузла 60 контрольний пакет обробляється у вузлі, після чого вузол відсилає новий ВНР до вузла 48 та пакет підтвердження до вузла 68. Причому після 60-го вузла контрольний пакет ВНР передається до вузла призначення без підтвердження. Вузол 68 пересилає блок після отримання підтвердження від проміжного вузла 60. Час очікування блока за такою схемою становить

$$t_{OT_INI} = n + 1 = 21 \text{ мс} \quad (2)$$

Як видно з (2), значення часу очікування блока для INI значно нижче порівняно із TAW, і не набагато перевищує значення для JET. Однак така схема дозволяє реалізувати підтвердження про те, що канал успішно зарезервований на ділянці мережі з максимальною ймовірністю блокування, що значно зменшує ймовірність втрати блока в мережі OBS. Результати моделювання затримки та ймовірності втрати блока залежно від рангу шляху віртуального каналу наведені на рис. 9.

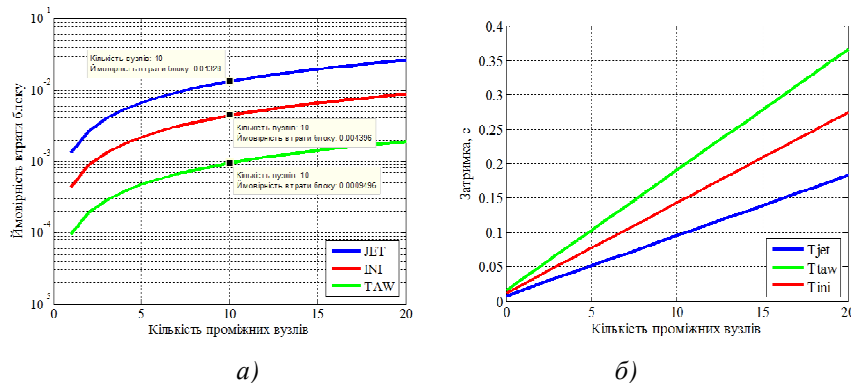


Рис. 9. Залежності величини затримки (а) та ймовірності втрати блока (б)

Висновки

Розроблено математичну модель функціонування проміжного вузла в мережі з комутацією блоків, яка описує послідовність обробки сигналізаційного пакета. Структура полів сигналізаційного пакета розроблена так, щоб враховувати вимоги до блоків, а також їхні параметри та моменти відправки. Ця модель адаптована під матричні обчислення, що дає змогу реалізувати її на основі програмованих логічних інтегральних схем. Запропоновано модель агрегації IP-пакетів у крайовому вузлі мережі, яка враховує ймовірнісний розподіл IP-трафіку та дозволяє оцінити ймовірнісні характеристики блоків. У результаті моделювання встановлено, що, за Пуассонівського розподілу вхідного IP-трафіку розподіл розмірів блоків прямує до Гауссівського за умови достатньої кількості пакетів у блоці. Запропонований алгоритм формування дозволяє знизити втрати IP-пакетів у 10 разів зі збереженням пропускної здатності каналу. Порівнявши різні схеми сигналізації у оптичній мережі з комутацією блоків шляхом моделювання, встановлено, що недоліком схеми з підтвердженням (TAW) є великий час резервування каналу. Проте ця схема гарантує доставку блока. З іншого боку, в схемі без підтвердження (JET) доставка блока не гарантується, але сумарна затримка значно менша. Тому найдоцільнішим рішенням є вибір схеми з частковим підтвердженням (INI), яка дає змогу розрахувати оптимальне співвідношення між тривалістю передавання та ймовірністю втрати блока і динамічно підлаштовуватись під параметри вхідного трафіку.

1. Krause T. "Migration to All-Optical Networks". Alcatel Network Systems, 1998, <http://www.usa.alcatel.com/telecom/transpt/optical/techpaps/migration/>. 2. Varma A., Chang-hasnain C. J., Lau K. Y. "SWANET: A Novel Self-Routed Wavelength-Addressable Optical Switching Network". 3. Jason P. Jue, Vinod M. Vokkarane *Optical Burst Switched Networks*, 2005. 3. T. Battestilli, H. Perros: *An introduction to optical burst switching*, *IEEE Optical Communications*, August 2003. 4. Стрихалюк Б.М., Думич С.С., Кайдан Н.В., Максимюк Т.А., Красько Е.В., Гуськов П.О. *Математическая модель виртуального канала полностью оптической сети*// *Вестник Санкт-Петербургского государ. ун-та телекоммуникаций им. проф. М.А. Бонч-Бруевича*, 2013. 5. K.Dolzer, C. Gauger: *On burst assembly in optical burst switching networks – a performance evaluation of Just-Enough-Time*. In *Proceedings of ITC 18*, pages 149–161, September 2001. 6. Климаш, М. М., Лаврів, О. А., Бугиль, Б. А., Бак, Р. І. (2011). *Модель забезпечення параметрів якості обслуговування системи розподілу мультисервісного трафіку*. // *Вісник Нац. ун-ту "Львівська політехніка"*. *Радіоелектроніка та телекомунікації*, (705), 138-144. 7. Ge, A., Callegati, F., & Tamil, L. S. (2000). *On optical burst switching and self-similar traffic*. *Communications Letters, IEEE*, 4(3), 98-100. 8. S. Dumych, T. Maksymyuk, O. Krasko, and P. Guskov "The Virtual Channel Parameters Calculation in All-Optical Network". In *Proc. IEEE International Conference on The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics 2013 (CADSM 2013)*, p.87, Feb. 2013. 9. Gail C. Hudek and Douglas J. Muder, "Signaling Analysis for a Multi-Switch All-Optical Network," *IEEE, Int'l Conf. in Communications*, vol. 2, 1995, pp. 1206–1210.