

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ «ЛЬВІВСЬКА ПОЛІТЕХНІКА»

ДУМИЧ Степан Степанович

На правах рукопису



УДК 621.391

**МЕТОДИ ТА АЛГОРИТМИ ПІДВИЩЕННЯ ЕФЕКТИВНОСТІ
КОМУТАЦІЇ ІНФОРМАЦІЙНИХ ПОТОКІВ У ОПТИЧНИХ
ТРАНСПОРТНИХ МЕРЕЖАХ**

Спеціальність 05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Дисертація
на здобуття наукового ступеня
кандидата технічних наук

Ідентичність всіх примірників дисертації

ЗАСВІДЧУЮ:

*Вчений секретар спеціалізованої
вченої ради*

/І.В. Демидов

Науковий керівник:

д.т.н., доц. Пелішок Володимир Олексійович

Львів – 2017

ЗМІСТ

ВСТУП	4
РОЗДІЛ 1. АНАЛІЗ ТЕХНОЛОГІЧНИХ РІШЕНЬ КОМУТАЦІЇ ПОТОКІВ ОПТИЧНИХ ТРАНСПОРТНИХ СИСТЕМ	10
1.1. Тенденції зростання трафіку в сучасних інформаційно-комунікаційних системах	10
1.2. Тенденції розвитку оптичних транспортних мереж	12
1.3. Методи комутації в оптичних транспортних мережах	14
1.3.1. Оптичні транспортні мережі з комутацією каналів	14
1.3.2. Оптичні транспортні мережі з комутацією пакетів	17
1.3.3. Оптичні транспортні мережі з комутацією блоків.....	24
1.4. Висновки до першого розділу	31
РОЗДІЛ 2. МОДЕЛІ КОМУТАЦІЇ ТА РОЗПОДІЛУ ІНФОРМАЦІЙНИХ ПОТОКІВ У ВУЗЛАХ ОПТИЧНОЇ ТРАНСПОРТНОЇ МЕРЕЖІ.....	33
2.1. Архітектура оптичної транспортної мережі з комутацією блоків.....	33
2.2. Алгоритм функціонування крайового вузла мережі з комутацією блоків	34
2.2.1. Структурно-функціональна модель крайового вузла	34
2.2.2. Структура пакету заголовку та службові дані.....	36
2.3. Математична модель процесу функціонування проміжного вузла оптичної транспортної мережі з комутацією блоків.....	42
2.4. Алгоритми утворення віртуальних каналів та протоколи сигналізації у мережі з комутацією блоків	50
2.5. Усунення неузгодженостей при передаванні пакетів на основі пріоритезації блоків	55
2.6. Забезпечення параметрів якості обслуговування у мережі з пріоритезацією блоків.....	57
2.7. Усунення неузгодженостей на основі пріоритезації сегментів	63
2.8. Висновки до другого розділу.....	70

РОЗДІЛ 3. МОДЕЛЮВАННЯ ТА ДОСЛІДЖЕННЯ ПРОЦЕСУ ПЕРЕДАВАННЯ ПАКЕТНОГО ТРАФІКУ В ПОВНІСТЮ ОПТИЧНИХ ТРАНСПОРТНИХ МЕРЕЖАХ.....	71
3.1. Основні показники ефективності процесу передавання даних в оптичних транспортних мережах.....	71
3.2. Моделювання вузла оптичної мережі з комутацією блоків.....	74
3.2.1. Обґрунтування сценарію моделювання комутаційного вузла	74
3.2.2. Показники продуктивності оптичних транспортних мереж з комутацією блоків	77
3.2.3. Дослідження ймовірностей блокування в оптичних мережах з комутацією блоків.....	80
3.3. Моделювання ймовірнісних характеристик блокового трафіку для різних алгоритмів формування	84
3.4. Висновки до третього розділу	92
РОЗДІЛ 4. ПРАКТИЧНА РЕАЛІЗАЦІЯ ПРОГРАМНО-КЕРОВАНОЇ ОПТИЧНОЇ ТРАНСПОРТНОЇ МЕРЕЖІ З КОМУТАЦІЄЮ БЛОКІВ	93
4.1. Практична реалізація просторово-спектральної комутації блоків	93
4.2. Структурні схеми комутаційних вузлів оптичних транспортних мереж з комутацією блоків.....	96
4.3. Архітектура програмно-конфігурованої мережі OBS.....	102
4.4. Структурно-функціональна схема крайового вузла мережі OBS на основі програмованих логічних інтегральних схем	109
4.5. Алгоритм розрахунку метрик віртуальних каналів.....	113
4.6. Алгоритм динамічного формування віртуальних каналів на мережевому рівні.....	118
4.7. Моделювання алгоритму динамічного формування віртуальних каналів	120
4.8. Висновки до четвертого розділу.....	124
ВИСНОВКИ.....	125
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ.....	129
ДОДАТОК. АКТИ ВПРОВАДЖЕННЯ	150

ВСТУП

Стрімке зростання обсягів трафіку у сучасних телекомунікаційних мережах, зумовлене розвитком нових видів послуг, підвищення вимог до якості існуючих послуг та невідоме зростання кількості користувачів призвели до суттєвого збільшення обсягів трафіку. Як наслідок, суттєво зросли вимоги до продуктивності оптичної транспортної телекомунікаційної інфраструктури, яка повинна забезпечувати значно вищі пропускні здатності для передавання даних. Відомо, що підвищення пропускної здатності оптичних мереж зв'язку може досягатися шляхом використання технології спектрального ущільнення каналів. Проте, в умовах динамічно-змінної інтенсивності трафіку в сучасних мережах із пакетною комутацією виникає завдання розподілу каналів між різними інформаційними потоками з ефективним використанням пропускної здатності каналів. Відомі на сьогодні методи маршрутизації за довжинами хвиль не пристосовані до передавання та комутації інформаційних потоків з високою дискретністю розподілу пропускної здатності. Водночас, існуючі методи пакетної комутації інформаційних потоків не дають змогу ефективно використовувати пропускну здатність оптичних мереж зв'язку, оскільки передбачають окреме обслуговування кожного пакету, що спричиняє затримку, яка у десятки разів перевищує тривалість поширення сигналу по оптичних лініях зв'язку. Тому ефективним є використання технології оптичної комутації блоків, яка полягає у групуванні трафіку за класами та вузлами призначення при його агрегації, що дає змогу підвищити ефективність процесу оброблення службової інформації у комутаційних вузлах і, відповідно, підвищити продуктивність усієї оптичної мережної інфраструктури.

Проблематика підвищення ефективності оптичних транспортних мереж широко висвітлена у роботах провідних українських та зарубіжних учених, серед яких: Стеклов В.К., Убайдуллаєв Р.Р., Склярів О.К., Климаш М.М.,

Лісовий І.П., Агеєв Д.В., Манько О.О, Семенов А.Б., Кайдан М.В., Ківшар Ю.С., Аггарвал А., Фріман Р., Беррі Р., Хамблет П. та багато інших.

Проте, досі нерозв'язаними залишаються завдання ефективної агрегації неоднорідного трафіку мереж доступу в крайових вузлах оптичної транспортної мережі, оптимізації процесу комутації інформаційних потоків з ефективним використанням пропускної здатності каналів та ефективного управління розподілом інформаційних потоків у складних структурах оптичних транспортних мереж з урахуванням параметрів якості передавання даних між крайовими вузлами.

Таким чином, передавання інформаційних потоків з різними вимогами до параметрів якості обслуговування в оптичних транспортних мережах з ефективним використанням пропускної здатності оптичних каналів зв'язку є невирішеним на сьогодні протиріччям у світовій та українській науці. Тому актуальним є наукове завдання розроблення моделей, методів та алгоритмів комутації інформаційних потоків у оптичних транспортних мережах зі складною структурою в умовах змінних вимог до параметрів якості передавання даних та різких флуктуацій інтенсивності трафіку.

Зв'язок роботи з науковими програмами, планами, темами.

Тематика дисертаційних досліджень відповідає науковому напряму кафедри телекомунікацій Національного університету «Львівська політехніка» - «Інфокомунікаційні системи та мережі». Дисертаційна робота виконана в рамках держбюджетних науково-дослідних робіт: «Дослідження і оптимізація структури і топологій інфокомунікаційних систем і мереж», (ДБ/Структура, (2006–2007 рр.), № держреєстрації 0113U003184, «Підвищення ефективності оптичних мереж доступу з використанням кодового мультиплексування каналів» (ДБ/Доступ), (2009 – 2010 рр.), № держреєстрації 0109U001147, «Моделі та структури конвергентних телекомунікаційних мереж на основі Cloud – технологій» (ДБ/CLOUD), (2013–2014 рр.), № держреєстрації 0113U003184, «Методи побудови та моделі інформаційно – телекомунікаційної

інфраструктури на основі SDN – технологій для систем електронного урядування» (ДБ/SDN) (2015-2016), № держреєстрації 0115U000444 та госпдоговірної науково-дослідної роботи № 0439 «Розробка та проектування міських ділянок ВОЛЗ (волоконно-оптичних ліній зв'язку) з подальшим використанням їх для будівництва міської WIMAX мережі та надання послуги Internet для абонентів», які виконувались за участі здобувача у Національному університеті «Львівська політехніка».

Мета і завдання дослідження. Метою дисертаційної роботи є підвищення ефективності процесу комутації інформаційних потоків у оптичних транспортних мережах зі складною структурою в умовах динамічно-змінної інтенсивності трафіку та неоднорідних вимог до параметрів якості передавання даних.

В межах дисертаційних досліджень сформульовано та розв'язано такі завдання, як:

1. Аналіз стану та тенденцій розвитку повністю оптичних транспортних мереж з пакетною комутацією для визначення основних обмежень з точки зору їх ефективності.

2. Удосконалення методу агрегації трафіку мереж доступу в крайових вузлах оптичної транспортної мережі для покращення показників якості передавання даних.

3. Розроблення моделі пріоритетної сегментації блоків для покращення адаптивності процесу передавання даних у оптичних транспортних мережах з урахуванням явища блокування у комутаційних вузлах.

4. Удосконалення методу комутації блоків у вузлах за рахунок зменшення тривалості обробки службових пакетів для зменшення затримки комутації та зниження кількості втрачених пакетів.

5. Розроблення модифікованої структурно-функціональної схеми контролера вузла з оптичною комутацією блоків на основі гібридної програмно-апаратної архітектури для використання в мережах SDN.

6. Моделювання та дослідження показників ефективності функціонування оптичної транспортної мережі із використанням запропонованих методів, моделей та алгоритмів.

Об'єктом дослідження в дисертації є процес передавання інформаційних потоків у оптичних транспортних мережах з комутацією блоків.

Предметом дослідження є методи та алгоритми покращення параметрів та характеристик комутації інформаційних потоків у оптичних транспортних мережах.

Методи дослідження. В процесі досліджень використано основи теорії ймовірності та математичної статистики, методи аналітичного та імітаційного моделювання, закони алгебри логіки та теорію телетрафіку.

Наукова новизна отриманих результатів.

1. Вперше запропоновано математичну модель оптичного комутаційного вузла мережі на основі бінарних матриць переходу, що дало змогу адаптувати метод оптичної комутації блоків до програмно-апаратної реалізації підсистеми керування крос-комутатором та зменшити втрати блокування пакетів за рахунок зменшення затримки службових блоків у вузлі.

2. Вперше запропоновано метод диференційної сегментації блоків на основі пріоритетного сортування пакетів різних класів у межах одного блоку, що дає можливість покращити параметри якості передавання інформаційних потоків за рахунок зниження ймовірності втрат пріоритетних пакетів.

3. Вперше запропоновано структурно-функціональну модель програмно-апаратного блоку керування оптичним комутаційним вузлом на основі програмованих логічних інтегральних схем, яка, на відміну від існуючих, враховує незалежну динамічну реконфігурацію окремих функціональних компонентів вузла, відповідно до технології програмно-конфігурованих мереж.

4. Удосконалено метод агрегації трафіку мереж доступу в крайовому вузлі оптичної транспортної мережі з комутацією блоків шляхом використання адаптивного критерію формування блоку, що дає змогу підвищити ефективність використання пропускну здатності оптичних каналів зв'язку при одночасному забезпеченні належної якості передавання інформаційних потоків.

Практичне значення отриманих результатів полягає у можливості їх безпосереднього застосування в існуючих та перспективних оптичних транспортних мережах для підвищення їх ефективності.

1. Розроблено адаптивний алгоритм агрегації трафіку у крайовому вузлі оптичної мережі з комутацією блоків, який дав змогу підвищити ефективність використання пропускну здатності оптичних каналів зв'язку на 10-25% при одночасному зменшенні кількості втрачених пакетів до 10 разів, в залежності від інтенсивності трафіку в мережах доступу.

2. Запропоновано алгоритм комутації інформаційних потоків у проміжному вузлі оптичної мережі, який дав змогу зменшити затримку в процесі обробки пакетних заголовків на 20% та 40% при використанні 40 та 80 довжин хвиль в оптичних каналах, відповідно.

3. Розроблено алгоритм диференційної сегментації блоків, який дав змогу знизити імовірність втрати пріоритетних пакетів у 2 рази за рахунок сортування пакетів блоку в порядку спадання пріоритету.

4. Розроблено структурно-функціональну схему програмно-керованого оптичного комутатора, яка дала змогу знизити затримку в процесі комутації інформаційних потоків у оптичній мережі зі складною топологічною структурою.

Особистий внесок здобувача. Усі наукові результати, подані у дисертації одержані здобувачем особисто. У працях опублікованих у співавторстві авторові належать: у роботах [1, 3, 5, 9, 11] – постановка завдань досліджень та алгоритми агрегації трафіку у крайовому вузлі мережі OBS; [2, 4, 7, 8] – розрахунок параметрів якості передавання інформаційних потоків; [12, 17] –

розроблення імітаційних моделей для дослідження мережі; [6, 13, 14, 15, 16] – розроблення математичної моделі функціонування проміжного вузла мережі з комутацією блоків; [10] – реалізація програмного керування проміжними вузлами мережі OBS на основі технології SDN.

Апробація результатів дисертації. Основні результати наукових досліджень доповідалися та обговорені на всеукраїнських та міжнародних науково-технічних конференціях: «Сучасні проблеми телекомунікацій і підготовка фахівців в галузі телекомунікацій» (Львів, 2011-2013), «Computer Science & Engineering» (м. Львів, 2013), «Нові технології в телекомунікація» (с. Вишків, 2013), «IEEE Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science» (м. Львів-Славсько, 2012, 2016), «Сучасні інформаційно-комунікаційні технології» (м. Лівадія, 24-27 квітня 2012 р.), «IEEE Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics» (сmt. Поляна-Свалява, 2013), «IEEE Microwave and Telecommunication Technology» (м. Севастополь, 8-14 вересня, 2013). Також результати роботи обговорені на засіданнях та семінарах кафедри телекомунікацій.

Публікації. За темою дисертаційної роботи опубліковано 17 наукових праць, серед них: статей у періодичних фахових виданнях – 6 [1-6], з них в журналах, що входять до міжнародних наукометричних баз – 6, у збірниках матеріалів і тез доповідей міжнародних та всеукраїнських конференцій – 11 [7-17].

Структура та обсяг роботи. Дисертація складається зі вступу, чотирьох розділів, висновків, списку використаних джерел і додатку. Загальний обсяг роботи становить 152 сторінки друкарського тексту, в тому числі 6 сторінок вступу, 115 сторінок основного тексту, 66 рисунків, список використаних джерел зі 150 найменувань, додаток на 3 сторінках.

РОЗДІЛ 1. АНАЛІЗ ТЕХНОЛОГІЧНИХ РІШЕНЬ КОМУТАЦІЇ ПОТОКІВ ОПТИЧНИХ ТРАНСПОРТНИХ СИСТЕМ

1.1. Тенденції зростання трафіку в сучасних інформаційно-комунікаційних системах

Стрімкий розвиток інформаційно-комунікаційних технологій у наш час спричиняє появу великої кількості нових сервісів і, як наслідок, значне зростання кількості абонентів. Згідно із дослідженнями корпорації Cisco, кількість пристроїв у мережі Інтернет на сьогоднішній день становить 25 мільйонів, що втричі перевищує населення планети. Згідно з прогнозами, до 2020 року ця кількість зросте до 50 мільйонів, спричиняючи зростання глобального IP-трафіку до 2 зеттабайт на рік [18-22]. Впровадження інформаційно-комунікаційних технологій в усі сфери життя повинно відігравати визначальну роль у ефективному розвитку України та якісному покращенні життя її громадян. Саме про таку високу інтегральну оцінку значення використання ІКТ свідчать програми розвитку багатьох країн, зокрема стратегія соціально-економічного розвитку Європейського Союзу «Європа 2020». Створення та розвиток Національної системи зв'язку слід проводити з урахуванням можливості її подвійного використання. Це дасть змогу використовувати її з метою надання послуги зв'язку для загального, відомчого та спеціального використання. Відповідно, важливим завданням є розроблення наукових основ та практичних рекомендацій і рішень щодо побудови та удосконалення загальнодержавної інформаційно-телекомунікаційної інфраструктури.

Загальнодержавна інформаційно-комунікаційна система (рис.1.1) потребує створення та розвитку високопродуктивної об'єднаної транспортної інфраструктури для передавання великих обсягів користувацького навантаження [23-26].

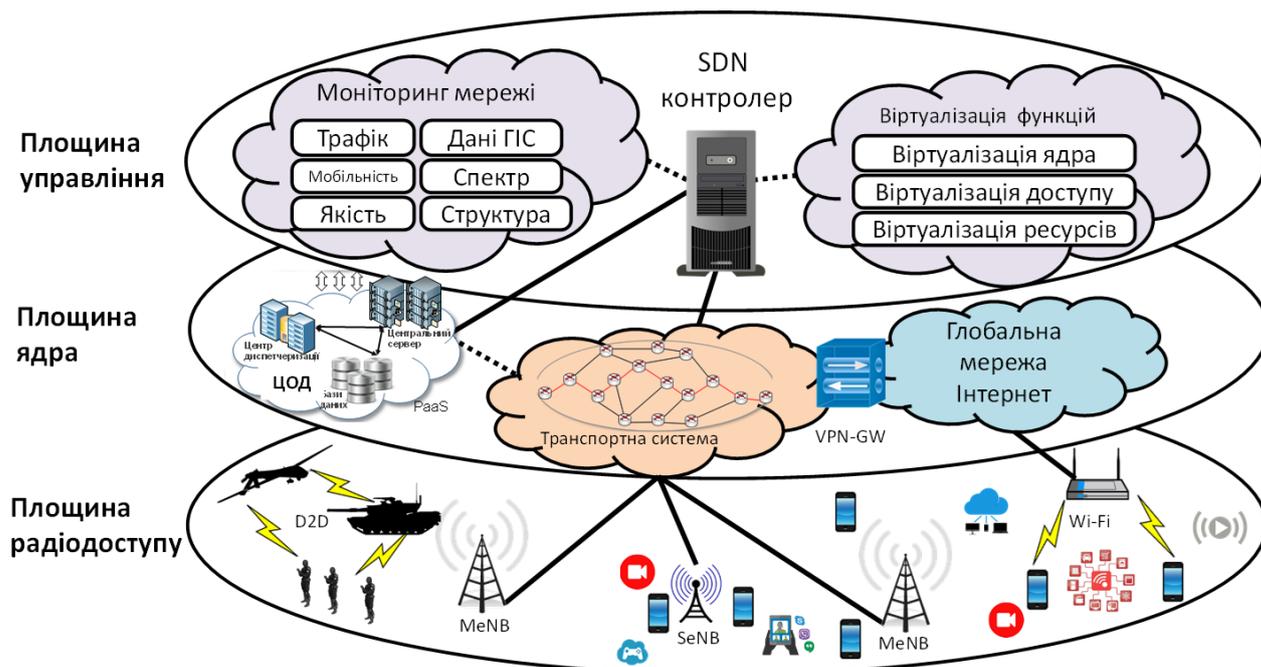


Рис.1.1. Архітектура конвергентної інформаційно-комунікаційної системи національного масштабу

Згідно стратегії розвитку інформаційного суспільства в Україні, яка схвалена розпорядженням Кабінету Міністрів України від 15.07.2013 № 386, зазначається, що одним із стримуючих факторів впровадження електронного урядування в Україні є проблеми організації широкопasmового доступу для користувачів і низькі показники якості доступу до Інтернету. Тому створення інфраструктури широкопasmового доступу до Інтернету на всій території України віднесено в зазначеній Стратегії до пріоритетів формування сучасної інформаційної інфраструктури країни. У тому числі мобільний широкопasmовий доступ на базі використання технологій мобільного зв'язку 5G [27-29].

Зокрема, майбутні мережі мобільного зв'язку 5G очікувано будуть мати у 1000 раз вищу сумарну пропускну здатність у порівнянні з існуючими мережами LTE-A, що призведе до суттєвого зростання потоків у транспортних каналах [30-37]. Тому, багато сучасних досліджень спрямовані на розроблення

нових архітектур та методів передавання даних для оптичних транспортних систем [38-44].

Вибухове зростання інтернет-трафіку підвищує попит на конвергентні технології високошвидкісного передавання, з метою нарощування пропускної здатності. Особливо актуальним це стає в умовах невідомого розвитку нових мультимедійних послуг, зростання якості контенту, розвитку концепції хмарних обчислень, а також стрімкого розширення систем Інтернет речей, які з кожним днем генерують все більше інформаційного трафіку [45-52].

Таким чином, основна ідея роботи полягає у системному підході до побудови інформаційно-комунікаційної інфраструктури національного масштабу з метою задоволення потреб сучасного інформаційного суспільства в Україні, підвищення обороноздатності та національної безпеки держави в умовах нових викликів та забезпечення сталого розвитку національної економіки за допомогою новітніх досягнень інформаційно-комунікаційних технологій.

1.2. Тенденції розвитку оптичних транспортних мереж

Сучасні оптичні транспортні мережі в переважній більшості використовують технологію спектрального ущільнення каналів (WDM – Wavelength Division Multiplexing), яка має здатність передавати дані зі швидкістю до десятків терабіт/с [53-58]. В WDM мережах канали створюються шляхом поділу пропускної здатності на декілька довжин хвиль, кожна з яких може передавати дані кінцевим користувачам з такою ж пропускною здатністю, як у звичайному волокні. Для того, щоб ефективно використовувати цю величезну пропускну здатність, потрібно розробити ефективну технологію комутації, яка здатна впоратися з можливостями передачі технології WDM.

На основі WDM, технології оптичної комутації та передачі даних розгорталися протягом останнього десятиліття, щоб задовільнити величезний попит на високі швидкості передавання даних. Результат таких зусиль призвів

до створення оптичних мереж, де оптичний сигнал зазнає оптично-електрично-оптичного (ОЕО) перетворення на кожному проміжному вузлі [59-62]. З'явилися 2 напрямки для проектування і розгортання WDM мереж. Спроби першого напрямку спрямовані на збільшення прозорості в мережі, щоб видалити вузькі місця з перетворенням оптичного сигналу в електричний і управляти великим набором різнорідних сигналів, незалежно від формату протоколу, модуляції і швидкостей передачі бітів [63-66]. Другий напрямок спрямований на реконфігурацію мереж таким чином, що пропускна здатність може бути ефективно призначена для кінцевих користувачів з метою задоволення змінних потреб трафіку [67, 68]. Обидві тенденції відображають бачення мереж майбутнього покоління, де технології оптичної комутації відіграють фундаментальну роль і пропускна здатність оперативно доступна кінцевим користувачам.

Перехід функцій комутації від електроніки до оптики є складним завданням, яке вирішується у кілька етапів.

Перший етап полягає у переході до маршрутизації довжин хвиль (WR), яка пропонує послуги з комутацією каналів на рівні деталізації довжин хвиль. Відповідно до особливостей оптичних ліній зв'язку, мережі з маршрутизованими довжинами хвиль можуть бути побудовані з наявних оптичних технологій комутації [69-81]. У той час як маршрутизація довжин хвиль є важливим кроком у напрямку прозорих конфігурованих оптичних мереж, оптичні схеми, як правило, не є ефективними для немультіплексованих каналів. Крім того, моделі з комутацією каналів не дуже добре поєднуються з комутацією IP-пакетів.

Другий етап полягає у переході до оптичної комутації блоків (OBS – Optical Burst Switching) і намагається мінімізувати заголовки управління на внутрішніх вузлах. OBS, як правило, розглядається в якості перспективної технології для підвищення деталізації процесу комутації [82-84]. Оскільки частина, що передається, являється блоком, OBS є більш ефективною, ніж

комутація каналів, коли передаваний блок даних не використовує довжину хвилі повністю.

На третьому етапі є ряд складних завдань, оскільки оптична комутація пакетів (OPS – Optical Packet Switching) потребує розробки ряду компонентних/системних технологій, які ще знаходяться на експериментальній стадії. У довгостроковій перспективі, OPS обіцяє більш детальну комутацію, забезпечуючи підвищення ефективності смуги пропускання, гнучкість і управління даними [85,86].

1.3.Методи комутації в оптичних транспортних мережах

1.3.1. Оптичні транспортні мережі з комутацією каналів

Технологія спектрального ущільнення каналів дає змогу одночасно передавати декілька незалежних інформаційних каналів оптичним волокном, використовуючи оптичні несучі з різними довжинами хвиль. Технологія WDM дає змогу істотно збільшити пропускну здатність оптичного волокна за рахунок використання всієї його оптичної смуги пропускання.

Характерною особливістю і суттєвою перевагою WDM технології є можливість реалізації в одному оптичному волокні багатьох оптично прозорих каналів, в кожному з яких можна вести передачу сигналів з будь-яким форматом. Таким чином, одним оптичним волокном можна одночасно передавати синхронні, асинхронні і аналогові сигнали, і немає потреби в єдиній структурі сигналів, як наприклад, в системах із часовим ущільненням каналів передавання.

В системах передавання даних з ущільненням каналів за довжинами хвиль просторово розділені оптичні несучі різних довжин хвиль, які модулюються незалежними інформаційними сигналами, з допомогою спеціальних пристроїв – оптичних мультиплексорів – об'єднуються в один єдиний оптичний потік, який далі подається на оптичне волокно. На приймальній стороні

використовується оптичний демультиплексор, який розділяє прийнятий оптичний сигнал на спектральні складові, або оптичні канали.

Найбільш важливими методами комутації, які розглядаються для розгортання повністю оптичних мереж WDM, є маршрутизація довжин хвиль, оптична комутація пакетів і оптична комутація блоків.

Метод маршрутизації довжин хвиль відповідає основним концепціям традиційних мереж з комутацією каналів. В мережах з маршрутизацією довжин хвиль, повністю оптичний канал зв'язку, так званий прозорий канал, може бути встановлений між ребрами мережі [87, 88]. Світловий канал створюється шляхом виділення каналу довжин хвиль на кожній ланці за обраним шляхом. Після завершення передачі даних світловий канал звільняється і стає доступним для інших сеансів зв'язку [89-93]. Маршрутизатори за довжинами хвиль здійснюють маршрутизацію залежно від типу вхідного порту і довжини хвилі.

Проаналізувавши різні підходи до оптимізації маршрутизації мережі, було виділено два підходи. Перший – це проблеми оптимальної побудови маршрутів, другий – методи вирішення цих проблем. Оптимізація маршрутизації все ще заснована на ідеальній оптичній мережі, тому результати маршрутизації проаналізовані шляхом передавання сигналів з конверсією довжин хвиль та без неї. При відсутності перетворювачів довжин хвиль, світловий канал повинен займати таку ж довжину хвилі на всіх волоконно-оптичних лініях, через які він проходить [94-98].

Задача маршрутизації довжин хвиль полягає у формуванні логічної топології зв'язків між окремими вузлами. На фізичному рівні дані з'єднання залишаються в такому ж стані протягом відносно тривалого періоду часу. Таким чином, оптимізація шляхів, якими будуть проходити пакети при накладенні на фізичну топологію, вимагає значних обчислень.

З огляду на безліч зв'язків, проблема створення світлового каналу шляхом маршрутизації і присвоєння довжини хвилі для кожного з'єднання називають

проблемою маршрутизації і розподілення довжин хвиль (RWA – Routing and Wavelength Assignment).

Метою оптимізації маршрутизації є мінімізація максимального завантаження лінії зв'язку, а мета призначення довжин хвиль полягає в тому, щоб мінімізувати кількість довжин хвиль, необхідних в мережі з WDM при обмеженні безперервності довжини хвилі. Мінімізація максимального завантаження лінії зв'язку еквівалентна встановленню максимальної кількості світлових шляхів для даного набору необхідних запитів трафіку. Крім того, мінімізація максимального завантаження лінії зв'язку має тенденцію мінімізувати необхідну кількість довжин хвиль в мережі, і, відповідно, зменшується кількість необхідних передавачів та приймачів.

Оптимізація маршрутів полягає в мінімізації повної довжини волокна в залежності від впливу коефіцієнта використання мережі. Коли доступна кількість довжин хвиль в одному волокні обмежена, таким чином, конструювання оптимальної оптичної мережі стає проблемою зменшення числа використовуваних волокон або повної довжини волокна.

У вирішенні проблеми маршрутизації основна задача полягає в тому, щоб мінімізувати завантаження волокон, а мета задачі присвоєння довжини хвилі полягає в тому, щоб мінімізувати їх кількість, що необхідна для мережі з WDM при обмеженні безперервності довжини хвилі. Однак ефективність рішень, отриманих за допомогою пошуку в певній підмережі, не обов'язково буде найкращою. Оптимізація може забезпечити лише локальний мінімум в області, визначеній встановленими обмеженнями.

Тому, основним завданням RWA є створення світлових каналів і призначення довжин хвиль так, щоб забезпечувалась більша кількість з'єднань, створених в мережі в будь-який момент часу – тобто, зводячи до мінімуму кількість блокувань з'єднання [99-102]. Дані, що передаються в мережі з маршрутизацією довжин хвиль, не потребують електронної/оптичної конвертації, буферизації і обробки в проміжних вузлах. Це робить можливим

впровадження мереж з маршрутизацією на базі комерційно доступних технологій комутації, таких як оптично-механічні комутатори, комутатори мікроелектромеханічних систем (MEMS), електрооптичні і термо-оптичні комутатори, які, на жаль, все ще відносно повільні [103-106]. Навіть зараз, коли, маршрутизація довжин хвиль стає важливим етапом переходу до повністю оптичних мереж, вона має низьке використання смуги пропускання.

Насправді, на будь-якій волоконно-оптичній лінії на мережі з комутацією довжин хвиль, не допускається обмін хвиль між двома різними світловими каналами. Крім того, з'єднання з маршрутизацією довжин хвиль є досить статичними і не мають змоги вмщувати швидко змінний і нерівномірний інтернет-трафік ефективним чином [107-109].

1.3.2. Оптичні транспортні мережі з комутацією пакетів

При оптичній комутації пакетів, трафік даних розбивається на невеликі пакети. Оптичний пакет складається з корисного навантаження і заголовка. Пакети обробляються і надсилаються послідовно до тих пір, доки не досягають свого вузла призначення. Мережеві ресурси виділяються динамічно з кращою деталізацією, отже, може бути забезпечене більш ефективне використання смуги пропускання [110-112]. Через проміжну буферизацію оптичні пакети тимчасово затримуються на кожному проміжному вузлі під час обробки заголовку. Мережа з оптичною комутацією пакетів повинна мати можливість обробляти і передавати пакети в оптичному діапазоні, що робить мережу дійсно прозорою. Однак, через те, що оптична обробка все ще знаходиться в експериментальній стадії, заголовок пакету повинен бути оброблений в електронному вигляді. Більш того, через відсутність оптичної пам'яті, використання волоконної лінії затримки (FDL) є найбільш доцільним способом реалізації оптичних буферів [113, 114]. В мережі з оптичною комутацією

пакетів індивідуальні фотонні комутатори об'єднуються, щоб сформувати мережу. Пакети можуть прибувати на вхідні порти мережевого вузла в різні моменти часу. Таким чином, в мережах з комутацією пакетів синхронізація бітового рівня і швидке відновлення тактової синхронізації є необхідними для визнання заголовка пакета і пакета розмежування.

Повністю оптичні мережі з комутацією каналів дозволяють 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 передачі даних. У такому випадку впровадження повністю оптичних мереж з комутацією пакетів було б ідеальним, оскільки вони дозволяють значно ефективніше використовувати відведену смугу пропускання волоконно-оптичних каналів зв'язку. Одна з технологій, яка була розроблена з метою вирішення даної проблеми – IP over DWDM [110, 115]. На сьогоднішній день архітектура IP over DWDM знаходиться в стадії поступової міграції від існуючих механізмів IP over ATM over SDH / SONET, рис. 1.2.

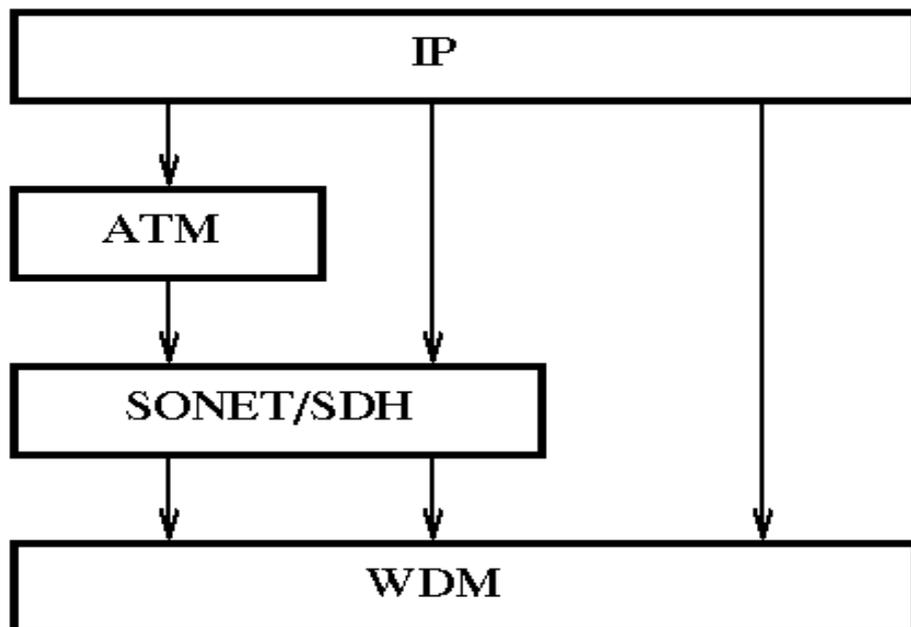


Рис. 1.2. Архітектура транспортної мережі

Наприклад, в деяких реалізаціях "оптичного Інтернету" IP-маршрутизатори підключені один до одного через інтерфейси синхронної оптичної мережі SDH/SONET і канали DWDM (відповідно дані перетворюються з оптичної форми в електричну і знову в оптичну, що можна записати як O/E/O).

Передбачається, що для кращого збереження даних на оптичному рівні в оптичних мережах буде виділятися достатня кількість резервних оптичних каналів, які підтримають віртуальний (або логічний) зв'язок вузлів клієнтів, тобто IP-маршрутизаторів або АТМ-комутаторів.

Однак методи маршрутизації довжин хвиль по суті є лише варіантами парадигми каналної комутації і як такі будуть неминуче страждати від притаманних їй недоліків. Наприклад, на межі мережі будуть необхідні складні механізми підсумовування / обробки трафіку для того, щоб підтримати IP-додатки, що вимагають особливо велику смугу пропускання (або цілий оптичний канал). Крім того, враховуючи, що число вузлів клієнта, включених в оптичну мережу, досить швидко зростає, кількість задіяних довжин хвиль може перевищити існуючі технологічні межі. Це відноситься і до забезпечення загальної доступності в мережі (зв'язок "кожного з кожним"), і до відповідних розмірами комутатора довжин хвиль (або кросконектора). Без повної доступності мережа буде надто складною через необхідність організації ефективного управління (наприклад, для реконфігурації віртуальної топології).

Щоб здійснити статичне мультиплексування і спростити процес забезпечення мережевими ресурсами (наприклад, потрібною кількістю довжин хвиль), логічно знизити час забезпечення кожного потенційного клієнта необхідної йому смугою пропускання. А це означає, що потрібно перейти від каналів, існуючих досить тривалий час, до блоків (IP-пакетів) або навіть до окремих IP-пакетів.

Особливості AON з комутацією пакетів:

- Комутація пакетів в AON представляє абсолютно новий напрямок розвитку мереж. Це означає, що повинні бути розроблені зовсім нові схеми маршрутизації, нові архітектури, орієнтовані на технологію AON.

- Всі схеми маршрутизації оптичних потоків повинні бути однаковими для всієї AON з комутацією пакетів. Ця вимога для мереж з комутацією каналів була м'якшою і обмежувалась, в основному, тільки наявністю єдиного частотного плану.

- У технологіях повністю оптичних мереж одним з складних завдань вважається створення оптичних буферів. Тому перевага буде віддаватися оптичним пакетним комутаторам, що використовують технологію комутації без буферизації (cut through).

- Нові архітектури повинні враховувати специфічні особливості кожного оптичного домену, щоб вигідно використовувати їх для спрощення конструкції.

Наразі варто виокремити два найпоширеніші методи пакетної комутації в AON: послідовна бітова і паралельна бітова комутація пакетів [116-121].

Оптична послідовна бітова комутація BSPS (bit-sequential packet switching) - це метод прямого управління електронікою комутаційних елементів, на відміну від методів, що використовуються в мережах з комутацією каналів. При використанні BSPS заголовок пакету в каналі обраної довжини хвилі кодується послідовністю з p бінарних бітів (бітова 1 визначається наявністю оптичного сигналу, а бітовий 0 - його відсутністю) [116]. Ці біти встановлюють комутатор в належний стан, дозволяючи наступному за заголовком тілу пакета вільно йти через комутатор до відповідного вихідного полюсу. Оскільки комутатор прозорий до тіла пакета, то така мережа зберігає назва повністю оптичної мережі. Для заголовка з p бітів існує 2^p різних адрес вузлів мережі. Хвильове мультиплексування дозволяє значно збільшити передавальну ємність, але призводить до додаткового ускладнення. Перш, ніж виконати пакетну комутацію, необхідно попередньо демуплексувати складний сигнал, а на

виході комутаторів - повторно мультиплексувати відповідні вихідні симплексні канали.

Самомаршрутизована мережа з хвильовою адресацією SWANET (Self-routed Wavelength Addressable NETwork) є поліпшенням бінарної BSPS архітектури. SWANET використовує переваги BSPS і WDM, в результаті чого значно збільшується допустиме число різних адрес, встановлюваних бітами заголовків пакетів (рис. 1.3). SWANET має аналогічну BSPS структуру пакету. Заголовок, за яким слідує поле даних, кодується послідовністю з p бітів, охоплюючи відразу кілька хвильових каналів. Заголовок і поле даних використовують один і той же набір довжин хвиль. Якщо число довжин хвиль k , то кожен біт заголовка представляється одиницею (є сигнал) на одній з довжин хвиль, в той час як на інших $k-1$ каналах сигналу в цей час немає. Таким чином, повне число різних конфігурацій заголовка (максимальне число кінцевих вузлів мережі) становить k^p . Для комутації усього мультиплексованого каналу комутатор встановлює біти заголовку у відповідний стан. Завершення передачі пакету проходить за допомогою передачі сигналу "Скидання" на спеціальній довжині хвилі, виділеній виключно для цієї мети. Оскільки мережа прозора по відношенню до формату поля даних, то це поле може охоплювати як одну інтегровану багатохвильову передачу, так і безліч не пов'язаних між собою передач за індивідуальними каналах [117, 118].

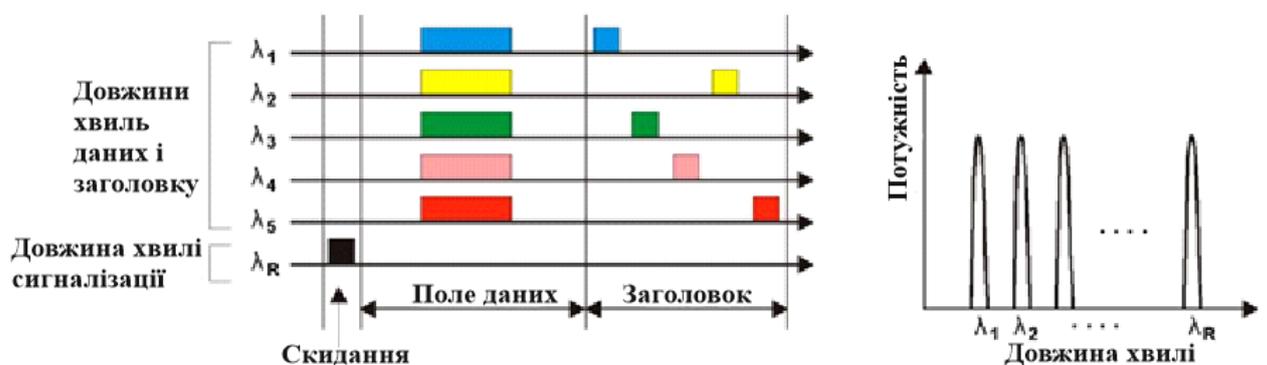


Рис. 1.3. Структура пакету в мережі SWANET

Для реалізації мереж з паралельною бітовою комутацією BPPS (bit parallel packet switching) використовуються дві різні техніки кодування: техніка мультиплексування піднесучих SCM (sub-carrier multiplexing) і техніка багатохвильової BPPS. Обидві техніки використовують окремі канали в одному і тому ж волокні для передачі даних і власне заголовков, на підставі якого відбувається перемикання станів комутаторів. Заголовок пакета передається тепер не послідовно, коли він передував передачі поля даних пакету, а паралельно з даними, що дозволяє збільшити пропускну здатність.

У техніці SCM дані і заголовок кодуються як дві різні оптичні піднесучі і далі передаються одночасно (рис. 1.4). SCM дозволяє ефективно використовувати наявний спектр за рахунок обмежень бітової швидкості, яка повинна бути менше, ніж частота піднесучої. Таким чином, техніка SCM корисна, коли весь спектр сигналу даних обмежений, тобто бітова швидкість даних не дуже висока [119].

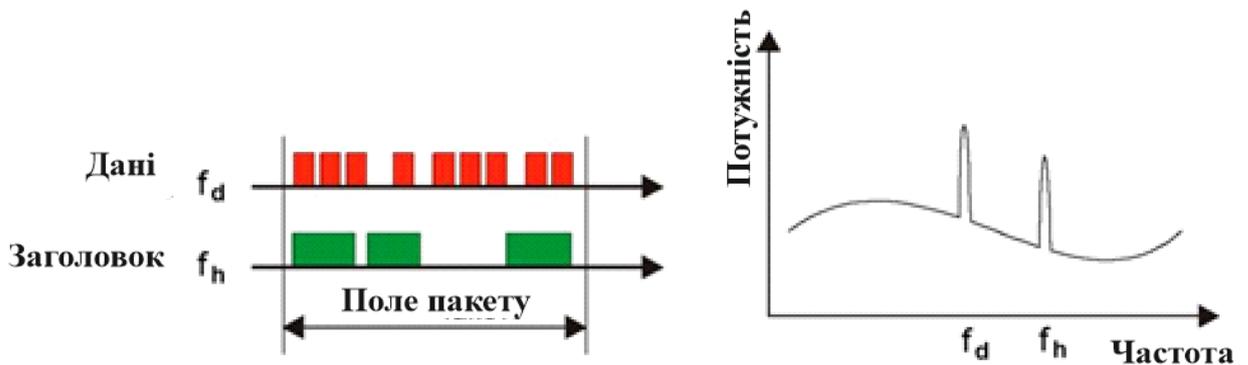


Рис.1.4. Структура пакету з технікою мультиплексування піднесучих

SCM має ряд обмежень стосовно повністю оптичних мережах. Головне з них пов'язане з неможливістю уникнути складних електронних перетворень піднесучої заголовка і даних в комутаторі, так як перед початком комутації дані і заголовки повинні бути демультимплексовані. Друге обмеження пов'язане з характером поширення складного сигналу по волокну. Оскільки заголовки і дані мультиплексовані в канал однієї і тієї ж несучої частоти, то передавач, що

має обмежені ресурси, має забезпечити достатню потужність для кожного сигналу, що зменшує потужність сигналів окремо.

Модифікацією SCM є метод, при якому дані передаються на основній несучій, а заголовок мультиплексується на піднесучу. У цій техніці частота піднесучої не обмежує бітову швидкість передачі даних. Оскільки заголовок не вимагає високої бітової швидкості передачі, то для нього граничне співвідношення сигнал/шум може бути значно нижче, що допускає без шкоди більше загасання сигналу у волоконно-оптичній лінії. Даний метод демонструвався для швидкості передачі даних 2,5 Гбіт/с і для заголовку 40 Мбіт/с, який мультиплексувався на піднесучу шириною 3 ГГц [120].

Багатохвильова паралельна бітова комутація - це техніка кодування, при якій для даних і для заголовка приписуються різні набори довжин хвиль [121]. На відміну від традиційного хвильового мультиплексування, де кожен пакет пов'язаний з певною довжиною хвилі, в цій техніці пакет (як і заголовок) зв'язується з декількома довжинами хвиль (рис. 1.5).

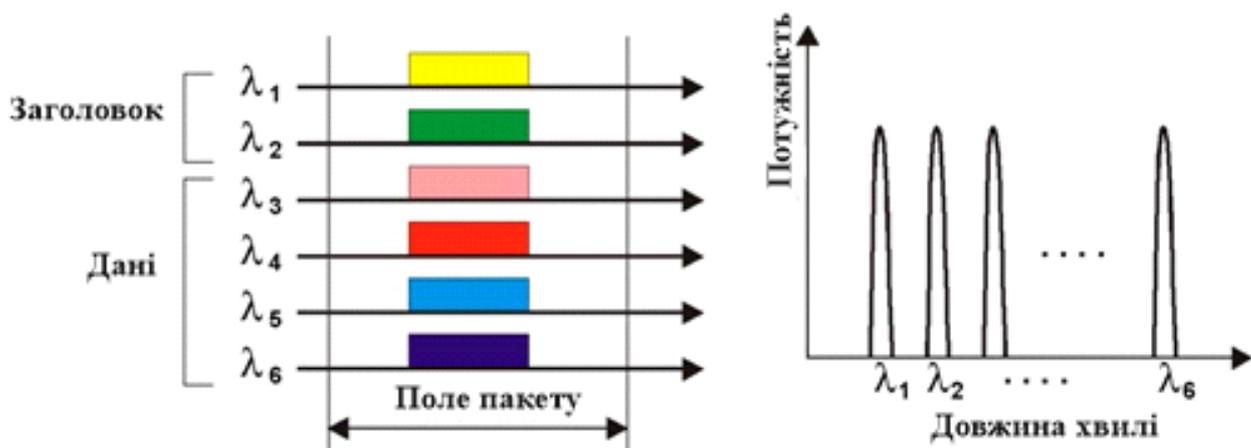


Рис. 1.5. Структура пакету з технікою багатохвильової паралельної бітової комутації

Ряд особливостей роблять цю техніку кращою у порівнянні з SCM для використання в повністю оптичних мережах. По-перше, проста оптична фільтрація хвильових каналів виконується легше, ніж радіочастотне виділення

піднесучих. По-друге, можна виконати кодування заголовка таким чином, що заголовок буде розпізнаватись комутатором, а комутація відбуватиметься на пакетних швидкостях замість швидкостей даних. І, нарешті, оскільки окремі джерела випромінювання використовуються для кожної довжини хвилі, то не виникає проблеми, пов'язаної з втратою потужності.

На основі проведеного аналізу сформовано концепцію побудови оптичної транспортної мережі з пакетною комутацією. В подальшому у роботі буде більш детально розглянуто процес комутації пакетного трафіку у волоконно-оптичних транспортних мережах.

1.3.3. Оптичні транспортні мережі з комутацією блоків

Технологія оптичної комутації блоків є перспективним підходом для наступного покоління інтернет-магістралі. Проте, розгортання таких технологій потребує вирішення кількох важливих питань, що впливають на мережеві характеристики. Вирішення конфліктів, підтримка QoS, формування блоку, контроль вхідного трафіку, моніторинг виконання, сигналізації і розмірів мережевих ресурсів являють собою найбільш важливі питання у розвитку OBS мереж [122-134]. Надалі, приведено короткий виклад основних питань, які необхідно враховувати при розробці мереж з оптичною комутацією блоків. Для кожного розглянутого питання представляємо огляд існуючих підходів.

Вирішення конфліктів: Одне з найважливіших питань в мережах з оптичною комутацією є вирішення конфліктів. Конфлікт виникає, коли множинні пакети даних комутуються на однаковій довжині хвилі і призначені дійти на один і той самий вихідний порт. Тобто, проблема, як правило, відбувається в пакетних комутаторах. Це відомо як зовнішнє блокування. У традиційних пакетних комутаторах розбіжності зазвичай обробляються за допомогою буферизації з використанням електронної оперативної пам'ятовуючої пам'яті (ОЗП); проте, через технологічні обмеження, ОЗП ще не доступна в оптичному діапазоні [124, 125]. В даний час використання

волоконних ліній затримки є найбільш практичним способом реалізації оптичних буферів. Однак, оскільки вони сильно обмежені в розмірах, поточний буфер складу FDL забезпечує обмежені можливості буферизації. Це робить оптичну комутацію блоків у вузлах, нездатну вирішувати проблеми з розбіжностями, використовуючи FDL-буферизацію.

З огляду на межі методу оптичної буферизації, були введені схеми альтернативних вирішень конфліктів, такі як перетворення довжин хвиль, маршрутизація з відхиленням і сегментація блоків. Хоча ці підходи зменшують втрати навантаження, через проблеми конфліктів, спосіб ефективного розв'язання конфліктів в мережах з оптичною комутацією блоків залишається відкритим питанням.

Підтримка QoS: Виникнення мультимедійних додатків з різними вимогами QoS, таких як VoIP, відео на вимогу і відеоконференції, зумовлює мережі наступного покоління забезпечувати гарантії QoS. Питання підтримки QoS в OBS мережах полягає в забезпеченні диференційованого обслуговування для підтримки різних вимог QoS [123,130,131].

Були розглянуті дві моделі QoS: відносна і абсолютна.

У моделі відносної QoS продуктивність кожного класу визначається відносно, порівняно з іншими класами. За допомогою цієї моделі клас з високим пріоритетом гарантовано матиме кращі QoS в порівнянні з класом низького пріоритету. Тим не менш, абсолютна QoS не гарантує пріоритет високого класу. Для трафіку з гарантованим рівнем модель абсолютної якості встановлює верхню межу для будь-якої з підтримуваних QoS метрик. Цей вид точної гарантії QoS необхідний для підтримки мультимедійних додатків з затримкою і обмеженнями пропускної здатності. Ефективні управління доступом і механізми резервування ресурсів зобов'язані надати абсолютні QoS по мережі OBS [131].

Диференційований підхід сигналізації запропоновано для забезпечення відносної QoS диференціації в мережі з оптичною комутацією. Цей підхід

здатний задовольнити вимоги до втрат, проте не вимоги до затримки. Пріоритетні схеми вирішення конфліктів також були запропоновані, щоб забезпечити відносну QoS диференціацію. Навіть якщо були розроблені різні схеми для забезпечення диференціації QoS в мережах з оптичною комутацією блоків, додаткові схеми можуть бути необхідні для забезпечення кращих QoS і досягнення більш високого використання мережі [130, 131].

Формування блоку: Формування блоку – це процедура поєднання і складання вхідних пакетів з різних джерел в блоки на вхідних крайових вузлах мережі OBS. Умова запуску для створення блоків є головним питанням в мережі OBS, оскільки дозволяє контролювати прибуття блоків в мережі [122, 129].

В мережах з оптичною комутацією блоків, блоки даних, що складаються з множини IP-пакетів, зкомутовані через повністю оптичну мережу без буферизації. На відміну від пакета, блок складається лише з корисного навантаження. Для кожного блоку присвоюється свій пакет, який містить службову інформацію, таку як довжину блоку та інформацію про маршрутизацію. В такий спосіб зменшується обсяг службових даних, який обробляється комутаторами. Керуючий пакет передається попереду блоку з метою встановлення шляху, резервування необхідних ресурсів і налаштування комутаторів уздовж маршруту блока. Після закінчення заданого часу затримки, блок оптично передається без очікування відповіді. Задана затримка дозволяє обробити керуючий пакет і встановити комутатор у належний стан перед прибуттям блоку на проміжний вузол. Таким чином, електронна або оптична буферизація не потрібна на проміжних вузлах, при обробці керуючого пакету. Резервування смуги пропускання є одностороннім процесом.

Для формування блоку найчастіше застосовуються пороговий метод та метод на основі часу. У підходах на основі часу пакет створюється, коли закінчиться час, таким чином, блоки будуть згенеровані з періодичними інтервалами часу. У порогових підходах пакет створюється, коли довжина

пакета перевищує фіксований поріг. Схема порогового методу буде генерувати фіксовану довжину блоків на неперіодичних тимчасових інтервалах. Одна з проблем формування блоків – це обрання відповідних часових і порогових значень для створення блоку. Вибір такого оптимально-порогового значення (або таймера) є відкритим питанням. Інші питання виникають, коли пакети, що надходять на вхідні вузли, мають різні класи. Основні з питань – це до якого класу відносяться пакети і скільки пакетів кожного класу можна вмістити в блоці. Обидва варіанти окремо і разом були досліджені в літературі [132,133].

В [132] автори стверджують, що вибір однієї конкретної схеми формування блоку для всіх класів трафіку, може бути недоречним і запропонували композитний механізм формування блоків, де пакети різних класів можуть бути зібрані в єдиний блок. Нові схеми формування блоків повинні бути розроблені в архітектурі мереж з оптичною комутацією блоків, яка підходить для надання QoS і здатна забезпечити більш ефективне використання.

Контроль вхідних блоків: Як зазначалося вище, для надання абсолютно надійних QoS мережа OBS вимагає здійснення ефективної схеми контролю прийняття.

Контроль вхідних блоків в OBS мережах спрямовано на вирішення питань прийняття або відхилення нових блоків даних на основі набору параметрів, таких як довжина блоку, обмеження QoS, а також наявність мережевих ресурсів. Розвиток відповідної схеми контролю вхідних блоків в мережах з оптичною комутацією блоків може поліпшити надання QoS, а також ефективність мережевих ресурсів. Насправді, відмова від пакету даних через наявні мережеві ресурси є недостатньою для забезпечення необхідних QoS, і може зробити ці ресурси доступними для передачі менш обмежених пакетів даних. Це гарантує, що ресурси мережі, як правило, використовуються для успішної передачі, отже, забезпечується більш ефективне використання ресурсів. Крім того, забезпечення необхідних QoS для всіх прийнятих пакетів

даних, схема управління доступом може підвищити надійність мережевого оператора по відношенню до своїх клієнтів і забезпечити ефективність розгортання мережі.

У ряді досліджень було розглянуто контроль вхідних блоків в мережах з оптичною комутацією блоків. Зокрема, у роботі [132], автори розробляють схему контролю прийняття блоків на основі фізичної якості оптичного сигналу, як відношення сигнал-шум (SNR) і коефіцієнт бітових помилок (BER). Використовуючи запропоновану схему, блок даних приймається, коли розглянуті параметри сигналу (SNR, BER) виконані. Навіть якщо це являє собою важливий внесок в розвиток OBS мереж, запропонована схема обмежена фізичними параметрами обробки і не бере до уваги доступні мережеві ресурси параметрів (довжини хвиль, FDL буфери) і високого рівня QoS, такі як втрата трафіку, флуктуації, блокуючі затримки і т.д.

Отже, необхідні подальші дослідження в напрямку ефективного контролю вхідного трафіку в мережі з оптичною комутацією блоків.

Сигналізація: Сигналізація є одним з найбільш важливих питань, які можуть значно вплинути на продуктивність мережі. Для OBS мереж сигналізація стає ще більш критичною у зв'язку з поділом між пакетами даних і пов'язаною керуючою інформацією.

Передача пакета даних чистого корисного навантаження через мережу з оптичною комутацією блоків вимагає суворого дотримання керуючої інформації, створеної в ході сигналізації, наприклад часу прибуття блоку, довжини блоку, пріоритету і т.д. Через проблеми конфлікту в строгому дотриманні оригіналу, керуюча інформація не може бути забезпечена. Таким чином, повідомлення сигналізації повинні бути сформовані і відправлені на всі залишкові вузли, на шляху яких кожного разу з'являється несподівана подія (наприклад відкидання блоку, сегментація, перетворення довжини хвилі, буферизація блоку і т.д.). Якщо вузли спадного потоку не проінформовані про нову ситуацію, то їх діяльність буде ґрунтуватися на неправдивій інформації.

Це може привести до помилкових рішень, особливо під час конфлікту, який може вплинути на продуктивність мережі [126, 127].

Різні схеми сигналізації були запропоновані для розгортання OBS технології. Найбільш відомими з них є Tell-and-Wait (TAW) and Just-Enough-Time (JET). Завдяки компромісу між ефективністю використання мережі і гарантуванні параметрів QoS, протокол сигналізації JET зазвичай розглядається як найбільш перспективний підхід до розгортання мереж з оптичною комутацією блоків. Протокол JET дає змогу підтримувати нові додатки з різними вимогами QoS, пропонуючи більш ефективне використання смуги пропускання.

Виділення ресурсів і оптимізація: Проблема задання розмірів і оптимізації мереж з оптичною комутацією блоків полягає в визначенні оптимальної конфігурації мережі для підтримки поточного вхідного трафіку з зазначеними QoS обмеженнями. Розгортання мереж WDM вводить гостру необхідність врахування їх аспектів розмірів і оптимізації.

Нові завдання оптимізації виникають у таких мережах з двох основних причин.

По-перше, вартість оптичного мережевого обладнання все ще не добре контролюється, в основному завдяки ранній стадії розробки відповідних технологій.

По-друге, розвиток результатів оптичних технологій контролю нових функціональних обмежень, які повинні бути прийняті до уваги при проектуванні мережі і її розмірів.

Різні схеми були запропоновані для оптимізації оптичних WDM мереж. Більшість з цих схем розглядають задачу оптимізації маршрутизації в WR мережах [124, 126, 128]. Зокрема автори розглядають аспекти задання розмірів і оптимізації в мережах з оптичною комутацією блоків. Проте, ряд питань не враховується в цих роботах. Використання перетворень довжин хвиль,

сегментації блоку, управління QoS і оптимізація потужності передавання теж потребують більш детального розгляду.

Модулювання продуктивності. Одна з головних проблем в розгортанні OBS послуг – це розробка ефективної схеми модулювання продуктивності.

Питання оптичного модулювання продуктивності (OPM) в мережах з оптичною комутацією блоків полягає в виявленні і реакції на мережеву поведінку або події, які істотно впливають на продуктивність мережі. OPM можуть бути поділені на три рівня. Перший рівень – транспортний рівень або рівень WDM контролю, який розглядає транспортне та каналне управління на фізичному рівні. Це розглядається, як вимірювання присутності сигналу в реальному часі, оптичного рівня сигнал/шум і рівня потужності. Другий шар контролює якість сигналу. Він вибирає одну довжину хвилі і перетворює сигнал на виміряну якість сигналу. Третій рівень – це протокол контролю продуктивності, який включає в себе моніторинг виконання розгорнутих мережевих і транспортних інженерних протоколів. Це, в основному, включає в себе утилізацію мережевих ресурсів, управління перевантаженням і контроль QoS.

Різні схеми були запропоновані для оптичного модулювання продуктивності в повністю оптичних WDM мережах. Більшість з цих схем вважають WDM рівень контролем якості сигналу, протокол модулювання продуктивності використовувався рідко. Однак ці схеми, обмежуються протоколами каналного рівня через електронний нагляд параметра бітових помилок. Модулювання продуктивності інженерних протоколів трафіку вищих рівнів (наприклад, протокол дозволу конфліктів, схема положення QoS) представляє сьогодні відкриту проблему в розвитку мереж з оптичною комутацією блоків.

Конкуренція істотно впливає на асинхронну мережу, тому що поведінка пакетів більш непередбачувана і менш регульована. Проте, синхронна мережа потребує синхронізації на кожному вході комутатора, що збільшує вартість і

складність комутатора. Як показано вище, технологія OBS є перспективним методом для мереж наступного покоління WDM, які підтримують швидке надання ресурсів і обробляють нерівномірний трафік. Проте, розгортання таких технологій стикається з серйозними труднощами через відсутність оптичної обробки та ефективної буферизації в оптичному діапазоні. Зокрема, до основних проблем оптичної комутації пакетів можна віднести складність реалізації синхронізатора оптичних пакетів, вимоги до оптичних буферів, а також порівняно високі накладні витрати управління в результаті невеликих корисних навантажень.

1.4. Висновки до першого розділу

Мережі OBS можна розділити на дві категорії: синхронні (з часовими інтервалами) і асинхронні (без часових інтервалів). У мережі з часовими інтервалами час визначений і пакети прибувають в основний вузол в синхронізовані та рівнорозподілені часові інтервали. Всі пакети в синхронній мережі мають однаковий розмір та тривалість часового інтервалу дорівнює сумі розміру пакета і довжини оптичного заголовка (плюс відповідні захисні смуги). У асинхронній мережі пакети можуть бути різного розміру і надходити на мережевий вузол в невизначені моменти часу.

Технологія OBS забезпечує більш ефективне використання смуги пропускання, у порівнянні з маршрутизацією довжин хвиль. У той же час мережі з оптичною комутацією блоків не мають технологічних обмежень, які характерні для повністю оптичних мереж з комутацією пакетів.

Отже, парадигма OBS підтримує динамічний розподіл смуги пропускання і статистичне мультиплексування даних, які можуть забезпечити ефективне використання мережевих ресурсів. У порівнянні з маршрутизацією довжин хвиль, трафік даних починає передачу без очікування відповіді і проблема значної затримки сигналізації може бути усунена. Крім того, поділ між керуючим пакетом і їхнім блоком в обох випадках, а також доменом довжини

хвилі, може допомогти уникнути буферизації і проблеми синхронізації в оптичній комутації пакетів.

Виходячи з вищенаведених обговорень, варто зазначити, що оптична комутація блоків має переваги в обох випадках: оптичної комутації каналів (і мережах з маршрутизацією довжин хвиль) і оптичної комутації пакетів, уникаючи їх недоліків.

Згідно сигнальних схем, існують різні протоколи оптичної комутації блоків. Найбільш поширеною схемою сигналізації для резервування ресурсів в OBS мережах є Just-Enough-Time (JET), Just-In-Time (JIT), Tell-And-Go (TAG), і Tell-And-Wait (TAW). За рахунок забезпечення більш ефективного використання пропускної здатності в порівнянні з JIT і TAW схем і кращих параметрів QoS (Quality of Service) в порівнянні з протоколом TAG, схема JET на основі оптичної комутації блоків широко розглядається як найбільш перспективний підхід до розгортання мереж з оптичною комутацією блоків.

У даній роботі розглядається технологія оптичної комутації блоків та основні параметри, які впливають на ефективність мережі, такі як: формування блоків, сигналізація, контроль вхідного трафіку, вирішення неузгодженостей в процесі комутації, а також забезпечення параметрів QoS.

РОЗДІЛ 2. МОДЕЛІ КОМУТАЦІЇ ТА РОЗПОДІЛУ ІНФОРМАЦІЙНИХ ПОТОКІВ У ВУЗЛАХ ОПТИЧНОЇ ТРАНСПОРТНОЇ МЕРЕЖІ

2.1. Архітектура оптичної транспортної мережі з комутацією блоків

У мережі з комутацією блоків, вхідний трафік від терміналів мережі доступу збирається на вхідному вузлі та групується у блоки змінної довжини. Перед передачею блоку контрольний пакет направляється до вузла призначення для попереднього резервування оптичного шляху з підтвердженням або без нього в залежності від протоколів транспортного рівня. Розділення контрольної та інформаційної частин дозволяє уникнути необхідності в оптичних буферах пам'яті та оптичній логіці. На вихідному вузлі блоки розбиваються на пакети та спрямовуються по відповідних напрямках у мережі доступу [3,7,8]. Функціональна модель мережі IP over DWDM з OBS представлена на рис. 2.1.

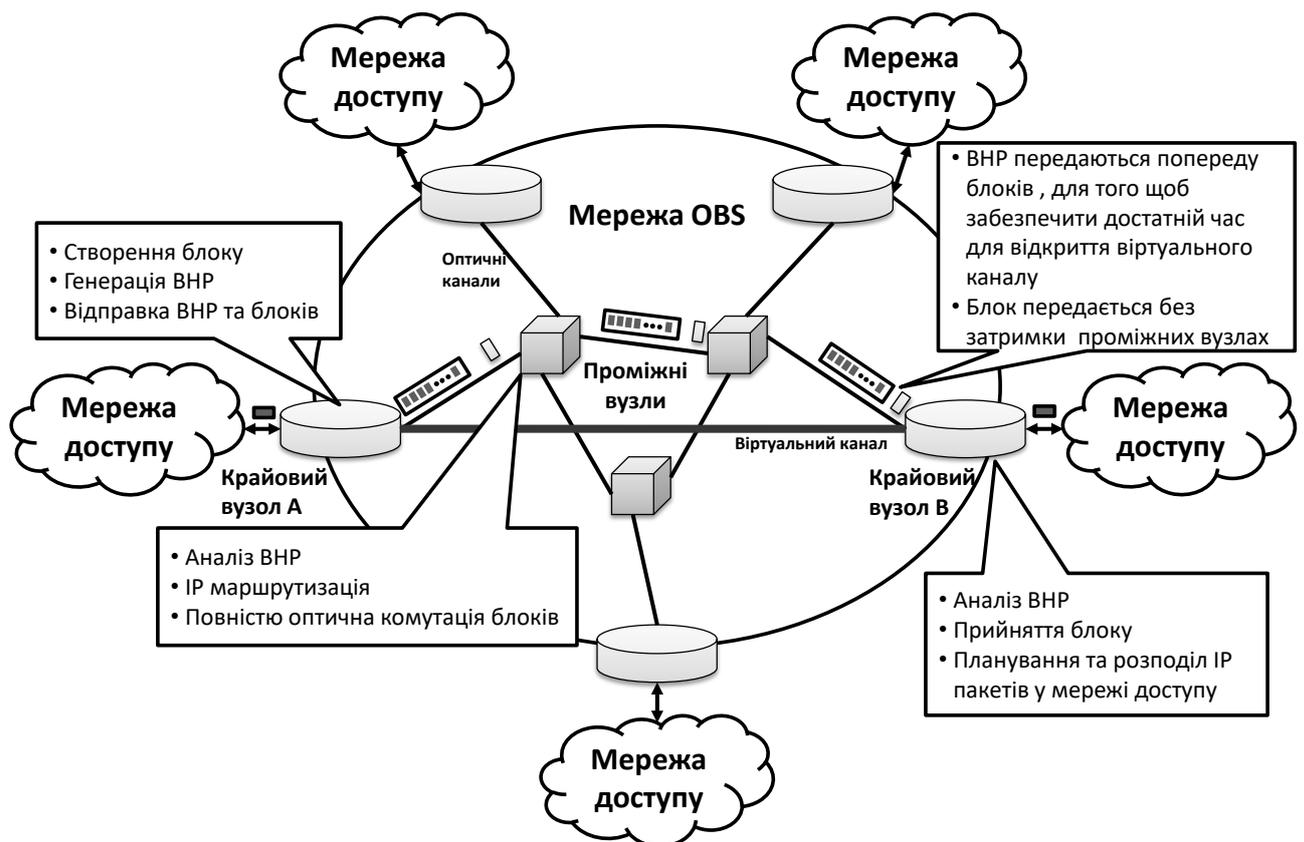


Рис. 2.1. Архітектура оптичної транспортної мережі з комутацією блоків

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

2.2. Алгоритм функціонування крайового вузла мережі з комутацією блоків

2.2.1. Структурно-функціональна модель крайового вузла

Крайовий вузол мережі OBS призначений для формування оптичних блоків з IP – пакетів, які надходять в електричному представленні від класичних мереж Ethernet. Однак, враховуючи реалії сучасних транспортних мереж, він також може бути суміщений із вузлами пасивних оптичних мереж доступу або мереж з пакетною комутацією SWANET. Функціональна схема крайового вузла мережі OBS зображена на рис. 2.2.

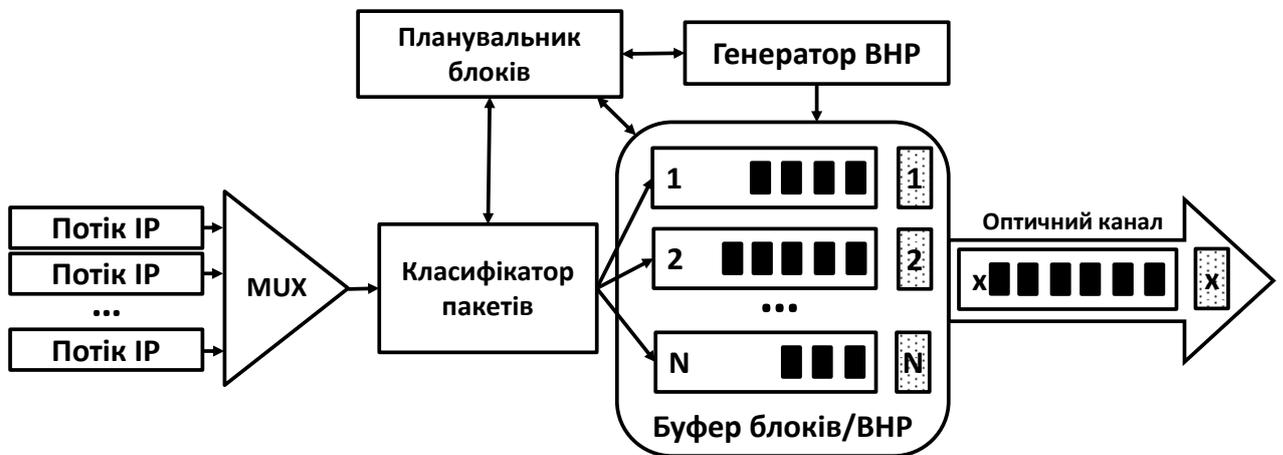


Рис. 2.2. Структурно-функціональна модель крайового вузла OBS мережі

Представлена на рис. 2.2, модель крайового вузла описує послідовність процесу утворення оптичного блоку та генерації контрольного пакету. Першим кроком є агрегація IP - трафіку з мережі доступу в один потік, складові якого класифікуються у відповідності до пріоритетності [10,12]. 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 стикаємось з наступною особливістю: замість поля TOS з'явилося поле 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 використовуються для данограм, які можуть не передаватися при занадто переповненій лінії. Сюди відноситься TCP - трафік, передача e-mail, FTP, NFS, TELNET, X-interactive. Значення поля від 8 до 15 призначаються пакетам, які повинні бути відправлені при будь-якому стані (крім обриву) лінії. Наприклад, пріоритет 8 користувач може призначити пакетам, які він відправити в останню чергу при перевантаженій лінії, а пріоритет 15 – в першу (рис. 2.3). Останні являють собою пакети реального часу з відео-, аудіо-та аналогічними даними, які повинні передаватися з постійною швидкістю [5].

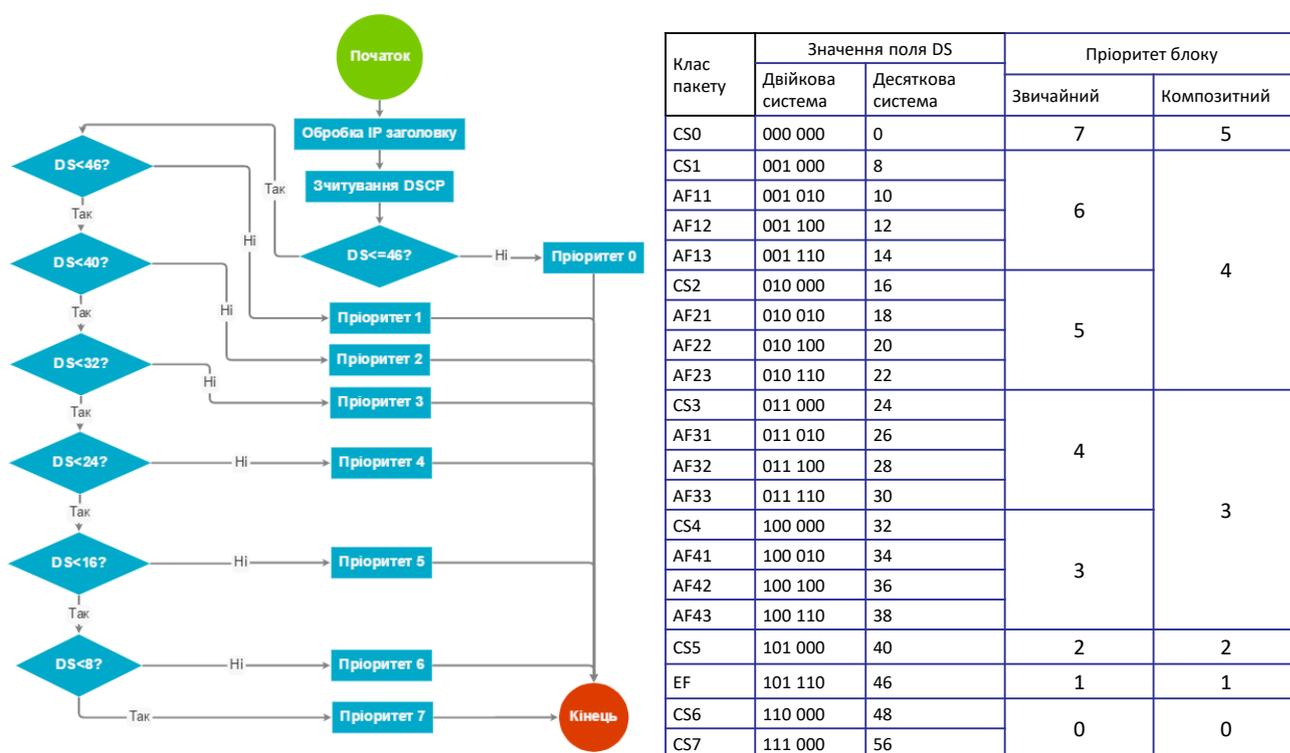


Рис. 2.3. Блок-схема процесу пріоритизації трафіку у крайовому вузлі

У кінцевому випадку планувальник спочатку відправляє заголовок, а потім – відповідний блок після заданої затримки. Дана затримка розраховується для кожного маршруту, щоб переконатися, що пакет заголовку буде успішно оброблений у вузлі призначення до того, як відповідний блок досягне цього вузла (рис. 2.4).

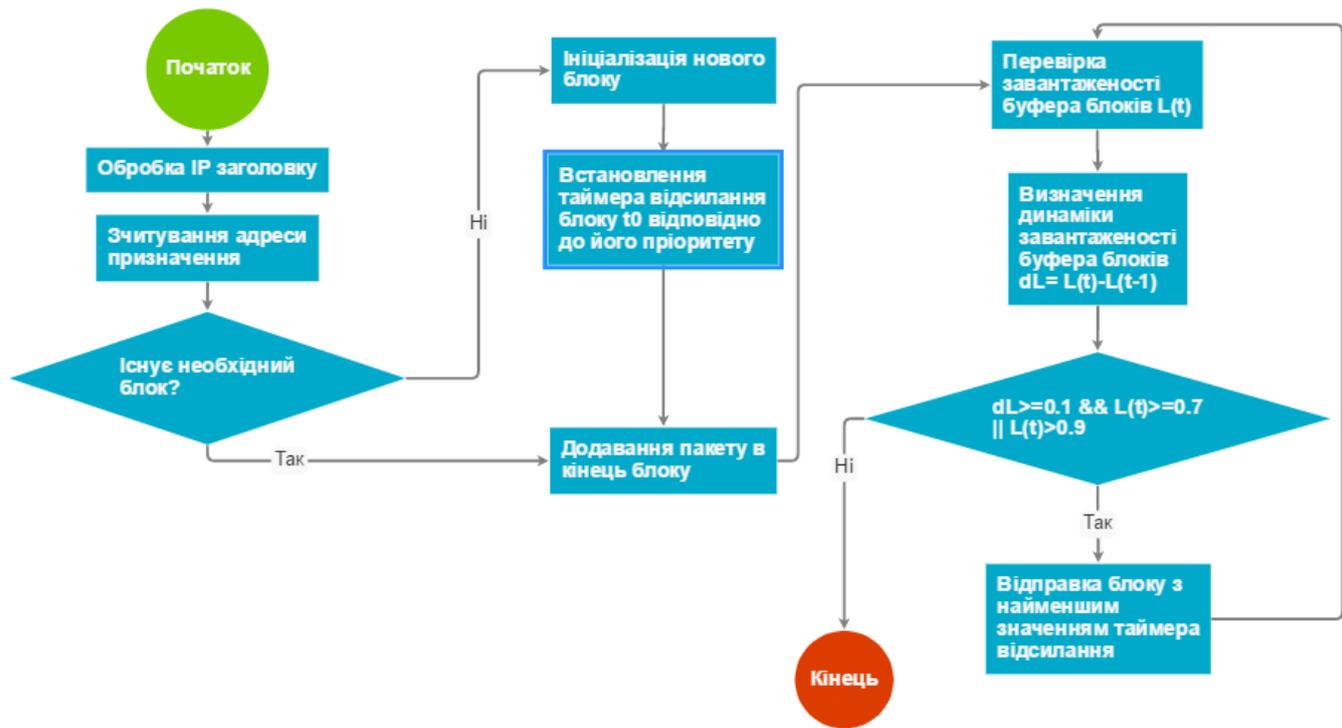


Рис. 2.4. Блок-схема процесу агрегації трафіку у крайовому вузлі

2.2.2. Структура пакету заголовку та службові дані

Другою ознакою класифікації виступає інформація маршрутизації про комбінацію волокна (номера порта) та довжини хвилі.

Довжина блоку визначається контролером на основі інтенсивності вхідного трафіку (довжини черги з IP - пакетів) та класу пакетів (QoS). Час затримки між посиланням контрольного пакету та блоку даних залежить від класу пакету та, як наслідок, параметрів схеми сигналізації.

Розглянемо детальніше структуру контрольного пакету (рис. 2.5). ВНР містить індекс довжини хвилі для комутації та хвильової конверсії. 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 пакету та блоку даних. Час затримки має бути квантованим до дискретного переліку величин, кратного 256. На кожному проміжному вузлі вздовж шляху даний параметр набуває меншого значення. Час затримки (offset time) може бути використаний як «час існування» (аналог поля Time to Live в IPv4) в OBS мережі [6,10].

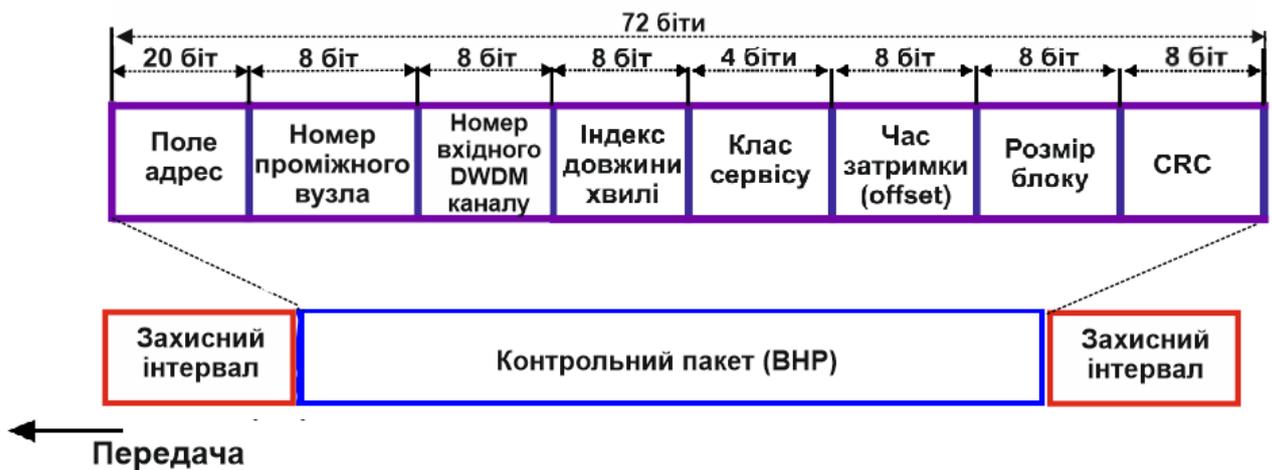


Рис. 2.5. Структура контрольного пакету

Між контрольними пакетами встановлюються захисні інтервали, що дозволяє подолати невизначеність в часі прибуття пакетів. Фаза збирання блоків з IP - пакетів на крайових вузлах OBS мережі є однією з найбільш вагомих частин процесу оптичної комутації блоків. Важливим фактором при здійсненні збирання пакетів у блоки є критерій визначення оптимального розміру блоку. Даний критерій суттєво впливатиме на зміну характеристик трафіку у мережі.

Алгоритм формування блоків не повинен затримувати IP - пакети занадто довго для формування великого блоку та, в той же час, не повинен призводити до створення великої кількості малих блоків. Зазвичай використовуються алгоритми, що формують блок за критерієм максимального часу формування або мінімального розміру блоку, або враховують обидва фіксовані обмеження.

Алгоритми зі статичним формуванням розміру блоку є обмеженими та неспроможні адекватно реагувати на зміну вхідного трафіку [120]. Зокрема, при зростанні інтенсивності трафіку, буфер буде переповнюватись і зростатиме ймовірність втрати пакетів.

Проте алгоритм адаптивного визначення розміру блоку не вирішує так звану проблему непослідовної доставки, причиною якої є робота вхідного крайового вузла, спрощена архітектура якого зображена на рис. 2.6 [129].

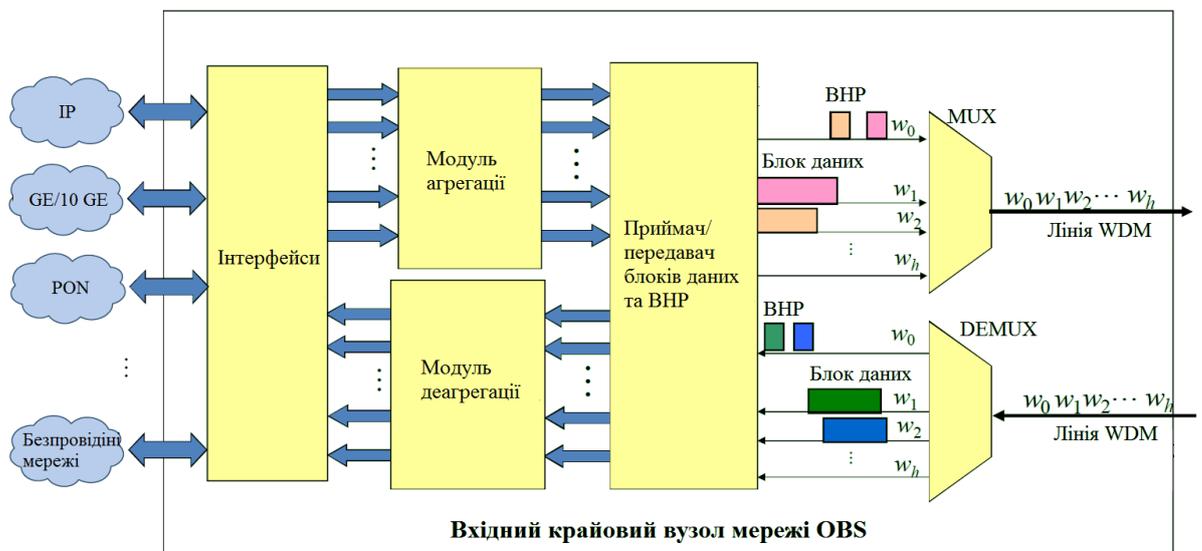


Рис. 2.6. Спрощена архітектура крайового вузла мережі з оптичною комутацією блоків

Розглянемо роботу крайового вузла мережі OBS згідно спрощеної його архітектури. На вхідному крайовому вузлі пакети отримуються на різних вхідних інтерфейсах, таких як IP, Gigabit Ethernet, пасивні оптичні мережі (англ. Passive optical network), після чого передаються так званому модулю агрегації.

В спрощеному варіанті модуль агрегації класифікує вхідні пакети згідно з адресом їх призначення і якості надання сервісу QoS, та здійснює їх агрегацію в різні блоки даних. Коли блок даних сформований, генерується відповідний йому VNP, який передається по виділеному каналу сигналізації. Через так званий час затримки після початку передачі VNP, модуль агрегації відправляє пов'язаний з цим VNP блок даних по одному з каналів передачі даних. Виділений канал сигналізації та канал даних представляють собою вихідну DWDM лінію, яка створюється за допомогою пасивного оптичного мультиплексора MUX [14,17]. З іншого боку, довжини хвилі вхідної DWDM лінії розділяються за допомогою оптичного демультимплексора DEMUX. Блоки даних та пов'язані з ними VNP прийняті через канали даних та канали сигналізації відповідно, передаються на так званий модуль деагрегації, де перетворюються назад в пакети та передаються на відповідні їм інтерфейси.

Розглянемо детальніше причини виникнення непослідовної доставки. Непослідовна доставка виникає тоді, коли швидкість вхідного трафіку до крайового вузла призначення перевищує певну швидкість. Для спрощення опису причини виникнення непослідовної доставки пакетів приймемо, що пакети мають фіксовану довжину, а їх номер представляє собою порядок їхнього прийому (рис. 2.7). Також приймемо, що розмір блоку рівний чотирьом пакетам. Вхідний крайовий вузол має 8 каналів на певній довжині хвилі, кожен з яких має швидкість передавання R . Тобто сумарна швидкість передавання вхідного крайового вузла рівна $8R$. При 50% завантаженні такої системи швидкість вхідного трафіку складатиме $4R$, також приймемо те, що весь цей трафік направлений до одного і того ж вихідного крайового вузла мережі OBS.

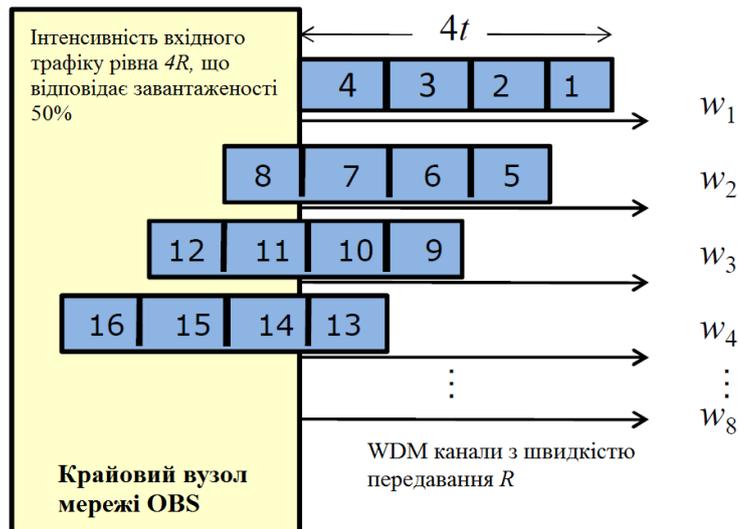


Рис. 2.7. Ілюстрація виникнення проблеми непослідовної доставки в мережах з оптичною комутацією блоків

Нехай час t – це час, який необхідний для того, щоб передати один пакет ($1/4$ оптичного блоку) через WDM канал. Оскільки, швидкість вхідного трафіку в чотири рази більша за швидкість передавання одного каналу, то за час t буде створений новий блок, для передачі якого необхідний час становитиме $4t$. Тобто перший, другий, третій та четвертий блоки будуть створені в моменти часу t , $2t$, $3t$, $4t$ відповідно.

Для того, щоб спростити ілюстрацію створення проблеми непослідовної доставки в мережах OBS, відкинемо генерацію та передавання ВНР та припустимо, що блоки передаються одразу ж після їх передавання. В такій отриманій ситуації, як видно з рис. 2.7, пакет #5 в другому блоці передається перед пакетами #3 та #4 в першому блоці. Пакет #9 в третьому блоці передається раніше за пакет #4 в першому блоці, а також раніше за пакети #7 та #8 в другому блоці. Пакет #13 в четвертому блоці передається раніше за пакет #8 в другому блоці, а також раніше за пакети #11 та #12 в третьому блоці.

Оскільки оптичний блок даних потрапляє в ядро мережі OBS у вигляді єдиної оптичної сутності, то послідовність виходу пакетів з вхідного крайового вузла відповідає послідовності пакетів яка прибуває на вихідний крайовий

вузол. Для того щоб зменшити імовірність виникнення проблем непослідовної доставки в мережах OBS, запропоновано вдосконалити адаптивний алгоритм агрегації блоків. Оскільки, пакети насправді не є фізично зв'язаними з оптичним блоком аж до початку його передачі, то коли приходить час відправки деякого пакету його все ще можна замінити пакетом з іншого блоку, але з спільною адресою крайового вузла призначення, що зображено на рис. 2.8.

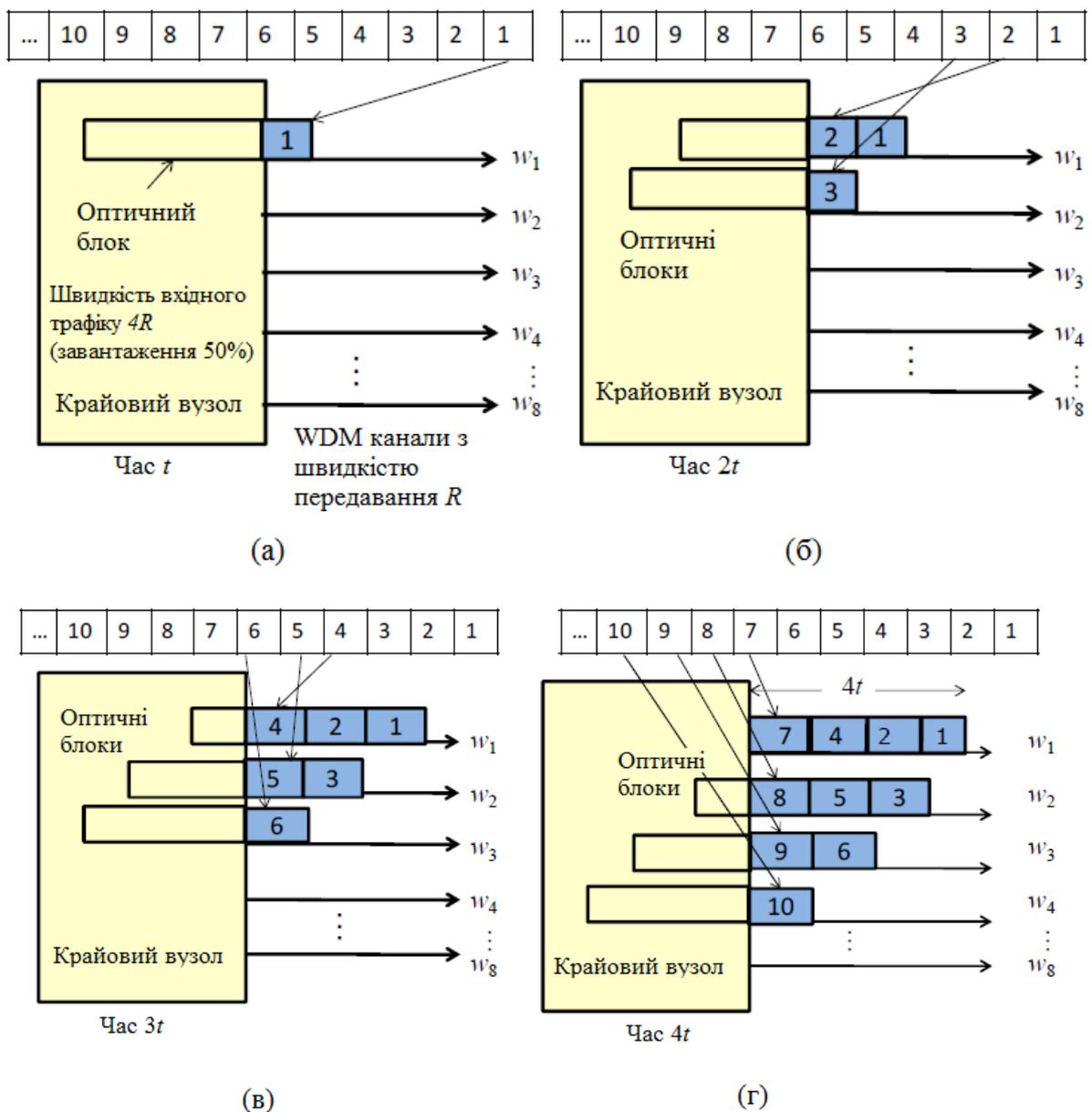


Рис. 2.8. Приклад вирішення проблеми непослідовної доставки в мережах з оптичною комутацією блоків

2.3. Математична модель процесу функціонування проміжного вузла оптичної транспортної мережі з комутацією блоків

Розглянемо функціональну модель проміжного вузла мережі з оптичною комутацією блоків, яка зображена на рис. 2.9. 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 [1, 7,]. Друга ланка є опто-електро-оптичною та відповідає за наступні операції :

- оброблення вхідних контрольних пакетів ВНР;
- аналіз класу QoS кожного оптичного блоку, який необхідно передати;
- вибір віртуального каналу за алгоритмом маршрутизації блоків;
- формування комутаційної матриці перемикання оптичного комутатора;
- перерахунок часу затримки для блоків;
- генерація та передавання контрольних пакетів до наступних вузлів згідно попередньо визначених маршрутів.

Розглянемо по кроках процес функціонування проміжного вузла мережі з оптичною комутацією блоків, зображеного на рис. 2.9 [1,9].

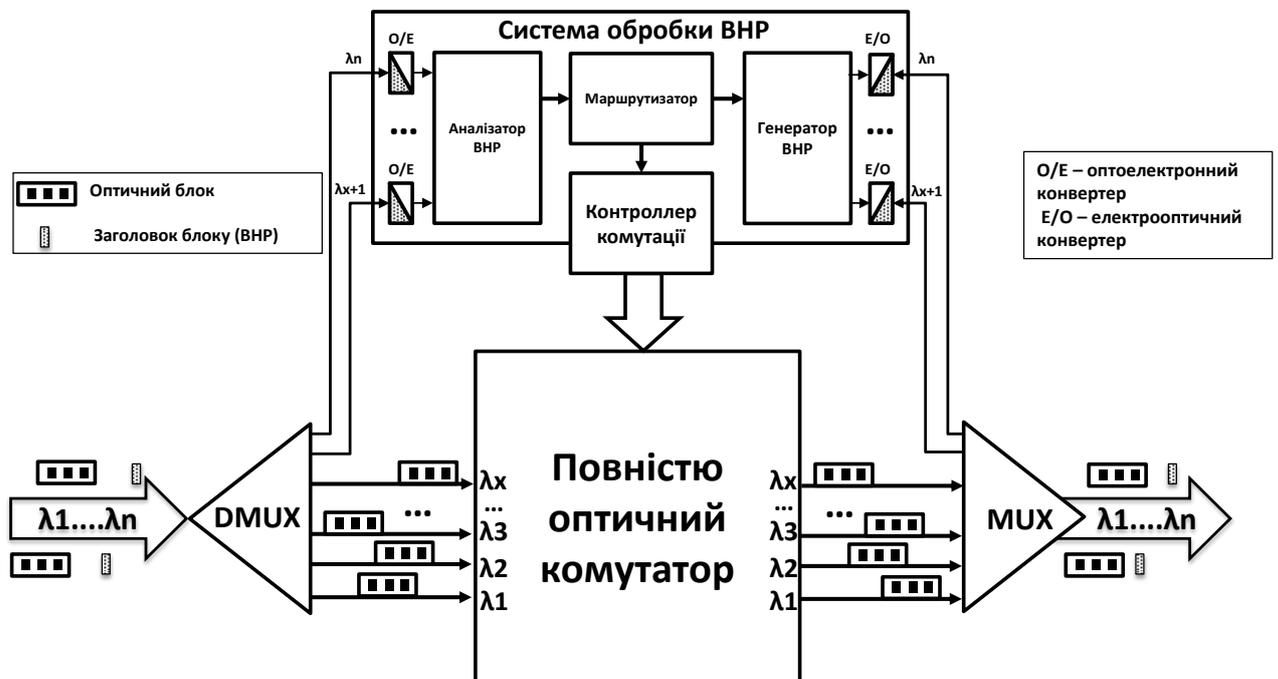


Рис. 2.9. Функціональна модель проміжного вузла

Крок 1. Вхідні контрольні пакети 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. В ПЛІС зчитуються поля пакетів ВНР, і дані отримані з цих полів передаються для подальшого оброблення. Ці дані групуються у вигляді матриць, рядки яких відповідають вхідним оптичним лініям, а стовпці – вхідним довжинам хвиль. Для оптимізації обчислювального алгоритму на ПЛІС та спрощення асимптотичної складності реалізації вузла мережі OBS приймемо симетричну структуру матриці розміром $N \times M$, де N – кількість вхідних оптичних ліній, а M – кількість хвильових каналів які ущільнюються в лінії. При чому $N=M$, а розмірність матриці визначається кількістю довжин хвиль в DWDM системі. Розглядаючи частотний план DWDM з частотним інтервалом між несучими сигналами $\Delta f = 50$ ГГц ($\Delta\lambda = 0.4$ нм), рекомендований стандартом ITU-T, з 80 довжин хвиль вибираємо максимальну кількість каналів кратну $2^n - 64$. Решту 16 довжин хвиль виділяємо під сигналізацію, для передавання контрольних пакетів ВНР. Таким чином максимальна розмірність матриці становитиме $[64 \times 64]$ елементів. Елементи матриці містять інформацію про адресу вузла призначення, номер проміжного вузла, клас сервісу, час затримки та розмір блоку. Таким чином, у вузлі генеруються наступні матриці:

$$A = \begin{bmatrix} A_{11} & \cdots & A_{1m} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ A_{n1} & \cdots & A_{nm} \end{bmatrix}, \quad I = \begin{bmatrix} I_{11} & \cdots & I_{1m} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ I_{n1} & \cdots & I_{nm} \end{bmatrix},$$

$$C = \begin{bmatrix} C_{11} & \cdots & C_{1m} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ C_{n1} & \cdots & C_{nm} \end{bmatrix}, \quad OT = \begin{bmatrix} OT_{11} & \cdots & OT_{1m} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ OT_{n1} & \cdots & OT_{nm} \end{bmatrix}, \quad BS = \begin{bmatrix} BS_{11} & \cdots & BS_{1m} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ BS_{n1} & \cdots & BS_{nm} \end{bmatrix},$$

де A – матриця адрес призначення вхідних блоків, I – матриця номерів проміжних вузлів для вхідних блоків при схемі сигналізації INI (якщо вхідний

блок відправлений по схемі сигналізації JET, відповідний йому елемент матриці буде рівний нулю), C – матриця пріоритетів вхідних блоків, OT – матриця часів затримки перед приходом вхідних блоків, BS – матриця розмірів вхідних блоків. Таким чином, на вхід оптичного комутатора по i -й вхідній лінії, на j -й довжині хвилі через час OT_{ij} поступить оптичний блок розміром BS_{ij} , який необхідно відправити до вузла A_{ij} з пріоритетом C_{ij} .

Крок 3. За певним алгоритмом маршрутизації визначається множина із z шляхів до вузла A_{ij} , для вхідного блоку:

$$VC = \begin{bmatrix} VC_1 \\ \vdots \\ VC_z \end{bmatrix}, \quad (2.1)$$

де VC_k – один з можливих шляхів до вузла призначення, який визначається як вектор вагових коефіцієнтів ребер та вершин графа. Елементами кожного вектору є послідовно записані вагові коефіцієнти кожного ребра та вузла, які утворюють віртуальний канал:

$$VC_k = [E_{s \rightarrow (s+1)}, V_{(s+1)}, \dots, V_{(d-1)}, E_{(d-1) \rightarrow d}], (0 < k \leq z) \quad (2.2)$$

З множини шляхів P вибирається оптимальний шлях для передавання блоку до вузла призначення за наступною умовою:

$$VC_{ij} = \begin{cases} \min(VC(T_\Sigma)), 8 \leq q_{ij} \leq 15 \\ \forall \in [VC], 0 \leq q_{ij} \leq 7 \end{cases}, (0 < i \leq N, 0 < j \leq M) \quad (2.3)$$

Як видно з умови (2.3), при високому пріоритеті блоку, наприклад при передаванні UDP данограм, для нього вибирається маршрут з мінімальним значенням сумарної затримки. При низькому пріоритеті вибирається будь-який з доступних шляхів. Таким чином, формується мульти-матриця віртуальних каналів, кожен елемент якої є вектором (2.4):

$$VC = \begin{bmatrix} VC_{11} & \dots & VC_{1m} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ VC_{n1} & \dots & VC_{nm} \end{bmatrix} \quad (2.4)$$

Крок 4. Сумарний інформаційний потік на вході комутаційного вузла представляється у вигляді матриці:

$$X = \begin{bmatrix} \lambda_{11} & \cdots & \lambda_{1m} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ \lambda_{n1} & \cdots & \lambda_{nm} \end{bmatrix} \quad (2.5)$$

Рядки матриці (2.5) відповідають вхідним оптичним лініям, а стовпці – довжинам хвиль. Для спрощення розрахунків вводиться наступне обмеження:

Нехай комутаційний вузол з'єднується з кожним сусіднім вузлом лише однією оптичною лінією. Тоді одній адресі призначення блоку відповідає вектор вихідних ребер вузла розмірністю z :

$$E = \begin{bmatrix} E_{s1} \\ \vdots \\ E_{sz} \end{bmatrix}, \quad (2.6)$$

де E_{si} – вихідне ребро вузла яке є підмножиною одного з маршрутів віртуального каналу. Причому:

$$E \subset VC \quad (2.7)$$

Таким чином, до вузла призначення A_{ij} можна переслати x блоків через $z \times M$ можливих каналів. При нормальному функціонуванні мережі за умови:

$$x_{\{A_{ij}\}} \ll z \cdot M \quad (2.8)$$

кількість доступних каналів до вузла A_{ij} значно перевищує кількість блоків, які необхідно передати до цього вузла, тому віртуальний канал вибирається згідно з формули (2.3).

При появі перевантажень і зростанні ймовірності події при якій:

$$x_{\{A_{ij}\}} \geq z \cdot M \quad (2.9)$$

вибір вихідних каналів, по яких будуть відправлені блоки, буде здійснюватиметься наступним чином:

1. Спочатку елементи вектору (2.11) сортуються в порядку спадання:

$$VC_k = \max(VC_i), (i \in [k, z], 0 < k \leq z) \quad (2.10)$$

2. З матриці адрес A формується бінарна матриця однойменних адрес:

$$D_{sl}^{\{A_{ij}\}} = \begin{cases} 1, A_{sl} = A_{ij} \\ 0, A_{sl} \neq A_{ij} \end{cases}, 0 < s \leq n, 0 < l \leq m, \quad (2.11)$$

Сформована матриця (2.11) показує індекси тих блоків в матриці (2.5), які мають спільну адресу призначення.

3. Для блоків, які мають спільну адресу призначення, формується матриця пріоритетів як елементний добуток матриці C (2.10) з бінарною матрицею D (2.11):

$$P_{ij}^{\{A_{ij}\}} = C_{ij} D_{ij}^{\{A_{ij}\}}, (0 < i \leq N, 0 < j \leq M) \quad (2.12)$$

В результаті формується матриця P , яка показує значення поля класу трафіку лише для тих блоків, які мають спільну адресу призначення.

4. Матриця (2.12) перетворюється у вектор-стовпець наступним чином:

$$\begin{cases} \vec{P}_k = P_{ij}^{\{A_{ij}\}} \\ \vec{i}_k = i \\ \vec{j}_k = j \end{cases}, (P_{ij}^{\{A_{ij}\}} \neq 0, 0 < i \leq N, 0 < j \leq M, 0 < k \leq z), \quad (2.13)$$

де i_k, j_k – вектори - стовпці індексів вхідних спільноадресних блоків, P_k – вектор - стовпець пріоритетів вхідних спільноадресних блоків.

5. По аналогії з (2.10) вектори (2.13) сортуються в порядку зростання:

$$\begin{cases} \vec{P}_k = \min(\vec{P}_i), (i \in [k, z], 0 < k \leq z) \\ \vec{i}_k = \min(\vec{i}_i), (i \in [k, z], 0 < k \leq z) \\ \vec{j}_k = \min(\vec{j}_i), (i \in [k, z], 0 < k \leq z) \end{cases} \quad (2.14)$$

Оскільки вектор доступних шляхів до вузла A_{ij} (2.10) відсортований в порядку спадання затримки, вектори пріоритету в порядку зростання, то справедливим є наступне твердження:

Для вхідного блоку з оптичної лінії i_k на довжині хвилі j_k , який необхідно відправити до вузла A_{ij} з пріоритетом P_k , оптимальним буде віртуальний канал

VC_k . Тобто для передавання блоку з найвищим пріоритетом ($C_{ij} = 15$) буде вибрано вихідну оптичну лінію E_k , при чому:

$$E_k \subset VC_k^{\min(T_\Sigma)} \quad (2.15)$$

В результаті вище розглянутих операцій формується матриця вихідного інформаційного потоку, елементами якої є елементи матриці (2.15) записані в іншому порядку:

$$Y_{ij} = X_{ij} = \begin{bmatrix} (\lambda_{ij})_{11} & \cdots & (\lambda_{ij})_{1m} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ (\lambda_{ij})_{n1} & \cdots & (\lambda_{ij})_{nm} \end{bmatrix} \quad (2.16)$$

Таким чином, комутаційна матриця має бути сформована так, щоб вхідний інформаційний потік (2.5) був перетворений комутатором в потік (2.16). Типова функціональна модель оптичного комутатора ОХС для систем зі спектральним ущільненням каналів представлена на рис. 2.10 [7, 13, 14].

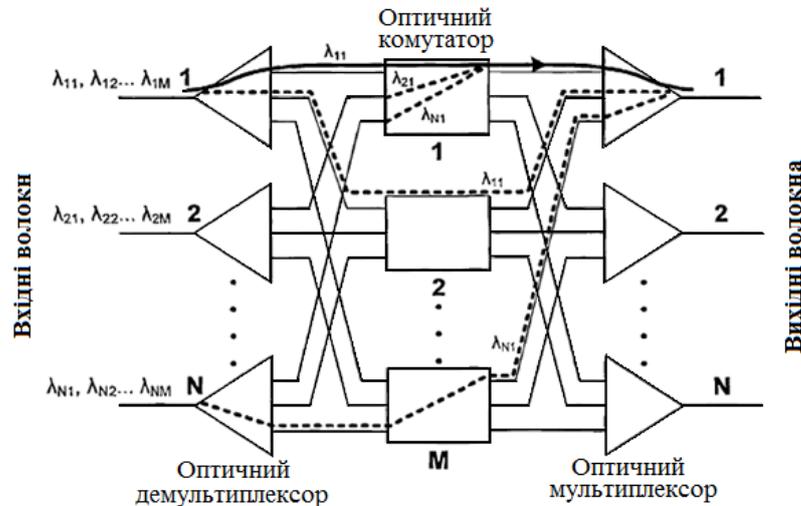


Рис. 2.10. Модель повністю оптичного крос-комутатора для систем зі спектральним ущільненням

Як описано вище, на вхід комутатора поступає N каналів, кожен з яких складається з M ущільнених довжин хвиль. На виході вузла – N каналів по M довжин хвиль, відповідно. Дана модель не враховує довжини хвиль виділені під сигналізацію. Розмірність такого вузла буде дорівнювати $N \cdot M$ інформаційних

потоків. Як показано на рис. 2.11, сигнали поступають на комутатор від N вхідних ліній, кожна з яких ущільнює M хвильових каналів. Вузол побудований за повнозв'язною строго неблокуючою архітектурою, тобто кількість довжин хвиль в каналі відповідає кількості оптичних комутаційних елементів. Один комутаційний елемент здійснює перемикання однойменних довжин хвиль за схемою, що представлена на рис. 2.11.



Рис. 2.11. Узагальнена схема комутаційного елементу

На вході j -го комутаційного елементу вхідний потік визначається як вектор стовпець із матриці (2.5):

$$F_{ex} = X^{(j)} = \begin{bmatrix} \lambda_{1j} \\ \vdots \\ \lambda_{nj} \end{bmatrix}, \quad (2.17)$$

Аналогічно визначається j -й вектор стовпець матриці вихідного інформаційного потоку (2.16):

$$F_{вих} = Y^{(j)} = \begin{bmatrix} (\lambda_{ij})_{1j} \\ \vdots \\ (\lambda_{ij})_{nj} \end{bmatrix} \quad (2.18)$$

Задача пошуку комутаційної матриці для елементу зводиться до розв'язку рівняння:

$$F_{ex}^T \cdot S = (F_{вих})^T, \quad (2.19)$$

де S – бінарна матриця розмірністю $N \times M$. Враховуючи умову: $(A^T)^T = A$, формула (2.19) представляється у вигляді:

$$F_{ex} \cdot S^T = F_{вих} \quad (2.20)$$

Дане рівняння розв'язується наступним чином:

$$S^T_{ii'} = \begin{cases} 1, (F_{ex_{ij}} \Rightarrow F_{vix_{ij}}) \\ 0, \text{іначе} \end{cases} \quad (2.21)$$

Бінарна комутаційна матриця (2.21) розраховується окремо для кожного оптичного комутаційного елемента. Комутаційний елемент здійснює перемикання оптичних каналів на основі матриці S , яка отримується шляхом транспонування матриці (2.21).

Крок 5. ПЛІС здійснює перерахунок матриці OT за наступною формулою:

$$OT = OT - t_{обр} - t_{пер}, \quad (2.22)$$

де $t_{обр}$ – час обробки ВНР та пошуку маршруту (кроки 2,3), $t_{пер}$ – сумарний час формування матриці S (крок 4) та перемикання комутаційного елемента, який залежить від типу комутатора.

Крок 6. Генерація та відправлення нових ВНР пакетів до вузлів призначення згідно з визначеними каналами.

Блок-схема процесу комутації у проміжному вузлі представлена на рис. 2.12.

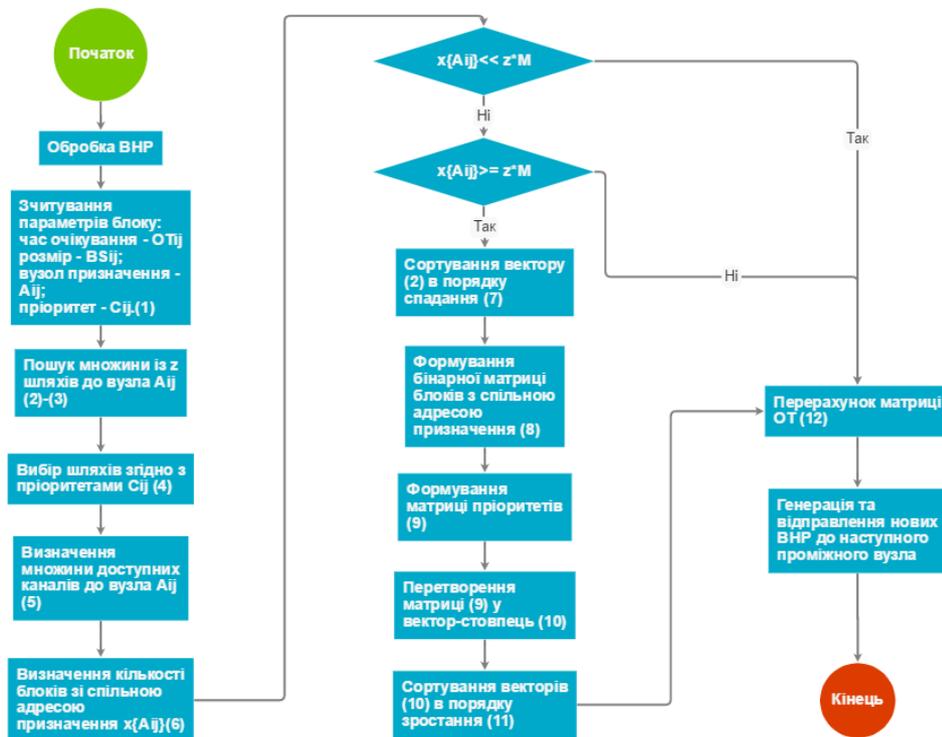


Рис. 2.12. Блок-схема процесу пріоритезації трафіку у крайовому вузлі

2.4. Алгоритми утворення віртуальних каналів та протоколи сигналізації у мережі з комутацією блоків

В системах OBS використовується асинхронний режим передачі, так що такі системи не будуть мати настільки жорсткі вимоги до систем синхронізації, як системи SDH. Тому для OBS були розроблені нові схеми сигналізації, які з часом вдосконалювались. Оскільки в системі OBS використовується механізм передачі даних з повністю оптичною комутацією (без перетворення сигналу з оптичного представлення в електричне), важливим завданням є мінімізація кількості оптичних буферів даних – складних з точки зору реалізації та дорогих.

Тому процес передавання даних в мережі OBS реалізується не від вузла до вузла, як в звичайних оптичних мережах, а методом формування віртуального каналу від вузла передачі до вузла прийому. Відповідно, пакет ВНР передається по мережі через всі вузли, і кожен вузол формує свою частину каналу до наступного вузла, створюючи в мережі прозорий оптичний канал.

Основним принципом, на якому базуються мережі з оптичною комутацією блоків, є розділення інформаційних та службових каналів. Як вже було сказано у попередньому пункті, інформаційні канали є повністю прозорі для передавання блоків, а службові – здійснюють обробку пакетів ВНР. Відповідно, основним призначенням сигналізаційних схем є узгодження моментів приходу блоків на кожному комутаційному вузлі. Схема сигналізації в OBS визначає початковий час затримки між моментами відправлення заголовку та відповідного блоку – OT . Цей час необхідний для того, щоб кожен вузол на шляху встиг виконати операції описані в кроках 1-6, пункту 2.2, до приходу блоку на його вхід. Значення затримки повинно бути таким, щоб пакет ВНР встиг утворити віртуальний канал:

$$OT = n_k t_{обр} + t_{пер_1} + \dots + t_{пер_n}, \quad (2.23)$$

де n_k – кількість проміжних вузлів на шляху, $t_{обр}$ – час обробки ВНР та пошуку маршруту (кроки 2,3), $t_{пер.i}$ – сумарний час формування матриці S (крок 4) та перемикання комутаційних елементів i -го проміжного вузла.

Якщо при виборі часу затримки виникає помилка, яка призводить до того, що в потрібний момент часу віртуальний канал не буде утворено, втрата блоку є неминучою.

Розглянемо роботу сигналізаційної схеми JET (Just Enough Time). Вузол А відсилає ВНР по контрольному каналу до вузла призначення Б. ВНР обробляється на кожному проміжному вузлі для встановлення повністю оптичного шляху для блоку. Після часу очікування блок відправляється за встановленим шляхом. Сумарний час передавання блоку при такій схемі сигналізації становить:

$$T_{JET} = t_{yme} + t_{OT_JET} + t_{\delta l} + \sum_{i=1}^n t_l, \quad (2.24)$$

де t_{yme} – час агрегації блоку з вхідних IP пакетів на крайовому вузлі, t_{OT_JET} – час очікування блоку з урахуванням часу приходу ВНР до вузла призначення, $t_{\delta l}$ – тривалість передавання блоку, t_l – час поширення блоку в оптичній лінії.

Дана схема оптимально підходить для мультимедійного трафіку, для якого мінімальний час затримки важливіший, ніж гарантована доставка. Найчастіше використовується для передавання UDP-даногам. Протокольна діаграма схеми сигналізації JET зображена на рис. 2.13 [10].

При роботі TAW (Tell and Wait) сигнал "SETUP" відправляється у ВНР для збору інформації про доступність каналу в кожному вузлі уздовж шляху. Блок підтвердження відправляється в зворотному напрямку та резервує канал на певний час (залежно від розміру блоку). Час передавання блоку при такій схемі буде розраховуватись наступним чином:

$$T_{TAW} = t_{yme} + t_{OT_TAW} + t_{\delta l} + \sum_{i=1}^n t_l, \quad (2.25)$$

де t_{OT_TAW} – час очікування блоку з урахуванням запасу на повернення ВНР від вузла призначення. Така схема сигналізації оптимальна для TSP-даногам які вимагають гарантованої доставки (e-mail, uTorrent, Skype).

Протокольна діаграма схеми TAW зображена на рис. 2.14 [4,10].

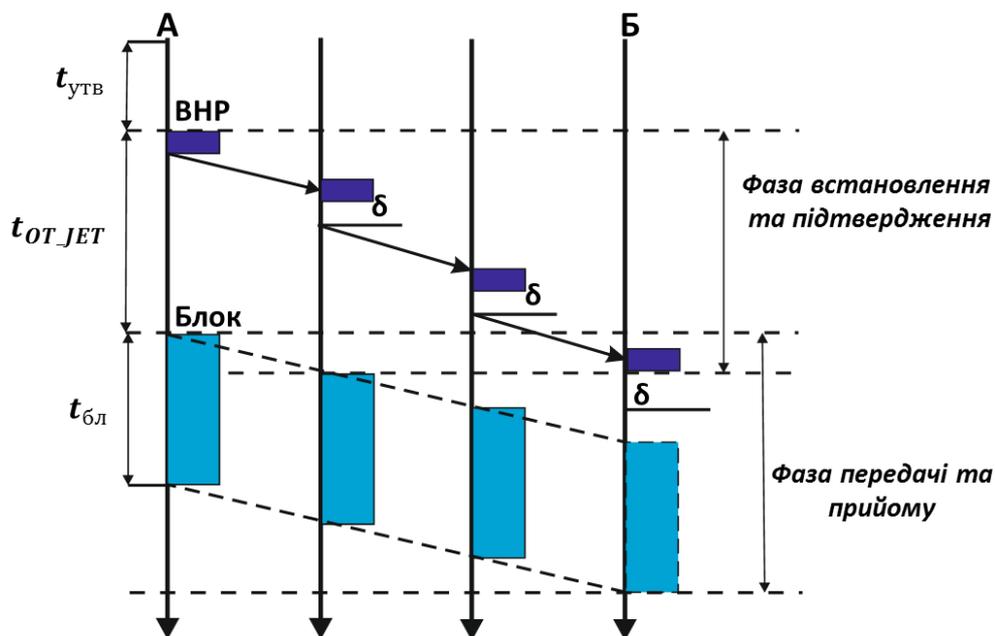


Рис.2.13. Протокольна діаграма сигналізаційної схеми JET

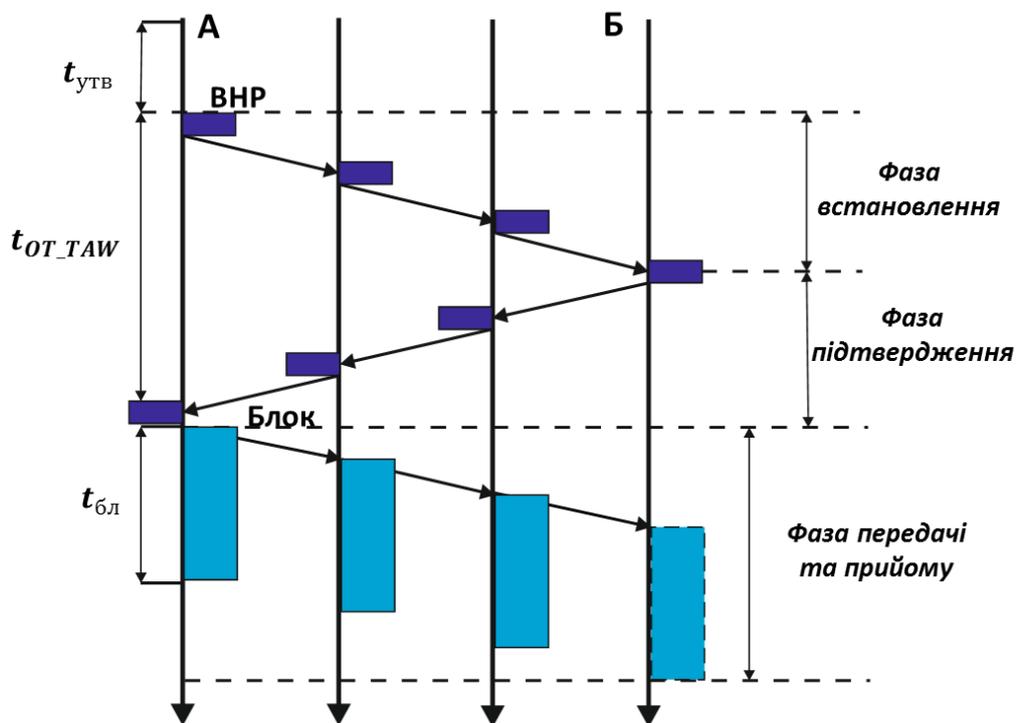


Рис.2.14. Протокольна діаграма сигналізаційної схеми TAW

Альтернативним методом побудови сигналізаційної схеми на протипагу схемам JET та TAW виступає рішення, яке поєднує переваги обох методів та дозволяє підлаштовуватись під різні класи трафіку рівня агрегації. Вузол А надсилає ВНР до певного проміжного вузла, який одночасно здійснює резервування каналу в обох напрямках та надсилає блок підтвердження. Вибір проміжного вузла за критерієм віддаленості від крайового вузла, який здійснює передавання блоку, визначатиме співвідношення між ймовірністю втрати блоку та тривалістю його передавання до вузла призначення:

$$T_{INI} = t_{умв} + t_{OT_INI} + t_{бл} + \sum_{i=1}^n t_{л}, \quad (2.26)$$

де t_{OT_INI} – час очікування блоку з урахуванням запасу на повернення ВНР від проміжного вузла. Така схема сигналізації дозволяє динамічно підлаштовуватись під параметри вхідного трафіку. Протокольна діаграма схеми INI зображена на рис.2.15.

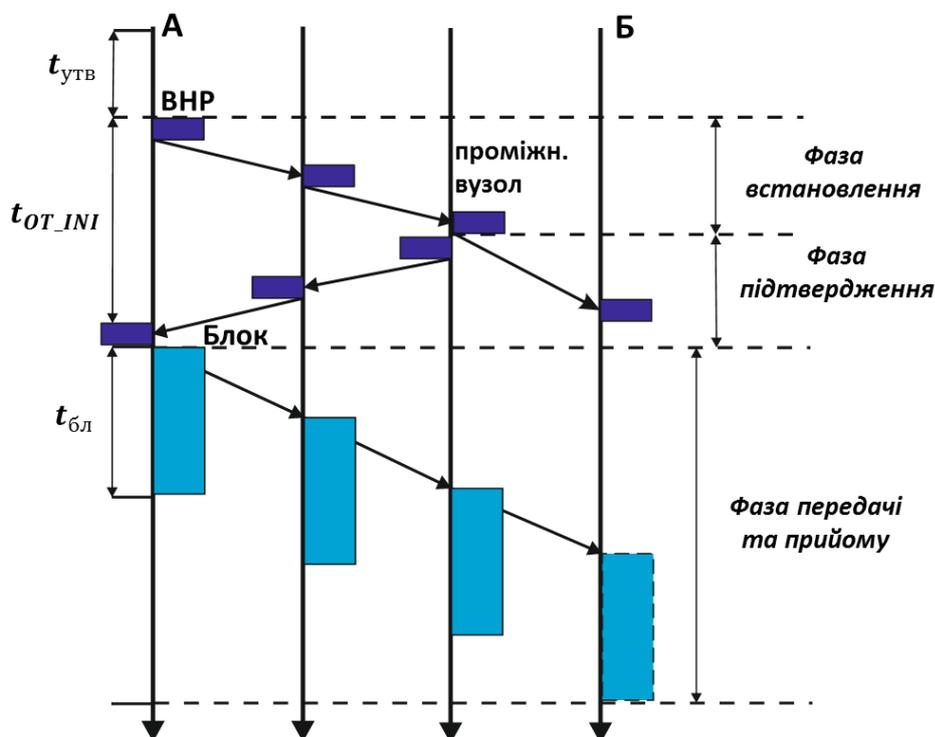


Рис. 2.15. Протокольна діаграма сигналізаційної схеми INI

Порівнявши різні схеми сигналізації, можна зробити висновок, що недоліком TAW є великий час встановлення шляху. Проте схема з повним підтвердженням дозволяє гарантувати доставку блоку. З іншого боку, в JET доставка блоку не гарантується, але сумарна затримка значно менша, ніж в TAW. Тому найдоцільнішим рішенням є вибір схеми INI, яка дозволяє розрахувати оптимальне співвідношення між тривалістю передавання та ймовірністю втрати блоку. Алгоритм функціонування мережі OBS розроблений з урахуванням того, що вузол побудований за суміщеною архітектурою, і може працювати як крайовий так і як проміжний, в залежності від того які пакети приходять на його вхід: IP чи VNP.

Алгоритм функціонування такого вузла представлений на рис. 2.16 [10].

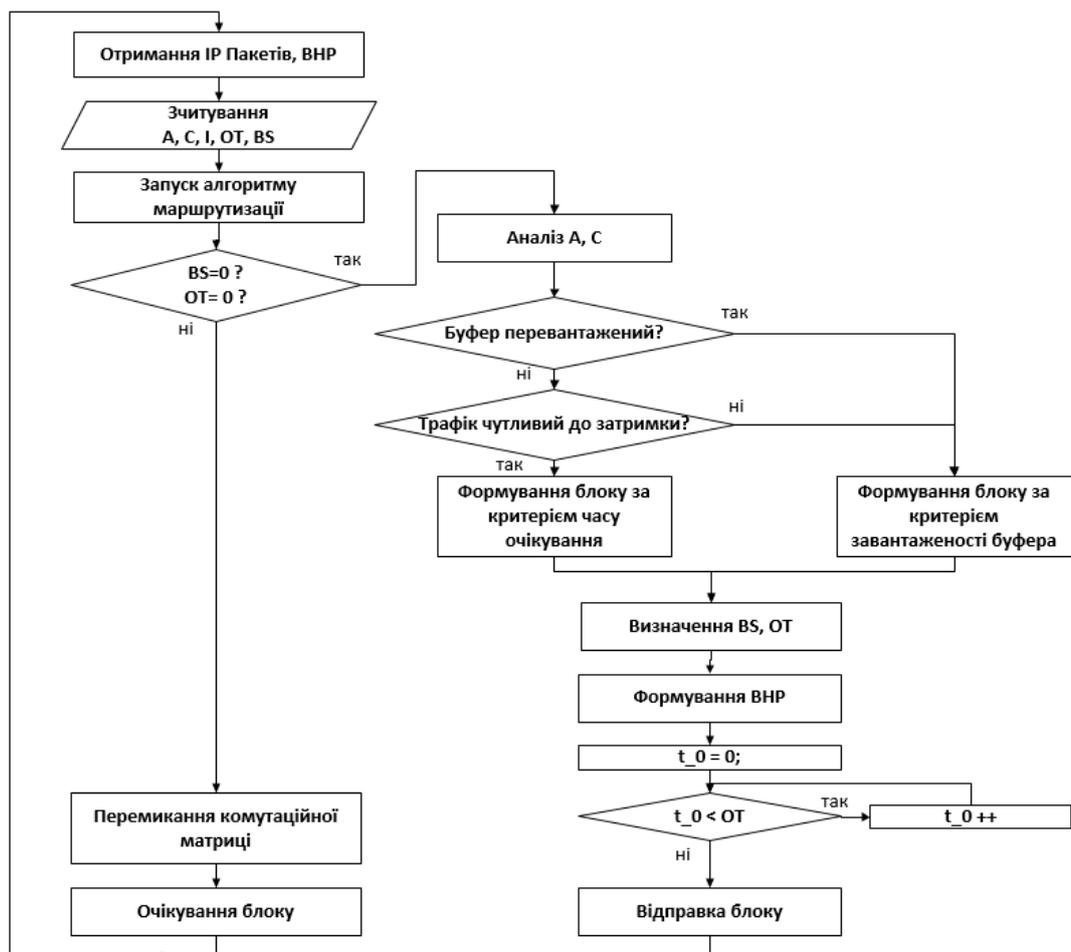


Рис. 2.16. Блок-схема алгоритму функціонування комутаційного вузла мережі OBS

2.5. Усунення неузгодженостей при передаванні пакетів на основі пріоритезації блоків

Одна з основних проблем у розвитку OBS мереж є неузгодженість процесу передавання пакетів. Проблема неузгодженості виникає у випадку, коли багато блоків даних конкурують за один вихідний канал у мережному вузлі. Неузгодженості в оптичній мережі з комутацією блоків особливо посилюються при зміні розмірів блоків. В мережах з оптоелектронним перетворенням сигналу неузгодженості обробляються з використанням буферів на основі пам'яті з довільним доступом (RAM). Проте, через технологічні обмеження для оптичних мереж таке рішення є недоступним. Тому, в якості альтернативи, оптична буферизація здійснюється шляхом використання волоконних ліній затримки (Fiber Delay Lines (FDLs)), які затримують оптичний сигнал протягом фіксованого періоду часу. FDL являє собою важливий механізм в розвитку оптичних мереж, коли сучасні оптичні буферні структури суворо обмежені в розмірах, що робить оптичний вузол нездатним обробити нерівномірний трафік без схем альтернативного вирішення конфліктів. Перетворення довжин хвиль та маршрутизація довжин хвиль розглядається як один з основних варіантів уникнення неузгодженостей в оптичних мережах з пакетною комутацією.

Перетворення довжин хвиль дає змогу суттєво знизити кількість неузгодженостей та перевантажень в оптичних мережах. Такий метод є перспективним, оскільки кількість варіантів для перетворення довжин хвиль, продовжує збільшуватися. Використовуючи маршрутизацію довжин хвиль, неузгоджені блоки даних комутуються для передавання через альтернативний маршрут до вузла призначення, що зводить до мінімуму ймовірність блокування у вузлі. У порівнянні зі схемами оптичної буферизації та перетворення довжин хвиль, маршрутизація оптичних каналів не потребує додаткових компонентів для реалізації. Проте, при маршрутизації довжин

хвиль, зкомутований блок займає довший маршрут до місця призначення, що призводить до збільшення затримки і погіршення якості сигналу.

В даній роботі розглядається процес комутації блоків (сегментів даних), який у випадку неузгодженостей, комутує тільки ті сегменти даних, які перекриваються з іншими блоками, зменшуючи таким чином втрати трафіку. Схема сегментації на основі блоків була також розроблена для забезпечення диференціації послуг в OBS мережах. Дана схема була досліджена з урахуванням одного класу і комбінованих класів імпульсів. Використовуючи схему вирішення неузгодженостей на основі пріоритезації блоків, ефективна диференціація QoS може бути забезпечена в OBS мережах з одним класом трафіку. Проте, реалізація розглянутого підходу в OBS мережі з комбінованими класами може привести до виникнення проблем з QoS, особливо, коли кількість пріоритетів блоків є меншою, ніж кількість класів вхідних пакетів. Пакети з високим пріоритетом можуть бути видалені через пакети з низьким пріоритетом.

У цьому розділі розглядається альтернативний підхід вирішення неузгодженостей на основі пріоритезації блоків для забезпечення відносної диференціації QoS в мережі OBS на основі протоколу сигналізації JET. Реалізація запропонованого підходу потребує вдосконалення протоколу сигналізації JET та нової схеми комбінування блоків даних. За допомогою запропонованого підходу блок складається з багатьох сегментів фіксованої довжини для різних класів трафіку. Сегмент представляє собою корисне навантаження, яке складається з фіксованої кількості пакетів одного і того ж класу трафіку. У разі конфлікту вихідного порту, сегмент з більш високим пріоритетом передається, в той час як сегмент з низьким пріоритетом відкидається, затримується або відхиляється залежно від реалізованої схеми вирішення конфліктів. Запропонований підхід був досліджений в різних мережних структурах OBS.

2.6. Забезпечення параметрів якості обслуговування у мережі з пріоритезацією блоків

При використанні зваженого підходу до сегментації блоків, кожен потік даних ділиться на основні транспортні одиниці, що називаються сегментами. Кожен з цих сегментів може складатися з одного або декількох IP - пакетів. Значення пріоритету блоку залежить від пов'язаних з ним пакетами даних. У разі неузгодженостей, пріоритетизація сегментів даних здійснюється наступним чином: якщо первинний пакет даних (блок, який надходить на перший вузол) має нижчий пріоритет, ніж конкуруючий пакет даних, то початковий імпульс сегментується. Якщо первинний блок є більш пріоритетним, ніж конкуруючий блок, тоді передається первинний блок. Якщо два блоки мають однаковий пріоритет, а конкуруючий блок, є довшим, ніж залишок первинного блоку, тоді первинний блок сегментується. В іншому випадку, конкуруючий блок відкидається. На рис. 2.17 показані можливі сценарії виникнення неузгодженостей.

Представлений підхід може бути здійснений з використанням одинарного або комбінованого вузла. Використовуючи один вузол з комутацією блоків, розглянута схема сегментації може привести до проблем QoS, особливо тоді, коли кількість пріоритетів блоків є нижчою, ніж кількість класів вхідних пакетів. Тому, в цьому випадку, пакети різних класів трафіку будуть збиратися в блоки з однаковим пріоритетом. Таким чином, при вирішенні неузгодженостей пакети одного класу трафіку з високим пріоритетом можуть бути відкинуті через пакети класу трафіку з нижчим пріоритетом, що є неефективним з точки зору забезпечення параметрів якості обслуговування у мережах з комутацією блоків.

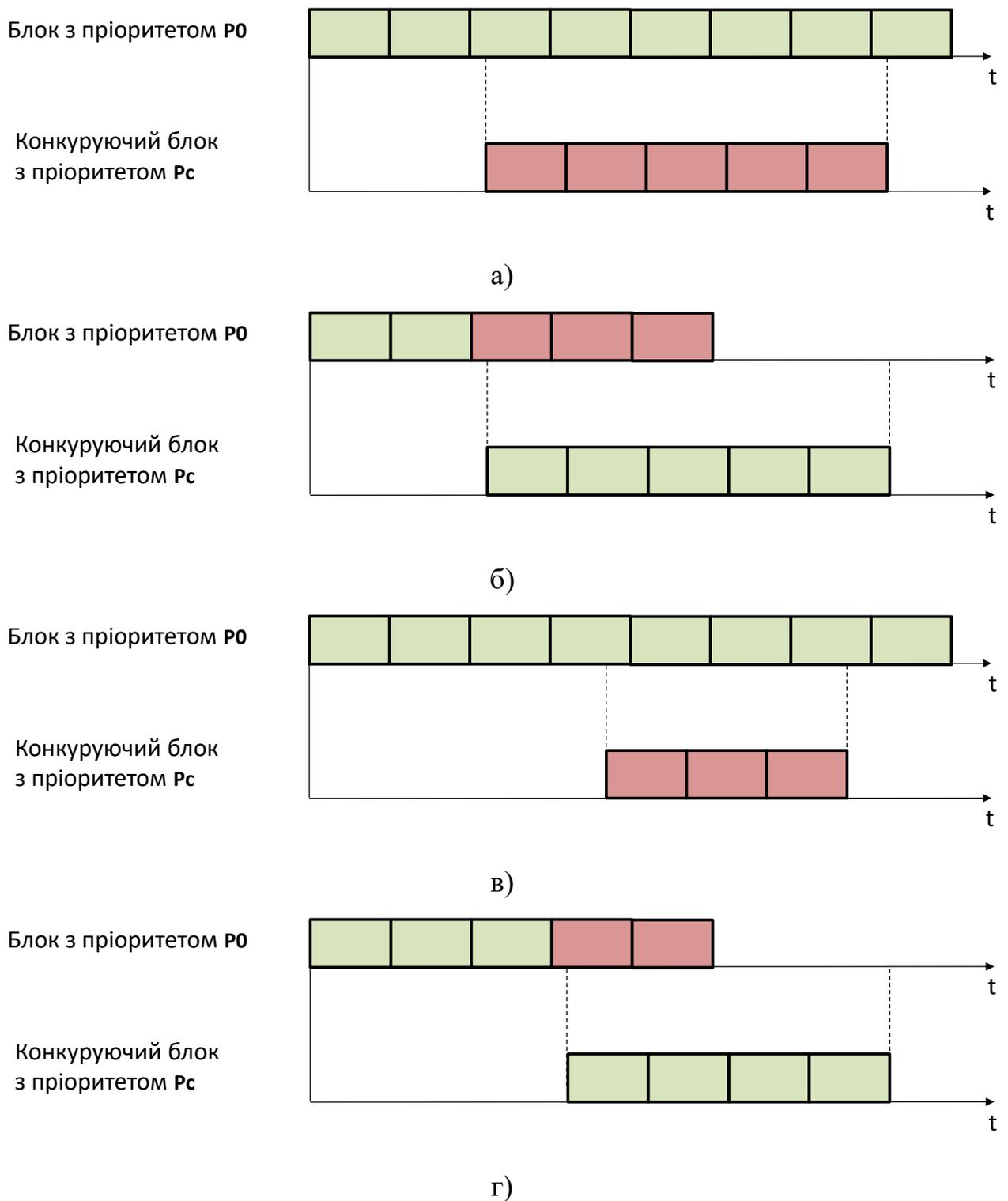


Рис. 2.17. Можливі сценарії виникнення неузгодженостей при пріоритезації блоків

На рис. 2.18 показано проблему забезпечення параметрів якості при використанні розглянутого підходу до сегментації, коли використовується один

комутаційний вузол. На цьому рисунку показано OBS мережу з чотирма класами вхідних пакетів та двома пріоритетами блоків. Класи пакетів позначаються як клас 0, клас 1, клас 2 і клас 3 в порядку зменшення пріоритету. Пріоритет 0 і пріоритет 1 позначають найвищий і найнижчий пріоритет блоку.

На рис. 2.18 (а) представлено, згенеровані типи блоків. На рис. 2.18 (б) показано можливий сценарій, коли пакети з високими обмеженнями по якості послуг (клас 0) відкидаються через конкуренцію з пакетами з більш низькими обмеженнями (клас 1).

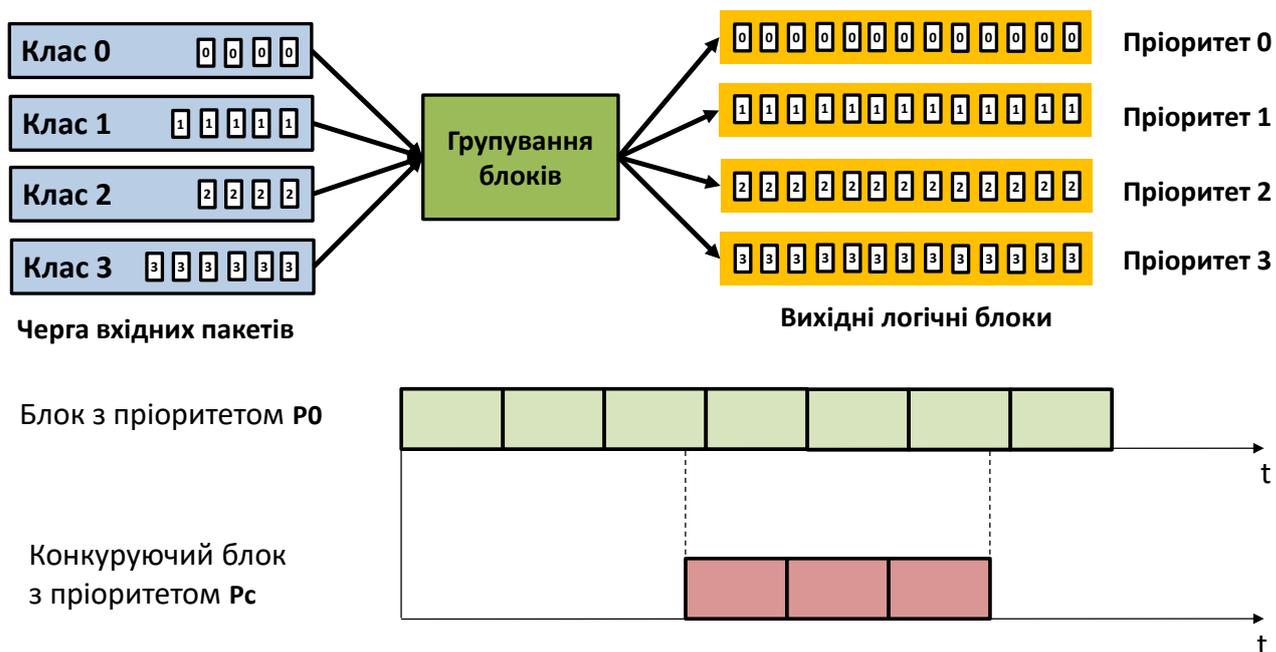
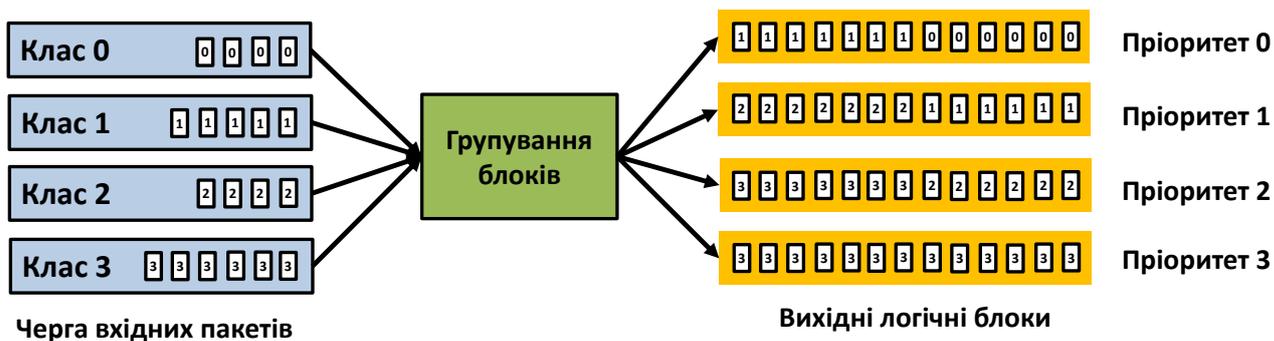


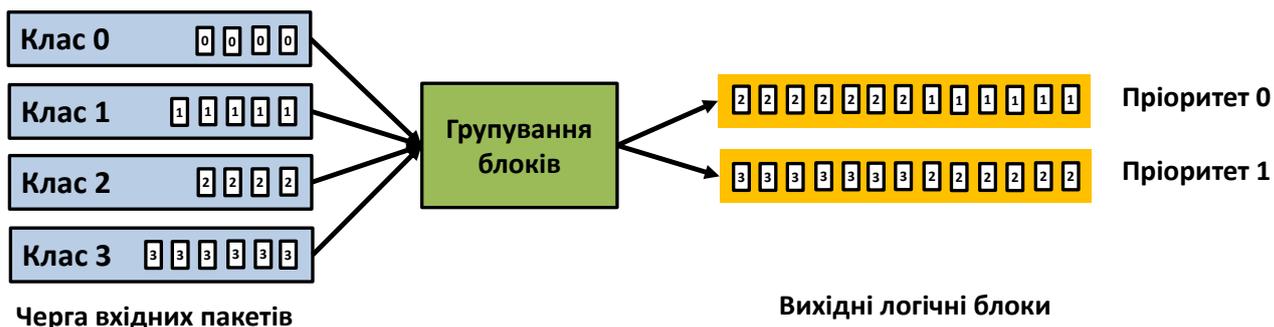
Рис. 2.18. Проблема сегментації трафіку на основі пріоритетів блоків при різних класах вхідного трафіку

Для того, щоб забезпечити кращу підтримку параметрів QoS, вводиться технологія комбінованого формування блоків. У такій технології комбінований блок створюється шляхом об'єднання пакетів різних класів. Пакети збираються в блок у порядку зменшення класу трафіку. Такий підхід до формування блоків зумовлений різними пріоритетами пакетів. Крайові пакети блоків будуть відкинуті з більшою ймовірністю, ніж пакети на початку блоку. Запропонований підхід представлений на рис. 2.19. На рис. 2.19(а) показані

типи блоків, згенеровані формуванням блоку в OBS мережі з чотирма класами вхідних пакетів і чотирма пріоритетами блоків. Клас 0, клас 1, клас 2 і клас 3 позначають класи пакетів з класом 0, який є найвищим класом пакетів і клас 3, який є найнижчим. Пріоритет 0, пріоритет 1, пріоритет 2 і пріоритет 3 позначають пріоритет в порядку спадання. Рис. 2.19(б) показує згенеровані блоки, коли розглядаються тільки два пріоритети (пріоритет 0, пріоритет 1).



а)



б)

Рис. 2.19 Комбінована схема формування блоку для чотирьох класів пакетів при чотирьох – а) та двох – б) пріоритетах блоків

З використанням запропонованої комбінованої схеми формування блоків, підхід сегментації на основі пріоритетів блоків може забезпечити кращу підтримку параметрів QoS, особливо, коли кількість пріоритетів блоків є нижчою, ніж кількість класів вхідного пакету. Використання розглянутого підходу вирішення неузгодженостей, коли високопріоритетні пакети

відкидаються через низькопріоритетні пакети можливе навіть тоді, коли кількість пріоритетів блоків дорівнює кількості класів вхідних пакетів.

На рис. 2.20 представлений ряд сценаріїв неузгодженостей, які призводять до відкидання високопріоритетних пакетів через неузгодженість з низькопріоритетними пакетами. На рис. 2.20(a) показано, що з використанням запропонованих схем, пакети класу 0 можуть бути відкинуті через пакети більш низького пріоритету (клас 1), навіть якщо кількість пріоритетів блоків дорівнює кількості класів вхідних пакетів. Це свідчить про неефективність розглянутого підходу з точки зору підтримки параметрів якості обслуговування.

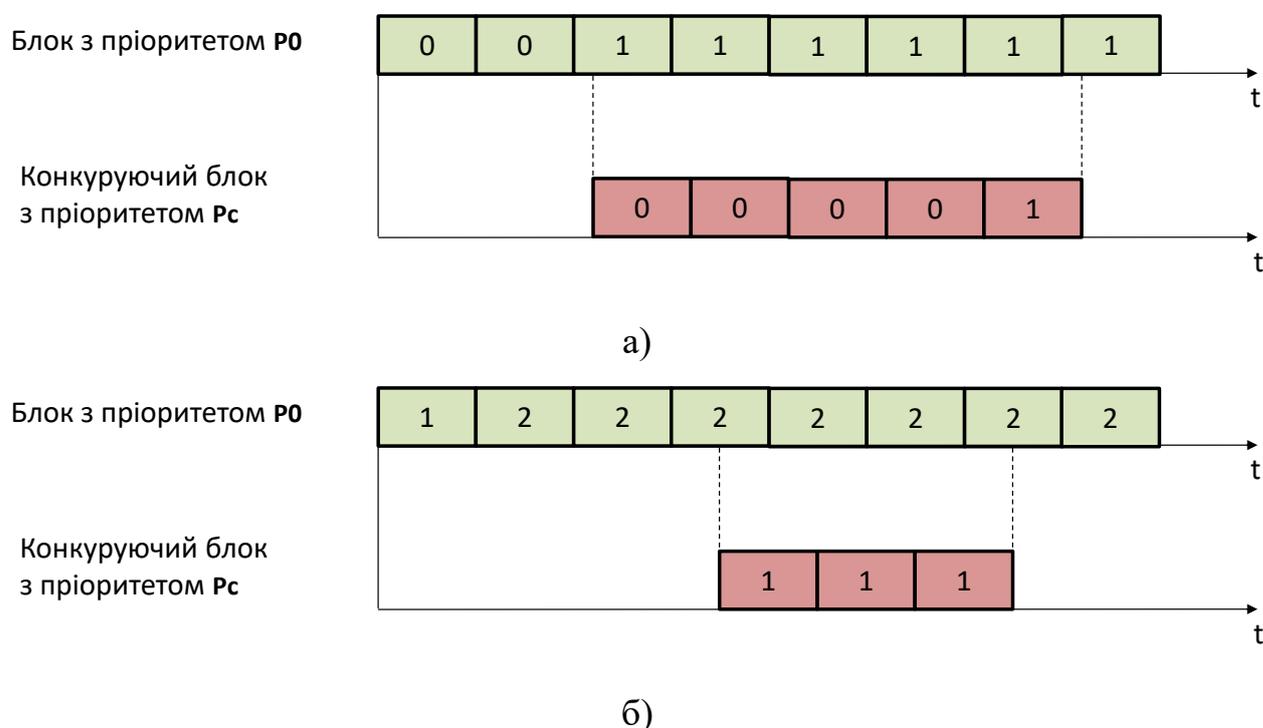


Рис. 2.20. Приклад виникнення проблеми з композитними класами блоків

Окрім вище проілюстрованої проблеми забезпечення параметрів QoS, підхід вирішення неузгодженостей на основі пріоритезації блоків може призвести до неефективної обробки трафіку, що може привести до великих втрат трафіку для більшості класів. Насправді, за допомогою розглянутого підходу, блок, який містить набір пакетів класу 1, може бути відкинутий через невелику кількість (один або два) пакетів одного і того ж класу. Рис. 2.21

представляє собою набір сценаріїв вирішення неузгодженостей, які ілюструють згадану проблему. На рис. 2.21(а) показаний сценарій неузгодженостей між блоком пріоритету 0, і блоком пріоритету 1, що призводить до відкидання другого блоку, який містить 5 пакетів класу 1 та 1 пакет класу 2 через присутність одного пакета класу 1 в оригінальному пакеті даних. Це свідчить про неефективність розглянутого підходу з пріоритетною сегментацією і пов'язаної з ним композитної схеми формування блоків.

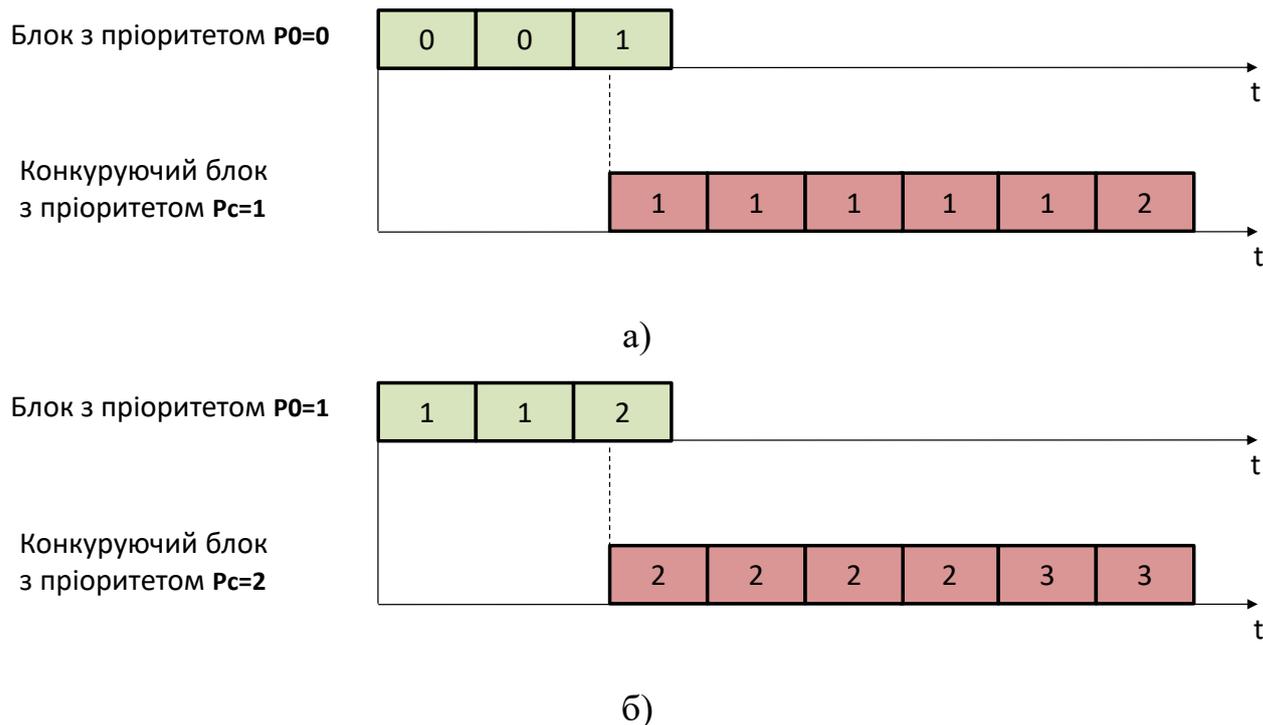


Рис. 2.21. Сегментація на основі імпульсних пріоритетів, композитні імпульси класу

Розглянутий підхід пріоритетної сегментації був досліджений за допомогою схем одного блоку і композитних блоків. Як показано вище, за допомогою одного вузла розглянутий підхід сегментації може призвести до проблем QoS, коли кількість пріоритетів блоків є більшою, ніж кількість пакетів класів [10,17]. Хоча це може сприяти забезпеченню ефективної диференціації послуг, коли кількість пріоритетів блоків є більшою, ніж кількість класів пакетів, один вузол не може підтримувати типи трафіку з

обмеженнями по затримці. Схема композитного формування блоків була розроблена для забезпечення кращої диференціації послуг. Проте, як це було показано вище, розглянуті схеми можуть привести до різних проблем з QoS, особливо для класів трафіку зі строгими обмеженнями QoS. Це показує неспроможність попередньо запропонованої схеми вирішення неузгодженостей на основі пріоритезації блоків забезпечити ефективну диференціацію послуг в оптичних мережах з комутацією блоків.

Для того щоб подолати обмеження схеми пріоритетів блоків, представленої вище, розглянуто новий пріоритетний підхід сегментації, який заснований на пріоритезації сегментів замість пріоритезації блоків.

2.7. Усунення неузгодженостей на основі пріоритезації сегментів

Основні існуючі схеми формування блоків з пакетами одного і того ж класу трафіку (окремий клас імпульсу). Вибір схеми формування окремого блоку для всіх класів трафіку може виявитися неефективним для підтримки додатків з обмеженням затримки або забезпечення ефективного використання смуги пропускання. В роботі запропоновано схему композитного формування блоків для більш ефективної реалізації процесу сегментації блоків. Як правило, механізми з обмеженням тривалості затримки блоку та обмеженням розміру блоку використовуються для вирішення цієї проблеми. У підходах формування на основі розміру блоків, обмеження ставиться на максимальну кількість пакетів, що містяться в кожному блоці. У механізмах на основі затримки, таймер запускається при приходженні першого пакету. Після закінчення часу очікування, блок створюється на основі прийнятих пакетів. Підхід на основі часу затримки є більш прийнятним для підтримки трафіку чутливого до часу затримки.

Розглянемо процес формування блоку за критерієм обмеження по часу затримки пакетів. Цей процес виконується модулем агрегації трафіку (burst assembly module (BAM)) у кожному крайовому вузлі. Таймер запускається, коли перший пакет надходить до BAM. До тих пір, поки не закінчиться час очікування, вхідні пакети будуть зберігатися у чергах відповідних пріоритетів BAM. Після того, як критерій створення блоку буде виконаний, пакети кожного класу збираються у сегменти однакової довжини, відповідно до порядку зростання часу прибуття пакетів. Рівень пріоритету пов'язаний з кожним сегментом даних та відповідає класу трафіку пакетів, які він містить. Всі створені сегменти зібрані в блоки відповідно до порядку зменшення пріоритету. При цьому сегменти з вищим пріоритетом обслуговуються в першу чергу. Головним чином слід відзначити, що на відміну від попереднього підходу пріоритетної сегментації, тут рівень пріоритету пов'язаний з кожним сегментом даних окремо, а не з середнім рівнем пріоритету, пов'язаного з глобальним блоком. Це забезпечує більш детальну специфікацію параметрів якості обслуговування пакетів даних, які передаються в блоці, що дає змогу більш надійно вирішувати неузгодженості класів трафіку в ядрі мережі.

При формуванні сегментів фіксованого розміру може виникнути проблема, якщо кількість пакетів в черзі не ділиться на визначену довжину сегменту. В такому випадку передбачені два варіанти для інших пакетів:

- заповнення залишкового розміру порожніми пакетами;
- пропускати інші пакети до наступного блоку.

Для того, щоб знайти найкращий компроміс між параметрами QoS і використанням мережних ресурсів, в пропонованому механізмі, ми вибираємо перший варіант тільки для пакетів класів з сильними обмеженнями End-to-End (з кінця-в-кінець) затримки, в той час як другий варіант пристосований для класів пакетів, які мають більш високе допустиме відхилення End-to-End затримки.

Розглянемо мережу OBS з чотирма вхідними класами пакетів, позначеними класом 0, класом 1, класу 2 і класом 3 в порядку спадання пріоритету. Передбачаємо, що пакети класу 0 і класу 1 матимуть сильні обмеження затримки end-to-end, в той час як пакети класу 2 і класу 3 мають більше допустиме відхилення затримки. Таким чином, використовуючи запропоновану схему формування вузла, перший варіант прийнятий для пакетів класу 0 і класу 1, а другий варіант – для трафіків класу 2 і класу 3. Крім того, розглянуто потік вхідних пакетів, що складається з 18 пакетів класу 0, 24 пакетів класу 1, 27 пакетів класу 2 і 32 пакетів класу 3. Розглянутий потік є допустимий, щоб бути отриманим від вхідного крайового вузла протягом заданого періоду формування блоку.

При такій схемі формування блоку розміром в 10 пакетів, пакети будуть зібрані наступним чином.

Створення сегментів:

Клас 0. Нульовий клас трафіку має сильні обмеження затримки з кінця в кінець, тому всі отримані пакети класу 0 повинні передаватися на поточний пакет даних. Таким чином, розглянуті пакети класу 0 будуть зібрані в 2 сегменти класу 0: перший сегмент складається з 10 пакетів, в той час як другий сегмент складається з 8 пакетів класу 0 та 2 порожніх пакетів (другий варіант).

Клас 1. Аналогічно до нульового класу, відповідні пакети класу 1 будуть зібрані в 3 сегменти класу 1: перший і другий сегмент складаються з 10 пакетів, в той час як останній складається з 4 пакетів класу 1 і 6 порожніх пакетів.

Клас 2. Як передбачено в розглянутому прикладі, трафік класу 2 має низькі обмеження затримки; таким чином, на основі другого варіанту, перші двадцять пакетів будуть зібрані в 2 сегменти класу 2, в той час як, інші сім пакетів будуть затримані до наступного блоку даних.

Клас 3. Аналогічно до другого класу, перші тридцять пакетів будуть зібрані в 3 сегменти класу 3, в той час як, два інші пакети будуть затримані до наступного блоку даних.

Формування сегментів. При використанні даного варіанту, створені сегменти даних зібрані в єдиний пакет даних відповідно до порядку убунання пріоритету. На рисунку 2.22 показана структура блоку даних, отриманого з даного вхідного трафіку при використанні запропонованого процесу формування блоків та сегментації пакетів.



Рис. 2.22. Процес сегментації трафіку в залежності від пріоритету

Однією з основних проблем при використанні запропонованого формування блоку та сегментації трафіку є визначення відповідних значень для наступних параметрів: періоду формування блоку (затримка) та довжини сегменту. Великий час формування блоку може привести до незадовільної затримки, особливо для класів трафіку, які до неї чутливі. З іншого боку, надто короткий час формування блоку призводить до генерації надто великої кількості малих блоків та неефективного використання пропускної здатності мережі. Крім того, вибір параметру довжини сегмента може мати великий вплив на ефективність функціонування розглянутих схем. При короткій довжині сегмента блок буде складатися з великої кількості дрібних сегментів, що призведе до високих накладних витрат і тому, неефективного використання ресурсів. В якості альтернативи велика довжина сегмента може збільшити кількість порожніх пакетів даних, що теж призведе до неефективного використання пропускної здатності.

Крім процесу формування блоків та сегментації трафіку, важливим аспектом є модифікація протоколу сигналізації JET між вузлами мережі. Основна ідея нового протоколу полягає в тому що, на додаток до інформації керування, пов'язаної з блоками, пакет заголовку несе контрольну інформацію,

пов'язану з кожним сегментом пакету, таких як пріоритет сегменту, довжина сегмента тощо. Пріоритети сегментів використовуються запропонованою пріоритетною схемою для привілейованих сегментів у випадку неузгодженості в ядрі мережі.

При використанні запропонованого сигнального протоколу типу JET, блок є чистим корисним навантаженням, що слідує після передавання контрольного пакету, який несе керуючу інформацію, необхідну для передавання через мережу. На додаток до інформації управління, пов'язаної з блоком, керуючий пакет несе керуючу інформацію, пов'язану з кожним сегментом пакета, таким як пріоритет та довжина сегменту.

Як згадувалося в попередньому розділі, сегменти є організовані в блок відповідно до порядку спадання пріоритетів. Також, для того, щоб зменшити сигнальне навантаження, ми припустили, що всі сегменти мають однакову довжину. Ці припущення дозволяють значно зменшити трафік управління, що здійснюється за допомогою пакету управління. Насправді, в цьому випадку, тільки нижче наведена інформація управління необхідна для повної імпульсної специфікації:

- часова затримка показує різницю між моментом прибуття контрольного пакету і моментом прибуття відповідного блоку даних; ця інформація дає змогу комутаційному вузлу визначити момент прибуття блоку і момент прибуття першого сегмента блоку;
- інформація про маршрутизацію включає в себе інформацію, необхідну для комутації блоку, таку як адреса вузла призначення, ідентифікація довжини хвилі тощо;
- кількість сегментів кожного класу трафіку, що дає змогу мережному вузлу знати інформацію про кількість сегментів в пакеті, довжину блоку, пріоритет та момент прибуття кожного сегмента в блоці;

- кількість порожніх пакетів кожного класу трафіку; ця контрольна інформація не є необхідною для передавання пакетів через базову мережу, але необхідна у вузлі призначення для усунення порожніх пакетів.

Нехай m кількість класів трафіку, яка дорівнює кількості пріоритетів сегментів, які підтримуються в ядрі мережі. Для такого випадку структура контрольного пакету заголовку приведена на рис.2.23.

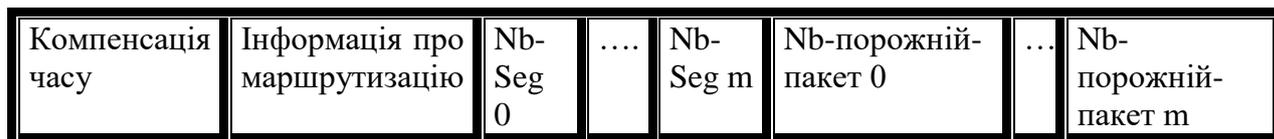


Рис. 2.23. Структура контрольного пакету протоколу сигналізації JET

Оскільки даний пакет містить контрольну інформацію, він потребує додаткового часу обробки в комутаційному вузлі. Таким чином, пакет даних повинен бути затриманий на довший час перед передаванням, що може призвести до проблеми забезпечення параметрів QoS з точки зору затримки передавання. Проте, із запропонованими пакетом даних і структурами пакетного управління, ця проблема може бути легко зменшеною. Насправді, в основному вузлі нам потрібно тільки знати номер сегментів з вищими пріоритетами перед початком передавання блоку. Таким чином, основний комутатор повинен обробляти тільки перші два параметри (інформацію про маршрутизацію, кількість пріоритетів сегментів) в керуючому пакеті до прибуття відповідного блоку, при цьому дана керуюча інформація може оброблятися паралельно з передаванням блоку. Таким чином, необхідна компенсація часу затримки може бути значно зменшена і параметри якості послуг можуть бути покращені.

Обробка керуючого пакету, що містить вищевказану інформацію управління, дозволяє вузлу OBS дізнатися момент прибуття, пріоритет і довжину кожного сегмента даних, що є достатнім для уникнення неузгодженостей в процесі передавання пакетного трафіку та пріоритезації

пакетів. У разі неузгодженостей, комутаційний вузол порівнює пріоритети конфліктуєчих сегментів. Сегмент з вищим пріоритетом перемикається на відповідний вихідний канал, в той час як сегмент з нижчим пріоритетом відкидається. У разі неузгодженостей між двома сегментами одного і того ж типу трафіку, перший сегмент є пріоритетним.

Рис. 2.24 ілюструє запропоновану схему відкидання на основі пріоритетизації сегментів. У цьому прикладі припускається, що час перемикання OBS вузла дуже малий в порівнянні з довжиною сегмента, таким чином, не враховується кількість даних, які можуть бути втрачені, при реконфігурації комутаційного вузла.

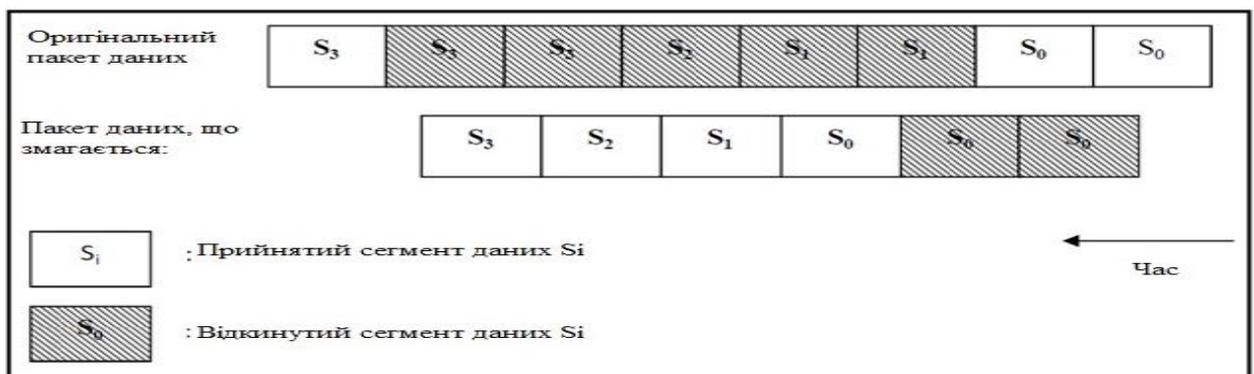


Рис. 2.24. Схема вирішення неузгодженостей на основі пріоритетизації сегментів

Після вирішення неузгодженостей в основному вузлі, контрольний пакет формується в електричній формі та відправляється до наступних вузлів на шляху передавання пакету. Метою контрольного пакету є виправлення керуючої інформації з урахуванням змін у проміжному вузлі. В іншому випадку, відкинута сегмент буде фактично конкурувати з іншими сегментами на вихідному вузлі, що може призвести до втрат сегментів даних. При отриманні контрольного повідомлення, ядро вузла мережі намагається вивільнити ресурси, відведені для передавання відкинута сегмента і оновити конфігурацію комутатора. Крім того, виявлення меж сегментів є надзвичайно важливим питанням, яке виникає при сегментації блоку. Межі сегментів є

прозорими для проміжних вузлів, які комутують сегментований блок. Синхронізація для виявлення відправної точки сегмента може призвести до неконтрольованих помилок, якщо сегменти не будуть розділені. Просте вирішення цієї проблеми полягає в тому, щоб використовувати сегменти з однаковим розміром та кількістю пакетів. Сегменти групуються в блоки у порядку зростання їх пріоритетів.

2.8. Висновки до другого розділу

Наведено математичну модель оптичного комутаційного вузла на прикладі крос-комутатора ОХС. Наведена модель зображає вхідний інформаційний потік у вигляді матриці, рядки якої відповідають DWDM каналам, а стовпці – довжинам хвиль, відповідно. Наведено спосіб забезпечення оптичної комутації без блокування у вузлі на основі формування бінарних матриць переходів для всіх комутаційних елементів. Перевагою цієї моделі є простота матричних обчислень, на основі методів булевої алгебри, яка не значно залежить від кількості елементів у матриці, що забезпечує можливість масштабування комутаційного вузла без ускладнення алгоритму комутації.

РОЗДІЛ 3. МОДЕЛЮВАННЯ ТА ДОСЛІДЖЕННЯ ПРОЦЕСУ ПЕРЕДАВАННЯ ПАКЕТНОГО ТРАФІКУ В ПОВНІСТЮ ОПТИЧНИХ ТРАНСПОРТНИХ МЕРЕЖАХ

В даному розділі розглянуто основні показники ефективності процесу передавання даних в оптичних транспортних системах. Наведено адаптивний алгоритм агрегації блоків та запропоновано метод його вдосконалення для вирішення проблеми непослідовної доставки пакетів. Проведено моделювання процесу агрегації та комутації інформаційних потоків у крайовому та проміжному вузлі мережі OBS відповідно.

3.1. Основні показники ефективності процесу передавання даних в оптичних транспортних мережах

При використанні комутації каналів, дані після затримки, пов'язаної з встановленням каналу, починають передаватися на максимальній для каналу швидкості. Час передавання повідомлення в мережі з комутацією каналів $T_{к.к.}$ дорівнює сумі затримки поширення сигналу по лінії зв'язку і затримки передачі повідомлення. Затримка поширення сигналу залежить від швидкості поширення сигналу у конкретному фізичному середовищі, яка коливається від 0,6 до 0,9 швидкості світла у вакуумі. Час передачі повідомлення дорівнює V/C , де V – обсяг повідомлення в бітах, а C – пропускна здатність каналу в бітах в секунду.

В час передачі $T_{к.п.}$, розбитого на пакети повідомлення, по мережі з комутацією пакетів вносяться додаткові затримки в порівнянні з передачею повідомлення по мережі з комутацією каналів. По-перше, це затримки в джерелі передачі, що, крім передачі власного повідомлення, витрачає додатковий час на передачу заголовків $t_{л.з.}$, до того ж додаються затримки $t_{інт.}$, викликані інтервалами між передачею кожного наступного пакета (цей час іде на формування чергового пакета).

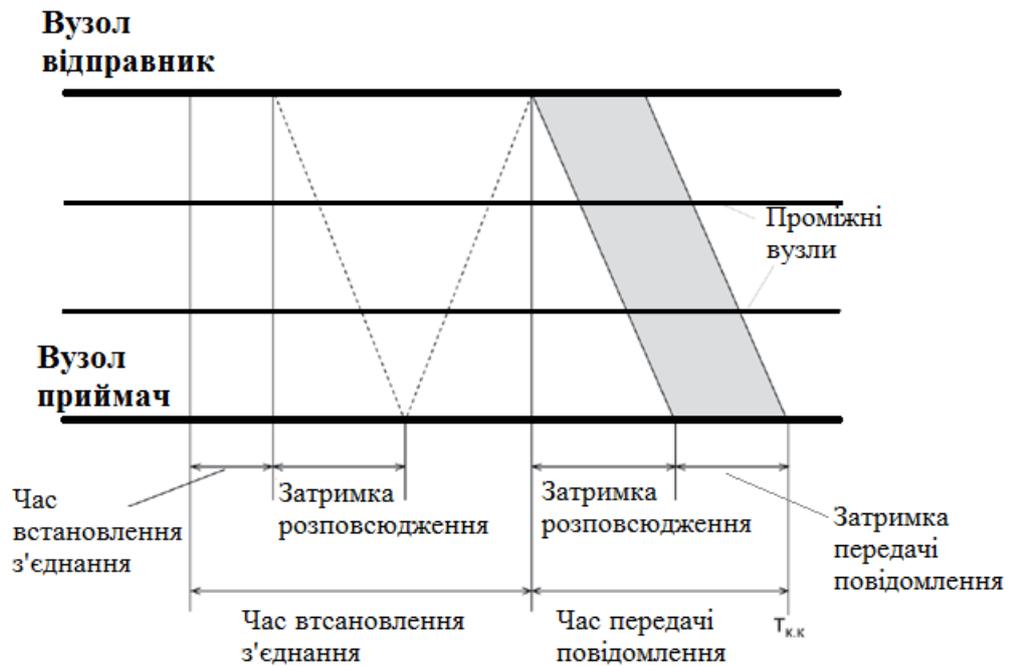


Рис. 3.1. Затримка передачі даних у мережах з комутацією каналів

По-друге, додатковий час витрачається в кожному комутаторі. Тут затримки складаються з часу буферизації пакета $t_{\delta.n.}$ (комутатор не може почати передачу пакета, не прийнявши його повністю в свій буфер) і часу комутації t_k . Час буферизації дорівнює часу прийому пакета з бітовою швидкістю протоколу. Час комутації складається з часу очікування пакета в черзі і часу переміщення пакета у вихідний порт. Якщо час переміщення пакета фіксований і, як правило, невеликий (від декількох мікросекунд до декількох десятків мікросекунд), то час очікування пакета в черзі коливається в дуже широких межах, і не є заздалегідь відомим, тому що залежить від поточного завантаження мережі.

На ефективність роботи мережі також впливають розміри пакетів, які передаються в мережі. Занадто великі розміри пакетів наближають мережу з комутацією пакетів до мережі з комутацією каналів, тому ефективність мережі падає. Крім того, при великому розмірі пакетів збільшується час буферизації на кожному комутаторі. Занадто маленькі пакети помітно збільшують частку службової інформації, так як кожен пакет містить заголовок фіксованої

довжини, а кількість пакетів, на які розбиваються повідомлення, при зменшенні розміру пакета буде різко зростати. Існує деяка "золота середина", коли забезпечується максимальна ефективність роботи мережі, однак це співвідношення важко визначити точно, оскільки воно залежить від багатьох факторів. Тому розробники протоколів для мереж з комутацією пакетів вибирають межі, в яких може перебувати розмір пакета, а точніше – його поле даних, оскільки заголовок, як правило, має фіксовану довжину. Зазвичай нижня межа поля даних вибирається рівним нулю, що дає можливість передавати службові пакети без даних користувача, а верхня межа не перевищує 4кБ. Програми при передачі даних намагаються зайняти максимальний розмір поля даних, щоб швидше виконати обмін, а невеликі пакети звичайно використовуються для коротких службових повідомлень, що містять, наприклад, підтвердження доставки пакета [2, 4].

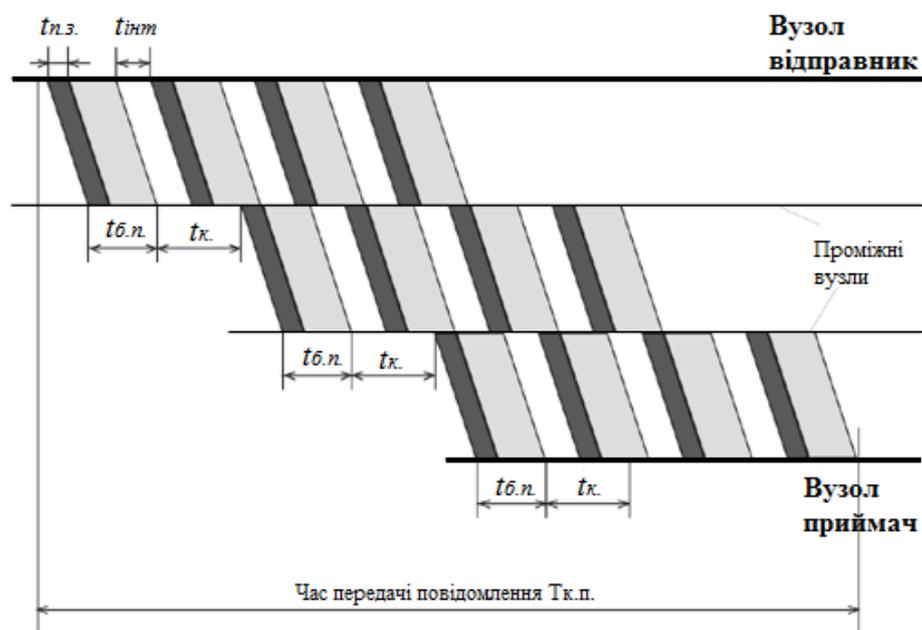


Рис. 3.2. Затримка передачі даних у мережах з комутацією пакетів

При виборі розміру пакета необхідно також враховувати інтенсивність бітових помилок каналу. На ненадійних каналах необхідно зменшувати розміри пакетів, тому що це скорочує обсяг повторно переданої інформації при спотворенні пакетів.

Іншим важливим показником ефективності процесу передавання даних в оптичних транспортних системах є коефіцієнт втрат пакетів, який визначає кількість втрачених пакетів у мережі під час передачі. Прийнятна кількість втрат пакетів залежить від типу переданих даних. Наприклад, для трафіку потокового відео чи аудіо незначними вважаються втрати пакетів близько 1%, і в межах 1-2,5% вони все ще залишаються прийнятними. З іншого боку, при передачі текстового документа чи веб-сторінки, втрата одного пакету може призвести до втрати цілої частини файлу, і тому в такому випадку використовують протоколи передачі даних з гарантованою доставкою, які зазвичай здійснюють повторну передачу втрачених пакетів.

Пропускна здатність відображає обсяг даних, переданих мережею або її частиною за одиницю часу, та вимірюється в бітах у секунду або в пакетах у секунду.

Пропускна здатність може бути миттєвою, максимальною чи середньою.

- *Середня пропускна здатність* обчислюється шляхом розподілу загального обсягу переданих даних на час їхньої передачі, причому вибирається досить тривалий проміжок часу – година, день або тиждень.
- *Миттєва пропускна здатність* відрізняється від середньої тим, що для її визначення вибирається дуже маленький проміжок часу – наприклад <10 мс.
- *Максимальна пропускна здатність* – це найбільша миттєва пропускна здатність, зафіксована протягом періоду спостереження.

3.2. Моделювання вузла оптичної мережі з комутацією блоків

3.2.1. Обґрунтування сценарію моделювання комутаційного вузла

Розглядається система з класами N трафіку, що позначена $0, 1, \dots, N-1$ в порядку спадання пріоритету. Трафік кожного класу складається з двох різновидів блоків навантаження фіксованої довжини: пакетів і сегментів.

Сегмент складається з фіксованої кількості оптичних пакетів одного і того ж класу трафіку. Нехай T , $Segl$ і STR позначають довжину пакета, довжину сегмента і співвідношення сегментів трафіку, відповідно. Нехай m і n позначають, відповідно, пакет і максимальне число сегментів WU-відвідувачів [135].

Нехай PCi,j , $0 \leq j \leq m$, являє собою підклас трафіку, що складається з пакетів класу i , які були зкомутовані J разів в WU, і нехай SCi,j , $0 \leq j \leq n$ будуть сегментами класу i , що перебували в WU j разів. $PCi,0$ і $SCi,0$ представляють нові пакети, що прибувають, і сегменти класу i . Крім того, ми припускаємо, що прибуття пакетів і сегментів класу i , які адресовані до конкретного порта виведення вузла, слідує Пуассонівським процесам з швидкостями λ_i та γ_i .

Нехай k – це число довжин хвиль, які доступні на кожному вихідному вузлі. Припустимо, що кожен OBS/OPS вузол оснащений WU з можливістю великої буферизації, гарантуючи надання необхідної ємності. Оптичні блоки, що адресовані даному вихідному порту, передаються відповідно їх пріоритетів і інтегрують, відповідний вимогам, трафік підкласів. Позначаємо pi,j як ймовірність блокування пакета PCi,j трафіку підкласу, а qi,j – ймовірністю блокування сегмента трафіку підкласу SCi,j [135].

Після того, як зроблені вищевказані припущення, стає легко моделювати вихідний порт на вузлі OBS/OPS. Модель, яка зображена на рис. 3.3, являє собою відкриту систему мережі масового обслуговування і складається з двох станцій. Вузол 1, який представляє собою блок передачі вихідного порту, має $M / D / K / k$ випереджуючий тип пріоритету. Вузол 2, який представляє собою блок очікування, має $M/D/\infty$ тип. Вся система допустима для обробки $N.[(m+1)+(n+1)]$ клієнтів класів, де $N.(m+1)$ – пакет підкласів і $N.(n+1)$ – сегмент підкласів.

Розглянемо шлях, по якому клієнт (пакет, сегмент) йде через мережу масового обслуговування. Припустимо, що прибуваючий клієнт – це пакет

класу i (тобто елемент підкласу $PCi,0$). Цей клієнт може обслуговуватися негайно або буде заблокований [136].

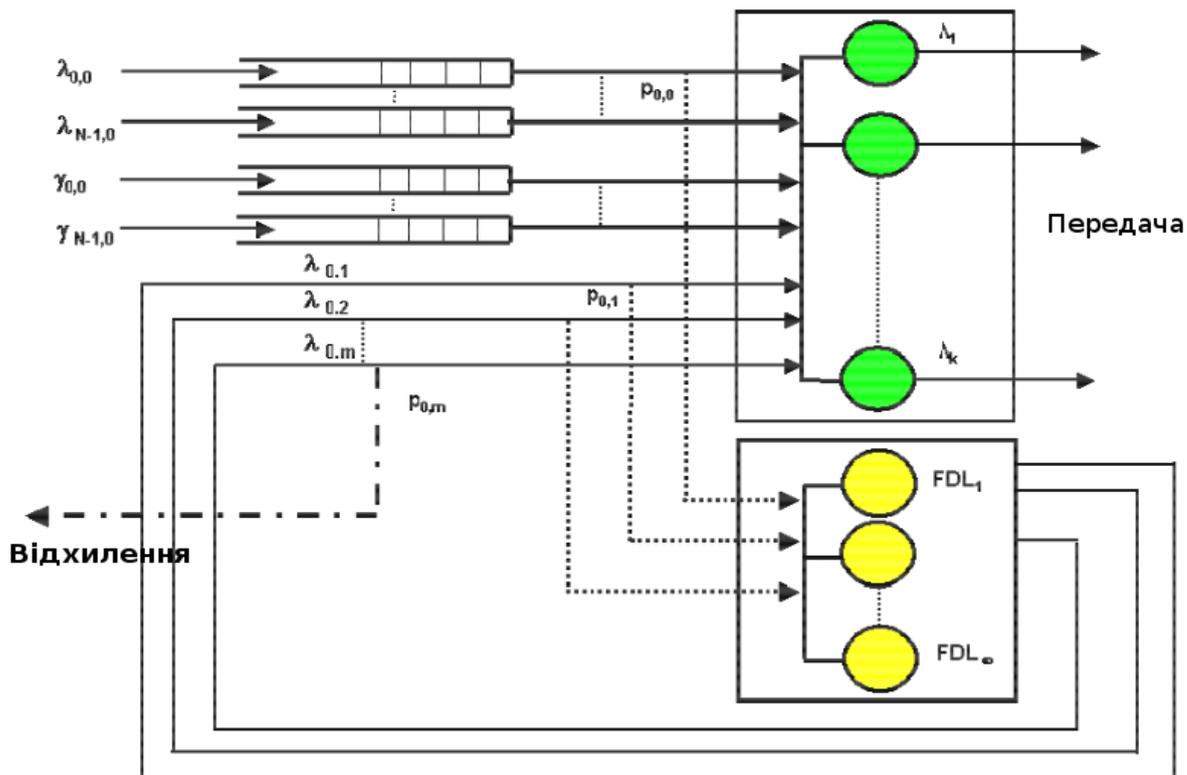


Рис. 3.3. Моделювання OBS/OPS вузла

У першому випадку, сервер передачі на станції 1 призначається цьому клієнтові протягом фіксованого часу обслуговування T (що дорівнює довжині пакета). Потім клієнт покидає систему. У другому випадку, клієнт відправлений на станцію 2, де він буде обслугований протягом детермінованого часу обслуговування T (довжина пакета). Після того, як його служба на станції 2 завершена, вона переміщається в вузол 1 в якості клієнта трафіку підкласу $PCi,1$. Він намагається знову дістатися сервера передачі на станції 1; це продовжується доти, доки він не дістанеться сервера передачі на станції 1 або доки не буде відкинутим. Відзначимо, що кожен раз, коли клієнт повертається на станцію 1, його трафік підкласу оновлюється відповідно до попереднього визначення $PCi,1, PCi,2, \dots, PCi,n$. Оскільки верхня межа зафіксована в довжині

пакета і номеру сегмента WU-відвідувачів, клієнт трафіку підкласів PCi,m і SCi,n , що не може отримати сервер передачі в блоці передачі, буде відкинутий.

Для побудови моделі OBS / OPS вузла обрано два показники для оцінки продуктивності: середня швидкість втрати пакетів (PLMR) і середня затримка блокування пакету (PBMD).

3.2.2. Показники продуктивності оптичних транспортних мереж з комутацією блоків

Нехай $PLMR_i$ і $PBMD_i$ позначають середні втрати пакетів і середню затримку блокування пакетів для трафіку класу i , $0 \leq i \leq N$. На основі запропонованої моделі мережі масового обслуговування ми могли б встановити наступні вирази для оцінки розглянутих показників продуктивності класу трафіку i .

$$PLMR_i = \frac{(1 - STR) \cdot \prod_{j=0}^m p_{ij} + STR \cdot Segl \cdot \prod_{j=0}^n q_{ij}}{(1 - STR) + STR \cdot Segl} \quad (3.1)$$

$$PBMD_i = \left[\frac{(1 - STR) \cdot (1 - \prod_{j=0}^m p_{ij}) \sum_{j=1}^m j \cdot T \cdot (1 - p_{ij}) \cdot \prod_{k=0}^{j-1} p_{i,k}}{((1 - STR) + STR \cdot Segl) \cdot (1 - PLMR_i)} + \frac{STR \cdot Segl \cdot (1 - \prod_{j=0}^n q_{ij}) \sum_{j=1}^n j \cdot T \cdot Segl \cdot (1 - q_{ij}) \cdot \prod_{k=0}^{j-1} q_{i,k}}{((1 - STR) + STR \cdot Segl) \cdot (1 - PLMR_i)} \right] \quad (3.2)$$

Наведені вище вирази можуть бути встановлені наступним чином.

Розглянемо вибірку блоку навантаження C класу i , призначену для того ж вихідного порту OBS/OPS вузла. Цей набір одиниць трафіку складається з $(C \cdot STR)$ сегментних одиниць і $((1 - STR) \cdot C)$ пакетних одиниць. Нехай PLP_i і SLP_i позначають ймовірність втрати пакетної одиниці і сегментної одиниці класу i .

На підставі поданої вище аналітичної моделі, PLP_i і SLP_i можуть бути виражені наступним чином [137]:

$$\begin{aligned} PLP_i &= \prod_{j=0}^m p_{ij}; \\ SLP_i &= \prod_{j=0}^n q_{ij} \end{aligned} \quad (3.3)$$

Згадані вище вираження можна пояснити наступним чином: одиниця трафіку (пакет, сегмент) відкидується, якщо він перевищує поріг FDL затримки (тобто максимальну кількість WU-відвідувань). Зауважимо, що ці вирази нечутливі до моделі трафіку. Тут ми припускаємо, що модель трафіку Пуассонівська, щоб зробити аналіз розробленої моделі простішим.

Нехай TPN_i позначає загальну кількість пакетів, що транспортуються розглянутим потоком класу i . Отже, ми маємо:

$$TPN_i = (1 - STR) \cdot C + Segl \cdot C \cdot STR \quad (3.4)$$

Нехай $TLPN_i$ – загальне число втрачених пакетів з загальної кількості поступлених пакетів i . $TLPN_i$ задається наступним виразом:

$$TLPN_i = C \cdot (1 - STR) \cdot PLP_i + C \cdot STR \cdot Segl \cdot SLP_i \quad (3.5)$$

Підставляючи вирази PLP_i і SLP_i (3.3), ми можемо переписати вираз (3.5) у такий спосіб:

$$TLPN_i = C \cdot (1 - STR) \cdot \prod_{j=0}^m p_{i,j} + C \cdot STR \cdot Segl \cdot \prod_{j=0}^n q_{i,j} \quad (3.6)$$

За визначенням, ми маємо:

$$PLMR_i = \frac{TLPN_i}{TPN_i} \quad (3.7)$$

Підставляючи вирази TPN_i (3.4) і $TLPN_i$ (3.6), отримаємо вираз $PLMR_i$, як і у формулі (3.1). Нехай тепер $PUBMD_i$ і $SUBMD_i$ позначають середню затримку блокування прийнятої одиниці пакету і прийнятої одиниці сегмента трафіку класу i . $PUBMD_i$ і $SUBMD_i$ визначаються наступними виразами:

$$PUBMD_i = \sum_{j=1}^m j \cdot T \cdot (1 - p_{ij}) \cdot \prod_{k=0}^{j-1} p_{i,k} \quad (3.8)$$

$$SUBMD_i = \sum_{j=1}^n j \cdot T \cdot Segl \cdot (1 - q_{ij}) \cdot \prod_{k=0}^{j-1} q_{i,k} \quad (3.9)$$

Вираз (3.8) може бути пояснений наступним чином: пакет класу i може затриматись j разів, де $0 \leq j \leq m$. Ймовірність B_{ij} , що пакет класу i затриманий j разів, розраховується наступним виразом:

$$B_{ij} = \prod_{k=0}^{j-1} p_{i,k} \quad (3.10)$$

Вираз (3.9) пояснюється аналогічно.

Нехай $SPBD_i$ означає суму всіх прийнятих пакетів серед усіх пакетів, що транспортуються розглянутим потоком з затримкою блокувань. $SPBD_i$ описується наступним виразом:

$$SPBD_i = C \cdot (q - STR) \cdot PUBMD_i + Segl \cdot C \cdot STR \cdot SUBMD_i \quad (3.11)$$

Заміняючи $PUBMD_i$ і $SUBMD_i$ їхніми виразами в рівнянні (3.8), ми можемо переписати рівняння (3.9)[138]:

$$SPBD_i = \left[C \cdot (1 - STR) \cdot \sum_{j=1}^m \left[j \cdot T \cdot (1 - p_{ij}) \cdot \prod_{k=0}^{j-1} p_{i,k} + \right. \right. \quad (3.12)$$

$$\left. \left. + Segl \cdot C \cdot STR \cdot \sum_{j=1}^n j \cdot T \cdot Segl \cdot (1 - q_{ij}) \cdot \prod_{k=0}^{j-1} q_{i,k} \right] \right]$$

Нехай $TAPN_i$ позначає повне число прийнятих пакетів серед пакетів, що транспортуються розглянутим потоком класу i . $TAPN_i$ описується в наступному виразі:

$$TAPN_i = TPN_i \cdot (1 - PLMR_i) \quad (3.13)$$

Підставляючи TPN_i вираз в рівняння (3.4), ми отримуємо:

$$TAPN_i = ((1 - STR) \cdot C + Segl \cdot C \cdot STR) \cdot (1 - PLMR_i) \quad (3.14)$$

В результаті ми також отримуємо:

$$PBMD_i = \frac{SPBD_i}{TAPN_i} \quad (3.15)$$

Підставляючи $SPBD_i$ і $TAPN_i$ вирази (3.11) і (3.13), отримаємо вираз $PBMD_i$, як це представлено в виразі (3.2). На основі розглянутих показників продуктивності, бачимо, що їх оцінка вимагає аналізу ймовірностей блокування для розглянутого трафіку підкласів ($p_{i,j}, 0 \leq j \leq m, q_{i,j}, 0 \leq j \leq n$).

3.2.3. Дослідження ймовірностей блокування в оптичних мережах з комутацією блоків

Аналіз ймовірності блокування [14] проведено на основі використання нового закону збереження, який спочатку був запропонований для оцінки ймовірностей блокування блоків в OBS мережі з декількома пріоритетними класами, нерівних середніх довжин блоків і схем переривань. Короткий виклад нового закону збереження представлений нижче:

Новий закон збереження запропонований для оцінки ймовірностей блокування блоків в OBS мережі з декількома класами пріоритету, нерівних середніх довжин блоків і схем переривань. Він являє собою розширення початкового закону збереження [139], який був призначений для декількох класів пріоритету з однаковою середньою довжиною блоку. Вважається, що одиночний OBS вузол в мережі OBS з n класів блоків позначені як 1,2, ..., n , в порядку зменшення пріоритету. Передбачається, що для даного вихідного порту комутатора OBS, процес надходження блоку класу i є Пуассонівським процесом з швидкістю λ_i , і довжина блоку класу i (L_i) є експоненціальною випадковою величиною швидкості $\mu_i = 1/E(L_i)$, де $E(L_i)$ позначає очікуване значення L_i .

Пакети подаються в порядку черги і для кожного класу в порядку їх надходження. Коли всі канали на заданому вихідному порту зайняті, новий прибуваючий блок будь-якого класу буде витіснити один з нижчого класу, якщо такі є, або в іншому випадку буде заблокований. Цей новий закон

збереження забезпечує точну модель ймовірностей блокування блоків, беручи до уваги ефекти блокування і випередження від середнього часу обслуговування, і може бути представлений наступним чином:

Спочатку визначимо такі змінні:

- k : число каналів, використовуваних в кожному вихідному порті;
- $\rho_i = \lambda_i / \mu_i$: пропоноване навантаження класу i ;
- a_i : загальне навантаження класів $1, \dots, i$;
- B_i : ймовірність блокування класу i через відсутність довжин хвиль;
- F_i : переважна ймовірність класу i класами $1, \dots, (i-1)$;
- P_i : ймовірність блокування класу i ;

Відповідно до вищезазначеної службової дисципліни, ймовірність того, що блок 1-го класу (тобто клас найвищого пріоритету) заблокований, подається через добре відому формулу Ерланга-В:

$$P_1 = B_1 = E(\rho_1, k) = \frac{\rho_1^k / k!}{\sum_{i=0}^k \rho_1^i / i!} \quad (16) \quad (3.16)$$

Ймовірність блоку класу i , $i \geq 2$ подається через [137]

$$P_i = B_i + F_i$$

$$B_i = E(a_i, k); F_i = \frac{\sum_{j=1}^{i-1} \lambda_j}{\lambda_i} (B_i - B_{i-1}) \quad (3.17)$$

$$a_i = \left(\sum_{j=1}^i \lambda_j \right) \left(\frac{\sum_{k=1}^i \frac{\lambda_k (1 - B_k)}{\sum_{j=1}^i \lambda_j (1 - B_j)} \frac{1}{\mu_k}} \right)$$

Для того щоб проаналізувати ймовірність блокування різноманітних трафіків підкласів нашої аналітичної моделі, ми слідуємо аналізу на основі вище представленого нового закону збереження. Нагадаємо, що ми вважаємо

$N.(m+1)+N.(n+1)$ трафіком підкласів, що позначені і впорядковані в порядку зменшення пріоритету наступним чином .:

$$\begin{aligned} & SC0,0, \dots, SC0,j, \dots, SC0,n, PC0,0, \dots, PC0,j, \dots, PC0,m, \\ & SCi,0, \dots, SCk,j, \dots, SCk,n, PCk,0, \dots, PCk,j, \dots, PCk,m, \\ & SCN-1,0, \dots, SCN-1,j, \dots, SCN-1,n, PCN-1,0, \dots, PCN-1,j, \dots, PCN-1,m, \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \lambda_{ij} &= \lambda_{i,0} \cdot \prod_{k=0}^{j-1} p_{i,k}, 1 \leq j \leq m; \\ \lambda_{i,0} &= \lambda_i \end{aligned} \quad (3.18)$$

$$\begin{aligned} \rho_{ij} &= T \cdot \lambda_{ij} = \rho_{i,0} \cdot \prod_{k=0}^{j-1} p_{i,k}, 1 \leq j \leq m; \\ \rho_{i,0} &= T \cdot \lambda_{i,0} = T \cdot \lambda_i \end{aligned} \quad (3.19)$$

Нехай $\lambda_{i,j}$ і $\rho_{i,j}$ позначають швидкість надходження і інтенсивність трафіку трафіку підкласів, PCi,j , $0 \leq i \leq N-1$, $0 \leq j \leq m$. $\lambda_{i,j}$ і $\rho_{i,j}$ визначаються наступними виразами:

$$\begin{aligned} \gamma_{i,j} &= \gamma_{i,0} \cdot \prod_{k=0}^{j-1} q_{i,k}, j \geq 1; \\ \gamma_{i,0} &= \gamma_i \end{aligned} \quad (3.20)$$

$$\begin{aligned} \varphi_{ij} &= Segl \cdot T \cdot \gamma_{ij} = \varphi_{i,0} \cdot \prod_{k=0}^{j-1} q_{i,k}, j \geq 1; \\ \varphi_{i,0} &= Segl \cdot T \cdot \gamma_{i,0} \end{aligned} \quad (3.21)$$

Нехай BPI,j і FPI,j , $0 \leq i \leq N-1$, $0 \leq j \leq m$, позначимо як ймовірність блокування через відсутність серверів передачі (довжин хвиль) і ймовірності переривань трафіку підкласу PCi,j , по вищому пріоритету підкласа.

Нехай $BS i,j$ і $FS i,j$, $0 \leq i \leq N-1$, $0 \leq j \leq n$, позначимо як ймовірність блокування через відсутність довжин хвиль і ймовірності переривань трафіку підкласу SCi,j

по трафіку підкласів вищих пріоритетів. Ймовірність блокування трафіку підкласу $SC0,0$, $q0,0$, задається наступним виразом:

$$q_{0,0} = E(\varphi_{0,0}, k) = \frac{\varphi_{0,0}^k / k!}{\sum_{i=0}^k \varphi_{0,0}^i / i!} \quad (3.22)$$

На підставі вищевикладеного представленого нового закону збереження, рівняння (3.7), ми могли би встановити такий вираз для аналізу $q0,0$ ймовірності блокування трафіку підкласу SC_{0j} , $1 \leq j \leq n$

$$q_{0,j} = B_{0,j}^s + F_{0,j}^s \quad (3.23)$$

$$B_{0,j}^s = \left(\sum_{i=0}^j \varphi_{0,i}, k \right), F_{0,j}^s = \frac{\sum_{i=0}^{j-1} \gamma_{0,i}}{\gamma_{0,j}} \cdot (B_{0,j}^s - B_{0,j-1}^s)$$

$$p_{0,0} = B_{0,0}^p + F_{0,0}^p \quad (3.24)$$

$$B_{0,0}^p = E(a_{0,0}^p, k), F_{0,0}^p = \frac{\sum_{k=0}^n \gamma_{0,k}}{\lambda_{0,0}} (B_{0,0}^p - B_{0,n}^s)$$

де:

$$a_{0,0}^p = \left(\lambda_{0,0} + \sum_{k=0}^n \gamma_{0,k} \right) \cdot \left[\begin{aligned} & \text{Segl} \cdot T \cdot \sum_{k=0}^{k=n} \frac{\gamma_{0,k} \cdot (1 - B_{0,k}^s)}{\lambda_{0,0} \cdot (1 - B_{0,0}^p) + \sum_{j=0}^n \gamma_{0,j} \cdot (1 - B_{0,j}^s)} \\ & + T \cdot \frac{\lambda_{0,0} \cdot (1 - B_{0,0}^p)}{\lambda_{0,0} \cdot (1 - B_{0,0}^p) + \sum_{j=0}^n \gamma_{0,j} \cdot (1 - B_{0,j}^s)} \end{aligned} \right] \quad (3.25)$$

Таким чином ми можемо проаналізувати ймовірність блокування трафіку підкласа $PC0,j$, $1 \leq j \leq m$. p_{0j} визначається наступним виразом:

$$p_{oj} = B_{oj}^P + F_{oj}^P$$

$$B_{oj}^P = E(a_{oj}^P, k), F_{oj}^P = \frac{(\sum_{k=0}^{k=n} \gamma_{0,k} + \sum_{k=0}^{j-1} \lambda_{0,k})}{\lambda_{oj}} \cdot (B_{oj}^P - B_{oj-1}^P) \quad (3.26)$$

$$a_{oj}^P = \left(\sum_{k=0}^{k=n} \gamma_{0,k} + \sum_{k=0}^j \lambda_{0,k} \right) \cdot \left[\text{Segl} \cdot T \cdot \sum_{k=0}^n \frac{\gamma_{0,k} \cdot (1 - B_{0,k}^s)}{\sum_{i=0}^n \gamma_{0,i} \cdot (1 - B_{0,i}^s) + \sum_{i=0}^j \lambda_{0,i} \cdot (1 - B_{0,i}^P)} \right. \\ \left. + T \cdot \sum_{k=0}^{k=j} \frac{\lambda_{0,k} \cdot (1 - B_{0,k}^P)}{\sum_{i=0}^n \gamma_{0,i} \cdot (1 - B_{0,i}^s) + \sum_{i=0}^j \lambda_{0,i} \cdot (1 - B_{0,i}^P)} \right] \quad (3.27)$$

Вище ми показали вираз, призначений для аналізу ймовірностей блокування різних трафіків підкласів трафіку класу 0. Тим самим шляхом ми можемо проаналізувати ймовірність блокування трафіку різних підкласів кожного трафіку класу i , $1 \leq i \leq N-1$

3.3. Моделювання ймовірнісних характеристик блокового трафіку для різних алгоритмів формування

Одним з пріоритетних завдань в мережах OBS є вибір оптимального алгоритму формування оптичного блоку. В реальних мережах неможливо досягнути ідеальних результатів продуктивності мережі з точки зору ймовірності втрати пакетів, затримки та пропускну здатності. З однієї сторони, більший розмір блоку дає перевагу, оскільки для передавання певного обсягу даних необхідна менша кількість блоків. Це дає перевагу з точки зору затримки, оскільки зменшується кількість ВНР пакетів, кожен з яких вносить додатковий час очікування. Ця перевага чітко виражена при передаванні великої кількості пакетів, які вимагають підтвердження, на значні відстані.

Однак, переваги великого розміру блоку втрачаються, якщо має місце передавання пакетів, які потребують мінімальної затримки. Такий трафік, як правило, потребує гарантованої доставки і для нього використовується схема

сигналізації JET. При відсутності часу очікування на повернення VNR пакету, перевага більшого розміру блоку стає ще менш незначною. При такому трафіку більш визначальним стає допустимий час очікування пакету в буфері під час агрегації блоку. Ця проблема спричинила появу численної кількості наукових праць, пов'язаних із вибором оптимального методу формування блоку для конкретних умов в мережі. Детальне теоретичне порівняння різних методів формування блоку було проведено в пункті 2.1. Крім того запропоновано новий адаптивний метод формування блоків, який поєднує переваги раніше відомих методів [5,10,12].

В даному пункті проводиться моделювання різних алгоритмів формування блоків. Для порівняння ефективності алгоритмів формування блоків при варіації інтенсивності вхідного навантаження було згенеровано вхідний трафік з наступними параметрами:

- середній розмір пакету: 1 кБ;
- кількість вхідних потоків: 24;
- інтенсивність вхідних потоків: 10 Гбіт/с;
- тривалість моделювання: 50 год.

На рис. 3.4 зображено профіль та густину розподілу ймовірності змодельованого вхідного трафіку:

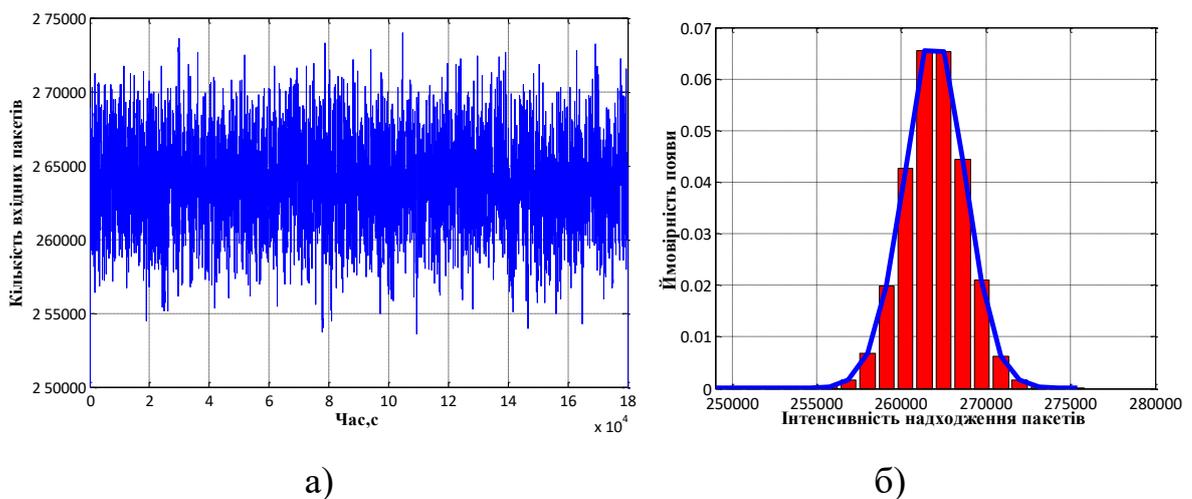


Рис.3.4. Профіль – а) та густина розподілу – б) змодельованого трафіку

Параметр Херста для змодельованого трафіку становить $H=0.92$. Інтенсивність надходження викликів розподілена за нормальним законом. Мінімальний розмір блоку становить 64 кБ, що відповідає максимальному розміру пакету IPv4. Тобто в деяких випадках блок може формуватись з одного IP - пакету. Для даного вхідного трафіку було промодельовано трафік блоків з використанням розглянутих вище методів формування блоку.

В загальному випадку розмір блоку залежить від кількості пакетів, які об'єднує, а також від схеми його формування та завантаженості мережі. Як показано на рис. 3.5, при невеликій кількості пакетів у блоці ($n < 100$), густина розподілу ймовірностей його розміру не описується чітким законом при всіх методах формування.

Гістограми на рис. 3.6 - 3.7 показують, що закон розподілу розмірів блоків наближається до Гаусівського при збільшенні кількості пакетів у блоці для всіх методів формування. Отримані результати узгоджуються із центральною граничною теоремою Ляпунова:

Нехай $\xi_1, \xi_2, \xi_3, \dots, \xi_n$ — послідовність попарно незалежних випадкових величин з математичними очікуваннями $M(\xi_i)=a$, та дисперсіями $D(\xi_i)=\sigma_i^2$. Дані величини мають наступні властивості:

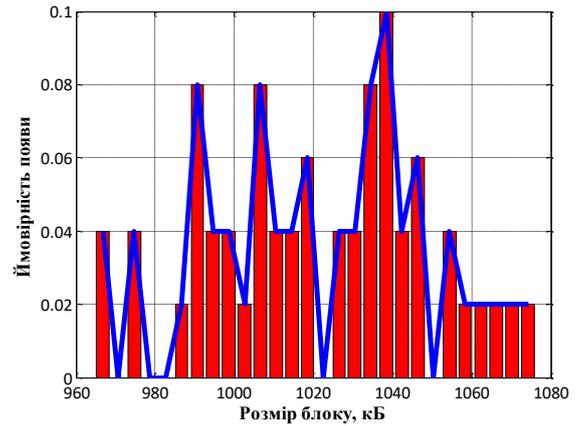
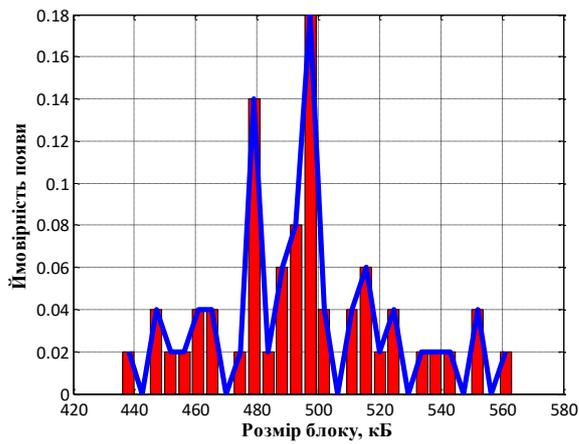
1. *Існує таке число L , при якому для будь-якого i має місце нерівність:*

$$|\xi_i - M(\xi_i)| < L,$$

2. *тобто всі значення випадкових величин рівномірно обмежені щодо їх математичних сподівань.*

3. *Сума значень дисперсій випадкових величин $\sum_{i=0}^n \sigma_i^2$ необмежено зростає при $n \rightarrow \infty$.*

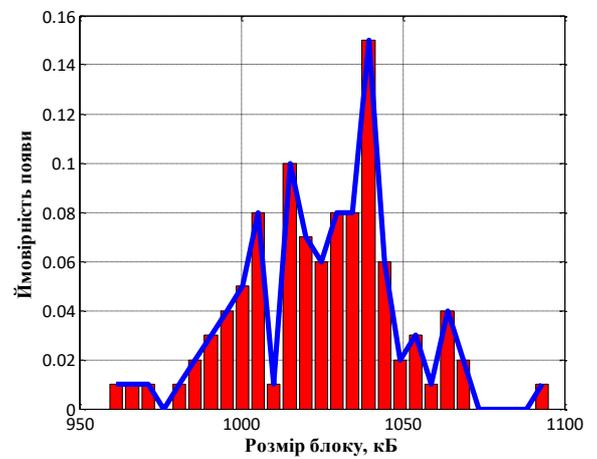
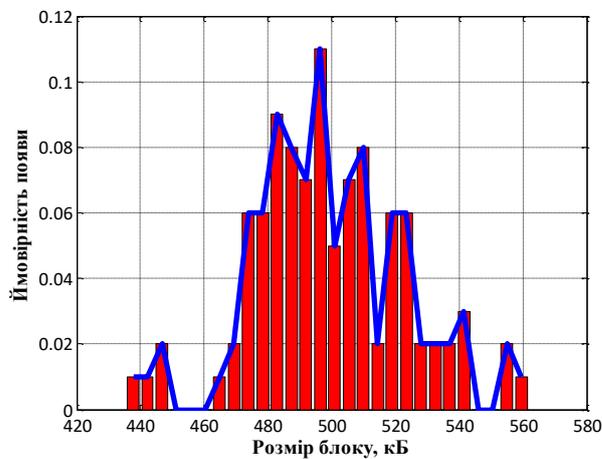
Тоді, при достатньо великому значенні n розподіл випадкової величини $\xi = \xi_1 + \xi_2 + \xi_3 + \dots + \xi_n$ буде близький до Гаусівського.



а)

б)

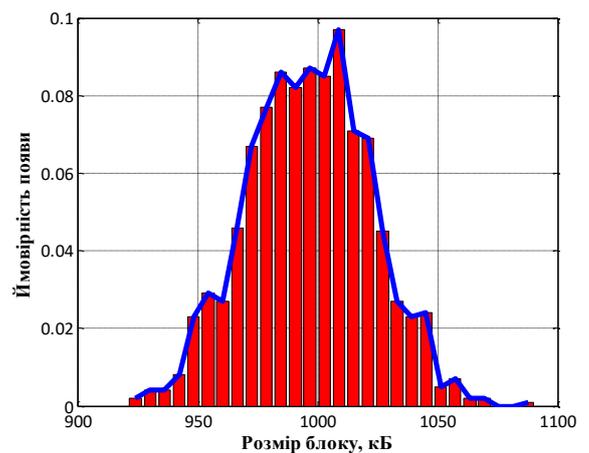
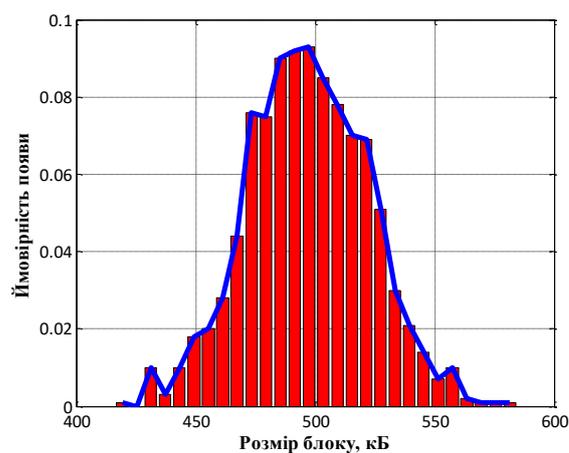
Рис.3.5. Розподіл розмірів блоків при $n < 100$ для методів формування по критерію часу очікування – а), і по критерію завантаженості буфера – б)



а)

б)

Рис.3.6. Розподіл розмірів блоків при $n < 500$, для методів формування по критерію часу очікування – а), і по критерію завантаженості буфера – б)



а)

б)

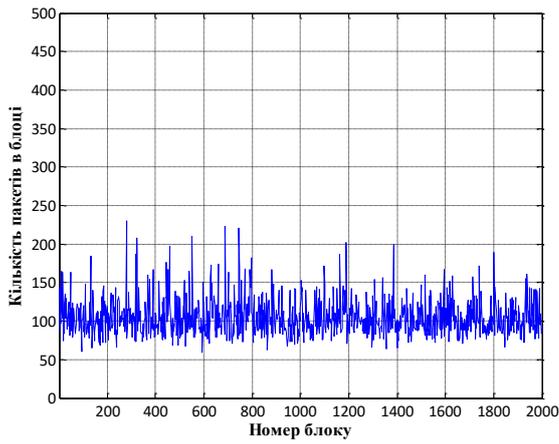
Рис.3.7. Розподіл розмірів блоків при $n < 1000$ для методів формування по критерію часу очікування – а), і по критерію завантаженості буфера – б)

Центральна гранична теорема дозволяє оцінити швидкість збіжності випадкової величини розміру блоку та визначити необхідну кількість пакетів у блоці. При достатній величині n , ймовірнісні характеристики трафіку блоків наближаються до характеристик класичного трафіку IP - пакетів. Це дає можливість застосувати до блокового трафіку існуючі різноманітні методи аналізу та моделі управління пакетним трафіком [124].

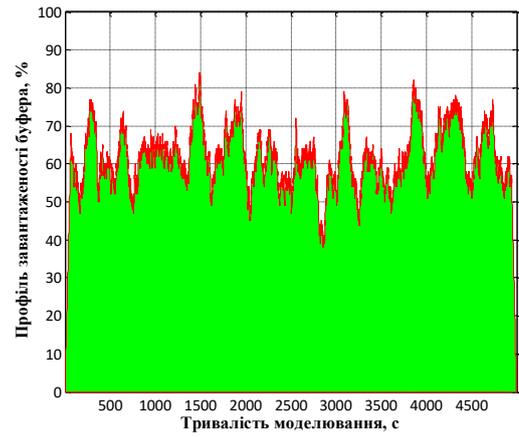
Проведемо моделювання та порівняння методів формування блоків за критеріями часу очікування, завантаженості буфера та адаптивного методу При моделюванні були встановлені наступні вхідні дані:

- тривалість моделювання: 1,5 год;
- середня інтенсивність надходження пакетів: 50 пакетів/с;
- розподіл розміру блоку: Гаусівський;
- розподіл часу формування блоку: Пуассонівський.

Отримані результати показують, що при використанні алгоритму формування блоку за критерієм завантаженості буфера, втрати пакетів в мережі відсутні (рис. 3.8,б). Однак, кількість блоків, які були передані перевищила 2000, у зв'язку із малими розмірами самих блоків (рис. 3.8,а), що негативно впливає на пропускну здатність мережі OBS. При використанні методу формування за критерієм часу очікування, розмір блоку був максимальним, а кількість блоків становила менше 1000, при тому ж обсязі переданих даних (рис. 3.9,а). Тобто, пропускну здатність в мережі для такого методу максимальна. Проте, при високій інтенсивності трафіку, даний метод допускає перевантаження буфера і, як наслідок, втрати вхідних IP - пакетів – близько 30% (рис. 3.9,б). При адаптивному методі формування, критерій готовності блоку до відправки вибирається в залежності від конкретних умов. При невисокій інтенсивності вхідного навантаження блок формується по критерію часу очікування. Однак, при зростанні інтенсивності надходження пакетів у буфер, виникають перевантаження, і вузол автоматично змінює критерій формування блоку.

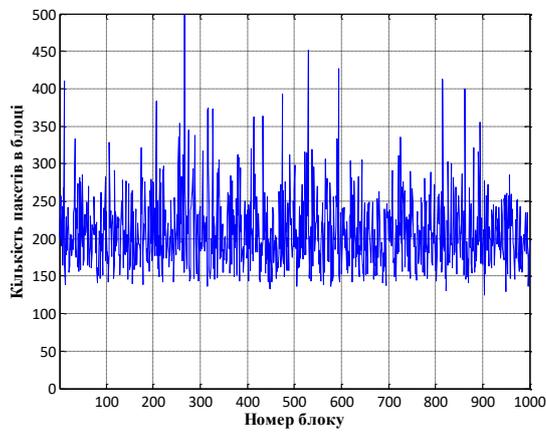


а)

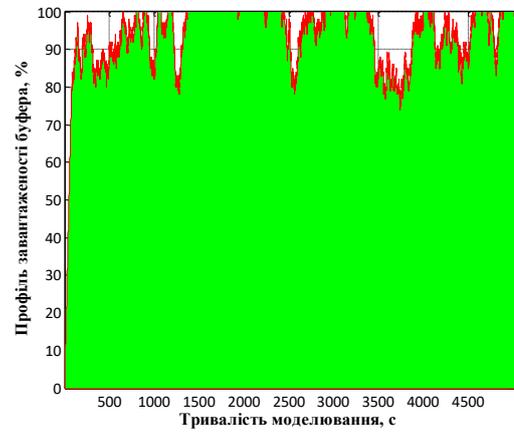


б)

Рис. 3.8. Розподіл кількості пакетів в блоці – а), та завантаженість буфера – б), для методу формування по критерію завантаженості буфера

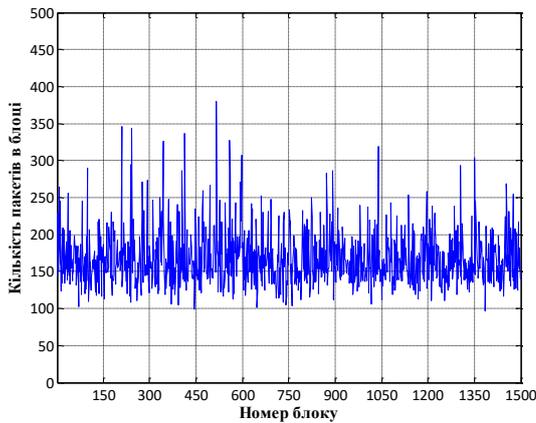


а)

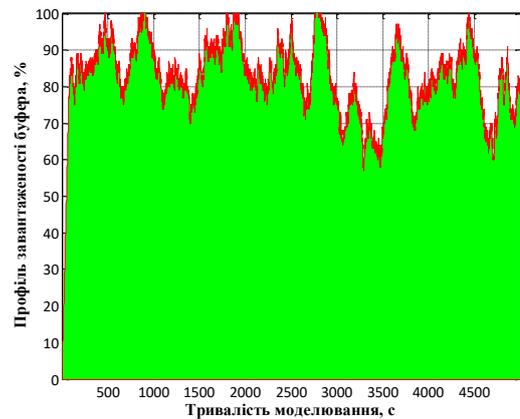


б)

Рис. 3.9. Залежність кількості пакетів в блоці – а), та завантаженість буфера – б), для методу формування по критерію часу очікування



а)



б)

Рис. 3.10. Залежність кількості пакетів в блоці – а), та завантаженість буфера – б), для адаптивного методу формування

Як показано на рис. 3.10 (а), розмір блоку коливається, і може приймати значення, що характерні для обидвох розглянутих вище методів. При такому методі формування досягається оптимальний баланс між пропускною здатністю мережі OBS та ймовірністю втрати пакету, яка для даного випадку становить 3%, що є допустимою величиною.

Крім того, проведено моделювання процесу агрегації пакетного трафіку у вузлі з використанням запропонованої моделі диференційної сегментації блоків за класами трафіку. При моделюванні використовувалась модель вузла з двома вхідними та двома вихідними каналами та сумарною пропускною здатністю 400 Мбіт/с. При цьому для спрощення прийнято, що у проміжному вузлі не використовуються оптичні буфери та конвертери довжин хвиль. Вхідний трафік рівномірно розподілений між вихідними каналами крайового вузла. Усі пакети мають фіксований розмір 1250 байт, а інтенсивність їх надходження розподілена за Пуассонівським законом. Вхідний трафік поділений на 4 класи, причому класи 0 та 1 є найбільш чутливими до затримки, а класи 2 та 3 є менш чутливими до затримки, відповідно. Враховуючи фіксований розмір блоків, в процесі формування блоку для класів 0 та 1 використовується механізм доповнення нулями, якщо кількість пакетів у черзі не є кратною до розміру блоку, в той час як для класів 2 та 3 перший блок заповнюється повністю, а інші пакети затримуються для передавання у наступному блоці. Показниками ефективності процесу передавання даних у мережі з комутацією блоків є середній інтервал колізії та кількість втрачених пакетів. Причому для класів трафіку з високими вимогами до затримки передавання використовується додаткова метрика коефіцієнту порожніх пакетів, яка показує відсоток порожніх пакетів серед загальної кількості переданих пакетів.

На рис. 3.11 представлено результати моделювання впливу міжпакетного інтервалу на інтервал колізії між блоками та коефіцієнт втрачених пакетів. Кожен сегмент містить 10 пакетів, а час агрегації блоку є фіксованим і

дорівнює 5 мс. Результати на рис. 3.11.а показують, що для трафіку класу 0 забезпечується мінімальний коефіцієнт втрат.

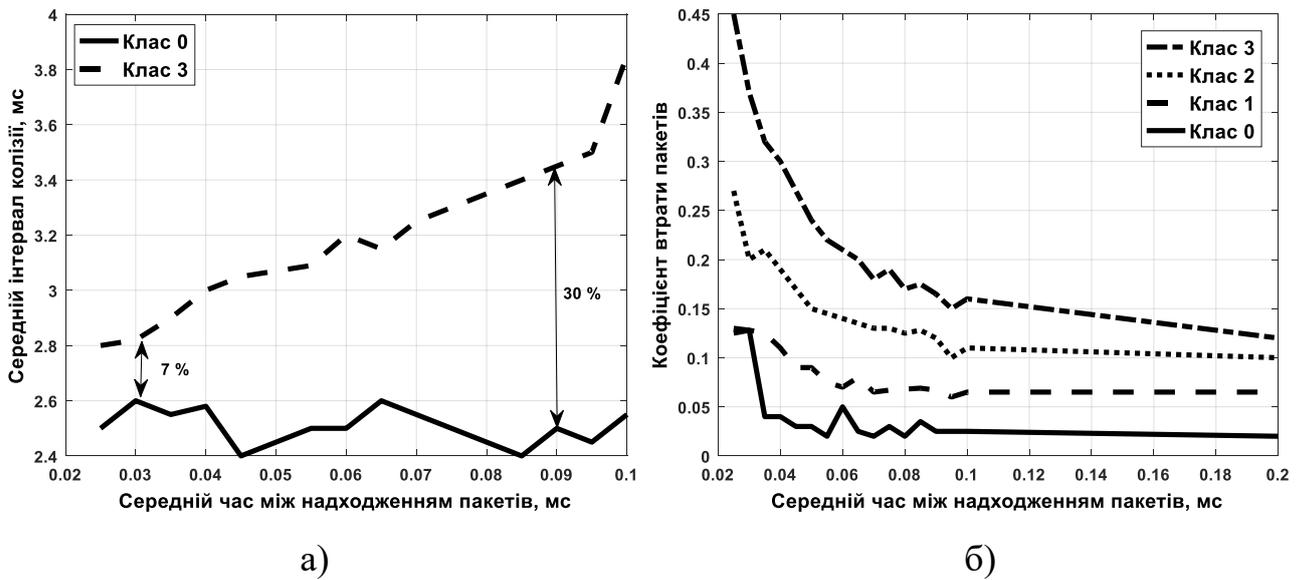


Рис.3.11. Вплив інтервалу між надходженням пакетів на тривалість колізії блоків – а) та коефіцієнт втрати пакетів – б) для різних класів трафіку при використанні диференційної сегментації блоків

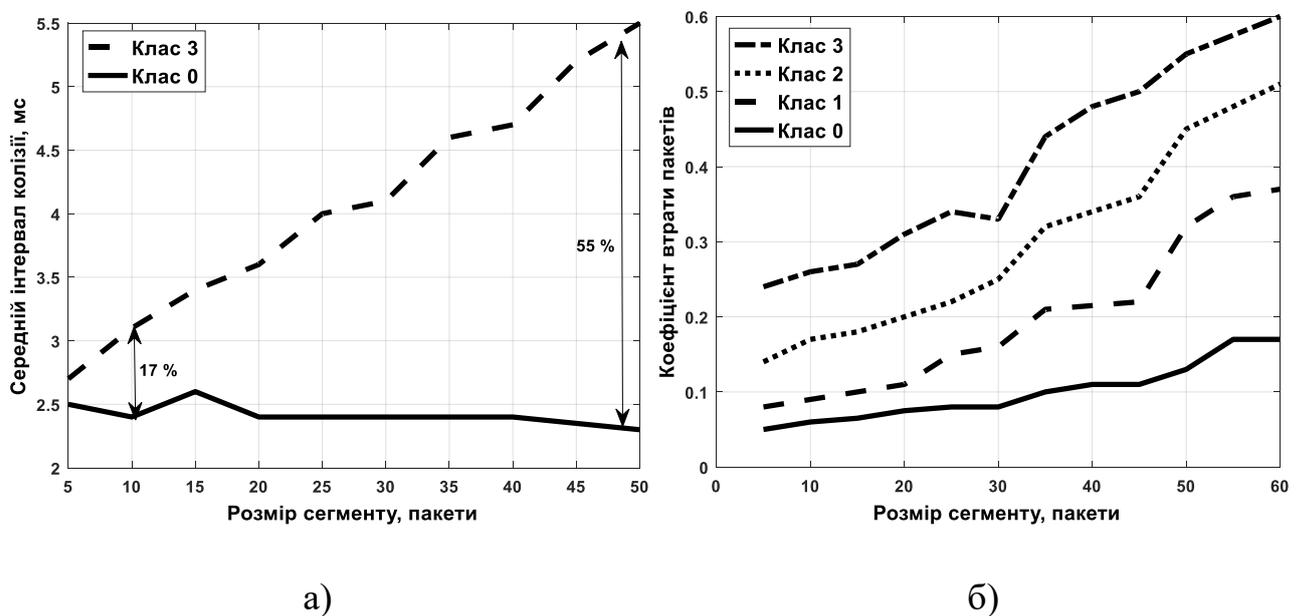


Рис. 3.12. Вплив розміру сегменту на тривалість колізії блоків – а) та коефіцієнт втрати пакетів – б) для різних класів трафіку при використанні диференційної сегментації блоків.

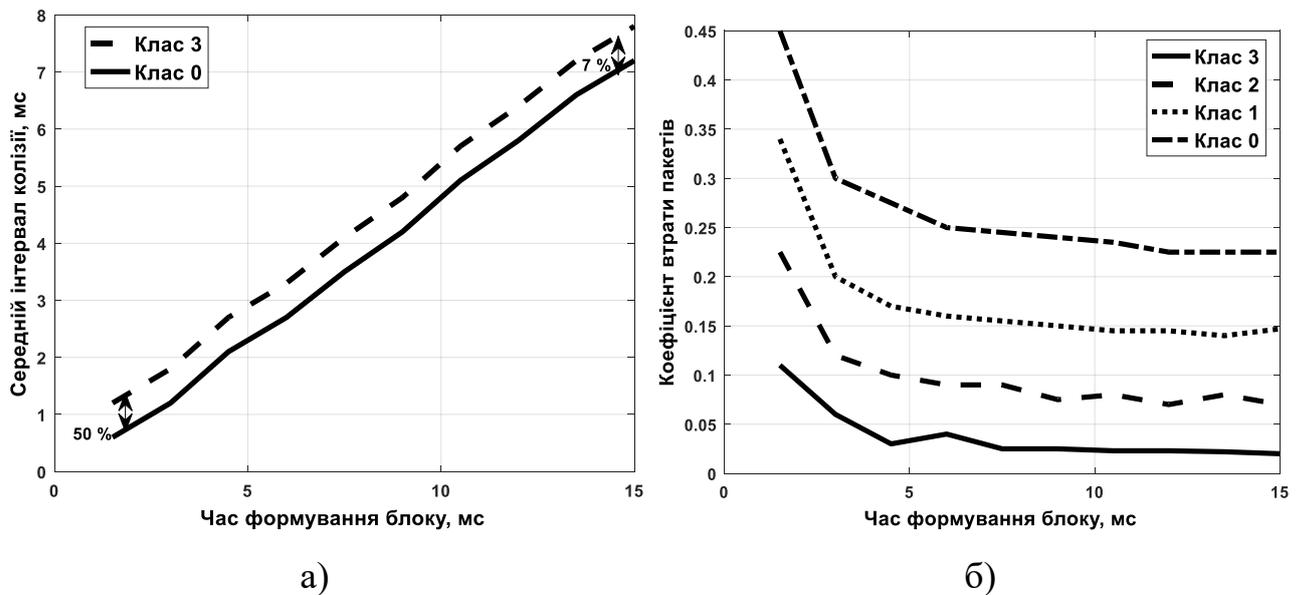


Рис. 3.13. Вплив часу формування блоку на тривалість колізії блоків – а) та коефіцієнт втрати пакетів – б) для різних класів трафіку при використанні диференційної сегментації блоків.

3.4. Висновки до третього розділу

Розглянуто основні показники якості передавання даних в оптичних транспортних системах.

Здійснено моделювання та порівняння різних алгоритмів агрегації блоків, серед яких: алгоритм за критерієм завантаженості буфера, алгоритм за критерієм часу очікування та адаптивний алгоритм. Як виявилось найбільш ефективним алгоритмом агрегації блоків став адаптивний алгоритм, оскільки з його використанням досягається оптимальний баланс між пропускнуною здатністю мережі з оптичною комутацією блоків та ймовірністю втрати пакету.

РОЗДІЛ 4. ПРАКТИЧНА РЕАЛІЗАЦІЯ ПРОГРАМНО-КЕРОВАНОЇ ОПТИЧНОЇ ТРАНСПОРТНОЇ МЕРЕЖІ З КОМУТАЦІЄЮ БЛОКІВ

4.1. Практична реалізація просторово-спектральної комутації блоків

Використання нових волокон з підтримкою просторової комутації в оптичній мережі потенційно збільшує пропускну здатність волокна з коефіцієнтом, який визначається кількістю просторових режимів. З огляду на те, що кожен режим волокна використовує існуючий спектр оптичних транспортних мереж, можуть бути використані існуючі технології спектрального ущільнення каналів. Отже, ємність WDM-SDM волокна може бути визначена шляхом двовимірної просторово-спектральної матриці, з довжинами хвиль ($\lambda_1, \dots, \lambda_N$) і просторовими режимами ($\sigma_1, \dots, \sigma_M$), визначаючи її стовпці та рядки (рис. 4.1).

На практиці в оптичних мережах сьогодні використовують комутатори з селекцією довжин хвиль (WSSs - wavelength-selective switches) в мережних вузлах і реалізуються виключно на інтерфейсах для одномодових волокон. Кожен WSS приймає сигнал з одного волокна, в якому передається кілька каналів WDM та перемикає канали з різними довжинами хвиль до одного з портів. Варто відзначити, що кожен вихідний порт може мати будь-яку кількість каналів з різними довжин хвиль, що перемикаються на нього, оскільки перемикання незалежно виконується для кожної довжини хвилі з вхідних портів. Комутатор також може працювати в зворотному напрямку, приймаючи WDM потоки з великої кількості вхідних волокон, вибираючи канали довжин хвиль, чий вхідні волокна приєднані до одного вихідного порту волокна. Очевидно, що дві однакові за довжиною хвилі не можуть бути фізично переключені на один вихід волокна в WSS. Тому, існує проблема неузгодженості довжин хвиль процесі маршрутизації оптичних потоків. В мережі зі складною топологією, вузол виконує функцію перемикання та

функцію маршрутизації, з $1 \times K$ WSS і вибором функцій з $K \times 1$ WSS. Канали довжин хвиль в WSS визначаються спектральними перемикаючими елементами, як правило, рознесені по спектру на 100 ГГц (з підтримкою близько 50 каналів) або на 50 ГГц (з підтримкою майже 100 каналів). Фіксовані канали WSS характерні певною неефективністю, оскільки захисні смуги введені між сусідніми каналами, які знижують пропускну здатність, доступну для кодування інформації. Оскільки обсяги даних зростають і пропускі здатності SMF стають обмежуючим фактором, впроваджується гнучка топологія WSSs. В гнучкій топології WSS спектральні канали не фіксовані, що дає змогу в разі потреби забезпечити канал з великою шириною смуги пропускання. Ця можливість використовується для створення спектральних суперканалів, які складаються з щільно упакованих підканалів, які передаються по мережі як єдине ціле з невеликою кількістю захисних смуг між підканалами. Наприклад, суперканал з шириною смуги 200 МГц забезпечити пропускну здатність 1 Тб/с за рахунок об'єднання кількох окремих підканалів. Отже, використання суперканалів для передавання даних дає змогу зменшити кількість каналів WDM, підвищуючи при цьому пропускі здатність мережі.

За призначенням комутаційного вузла режими функціонування класифікуються на три основних типи:

- **Режим просторового рознесення:** просторові канали залишаються відокремленими у волокнах та вузлах мережі. Таким чином, окремі просторові режими можуть перемикатися з одного SDM волокна оптичної лінії на інше, а операції введення/виведення можуть бути застосовані для будь-якого просторового режиму комбінації каналів.
- **Режим просторового змішування:** просторові канали змішуються у волокнах та вузлах мережі, що утворює просторові суперканали, в яких безліч потоків даних передаються у вигляді груп підканалів, що займають ту ж довжину хвилі в незалежних режимах. В результаті змішування каналів, необхідно використовувати цифрову обробку сигналів для того

щоб роз'єднати інформаційні потоки, шляхом когерентного виявлення всіх просторових режимів на SDM приймачі.

- **Режим просторових підгруп:** Просторові канали можуть змішуватися тільки в межах окремих підгруп. Підгрупи визначаються конструкцією SDM волокна, а просторові канали, що належать до підгрупи не розділяються в процесі комутації. Поділ просторових каналів на підгрупи меншого розміру полегшує процес комутації, проте зменшує гнучкість мережі.

У оптичних мережних вузлах, трафік WDM-SDM на кожній вхідній лінії волокна має бути або перенаправлений на вихідні волоконно-оптичні лінії, як частина потоку інформації мережі, або виведений до місцевого сегменту мережі доступу для кінцевих користувачів. Крім того, з мережі доступу вузол вводить дані місцевих користувачів. Категорії SDM волокна визначають допустимі варіанти комутації, які можливі у вузлах оптичної мережі. Є чотири альтернативних сценарії комутації, які впливають з категорій SDM волокон, утворюючи багатовимірні вузли комутації різної гранулярності (рис. 2.2).

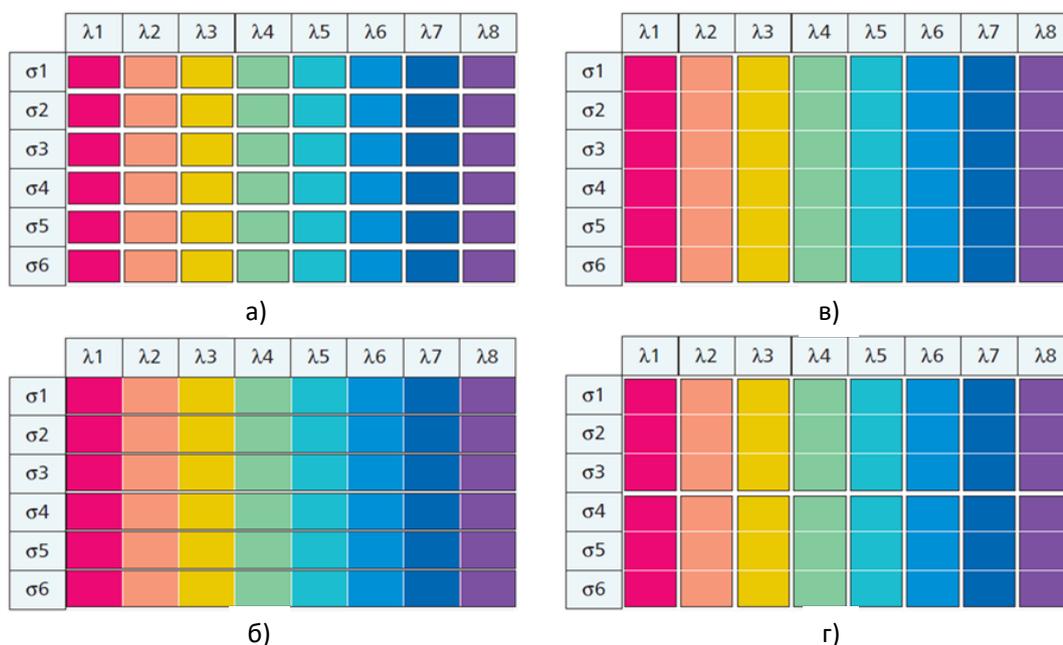


Рис. 4.1. Пропоновані схеми розподілу просторово-спектральних каналів у оптичній транспортній мережі

1. Рознесена комутація просторових та спектральних каналів. Пропускна здатність WDM-SDM волокна виділяється незалежно для кожного просторово-спектрального каналу як показано на рис. 4.1,а. Це забезпечує кращу деталізацію процесу комутації, що забезпечує найкращу гнучкість для виділення пропускної здатності. Сценарій незалежного перемикання просторових та спектральних каналів потребує використання гібридного SDM волокна.

2. Комутація просторових каналів. Пропускна здатність WDM-SDM волокна комутується просторовими каналами, незалежно від довжини хвиль, як показано на рис. 4.1, б. В такому варіанті, вся смуга частот каналу зв'язку в комутується спільно. При такому варіанті реалізації процес комутації є простим, проте недостатньо гнучким для умов динамічно змінних вимог до пропускної здатності каналів.

3. Комутація хвильових каналів. Пропускна здатність WDM-SDM волокна комутується спільно для всіх просторових каналів, утворюючи просторові суперканали, які передаються як одне ціле (рис. 4.1, в). Оскільки просторові канали є однонапрямленими, структура мережі схожа на існуючі мережі на основі одномодових волокон, проте зі значно вищими пропускними здатностями оптичних каналів зв'язку.

4. Комутація хвильових каналів в межах просторових підгруп. Пропускна здатність WDM-SDM волокна комутується в межах просторових підгруп (рис. 4.1, г). Такий підхід дає змогу утворювати суперканали із заданою пропускною здатністю, використовуючи окремі групи просторових каналів.

4.2. Структурні схеми комутаційних вузлів оптичних транспортних мереж з комутацією блоків

Основні функції комутаційного вузла полягають у маршрутизації трафіку з вхідних портів на вихідні порти та здійсненні операцій вводу/виводу потоків

мереж доступу. В залежності від сценарію комутації та необхідної гнучкості розподілу пропускної здатності процес комутації вимагає різних підходів.

Дві можливі реалізації незалежної комутації просторових та спектральних каналів, які забезпечують різні рівні гнучкості, показані на рис. 4.2 та рис. 4.3. Перша реалізація використовує крос-комутацію (OXC – optical cross-connect) (рис. 4.2).

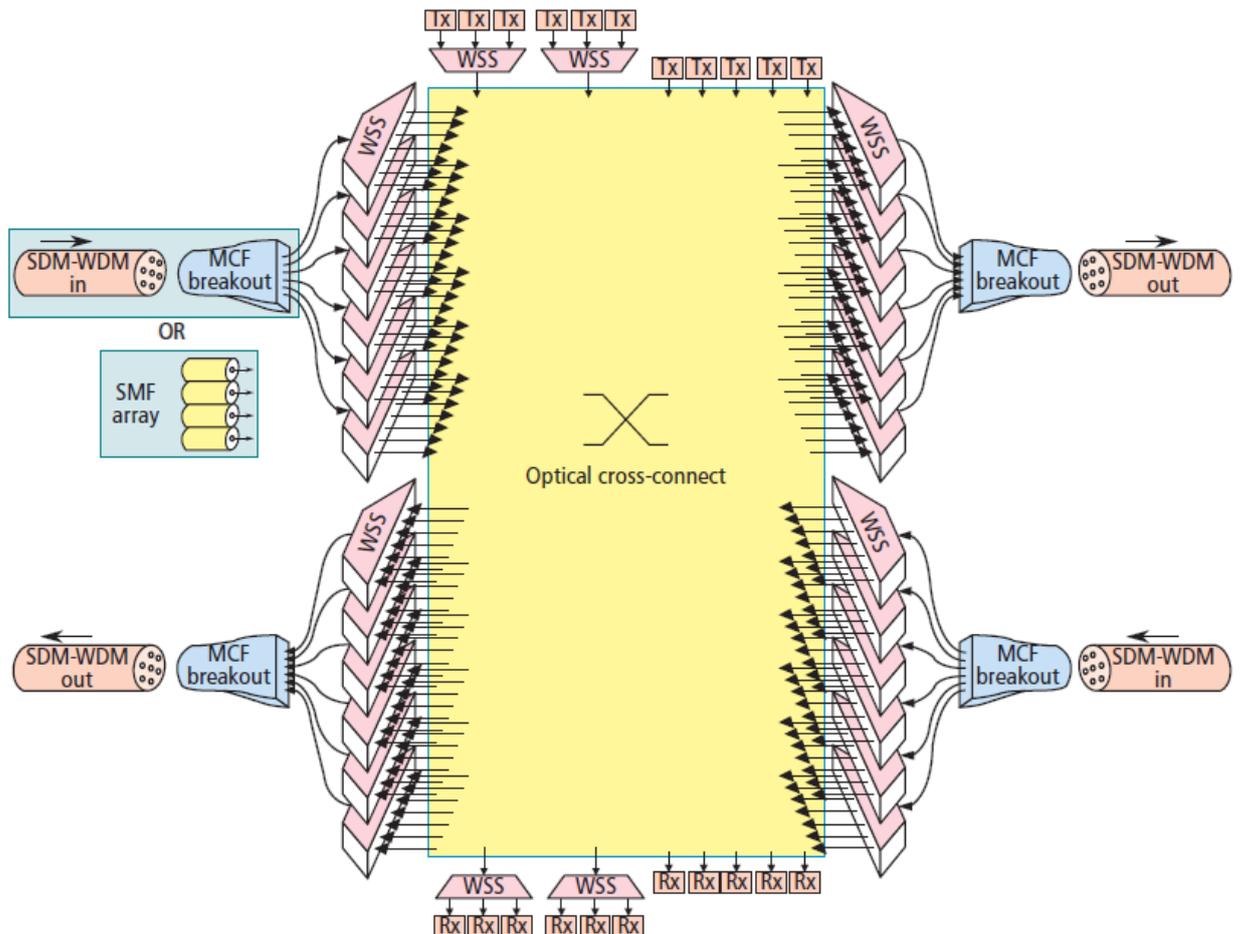


Рис. 4.2. Структурна схема вузла з незалежною комутацією просторових та спектральних каналів на основі оптичного крос-комутатора та селекторів довжин хвиль

Для підтримки просторових волокон SDM оптичний крос-комутатор доповнений селекторами довжин хвиль WSS $1 \times K$ на вході. WSS розділяє WDM канали на кожному просторовому каналі залежно від призначення: вихідний порт або виведення в мережу доступу. На вихідній стороні WSS $K \times 1$ здійснює

мультиплексування хвильових каналів в просторові канали SDM волокна. Така конфігурація забезпечує повну гнучкість маршрутизації завдяки використанню ОХС, особливо у випадку неузгодження довжин хвиль, завдяки перемиканню на інший просторовий канал, замість набагато складнішого рішення перетворення довжин хвиль, яке використовується в мережах SMF. Завдяки WSS на входах і виходах ОХС WDM забезпечує гнучкий розподіл смуги пропускання, а також ефективніше використовує порти ОХС волокна, оскільки WDM канали, передаються в одному напрямку.

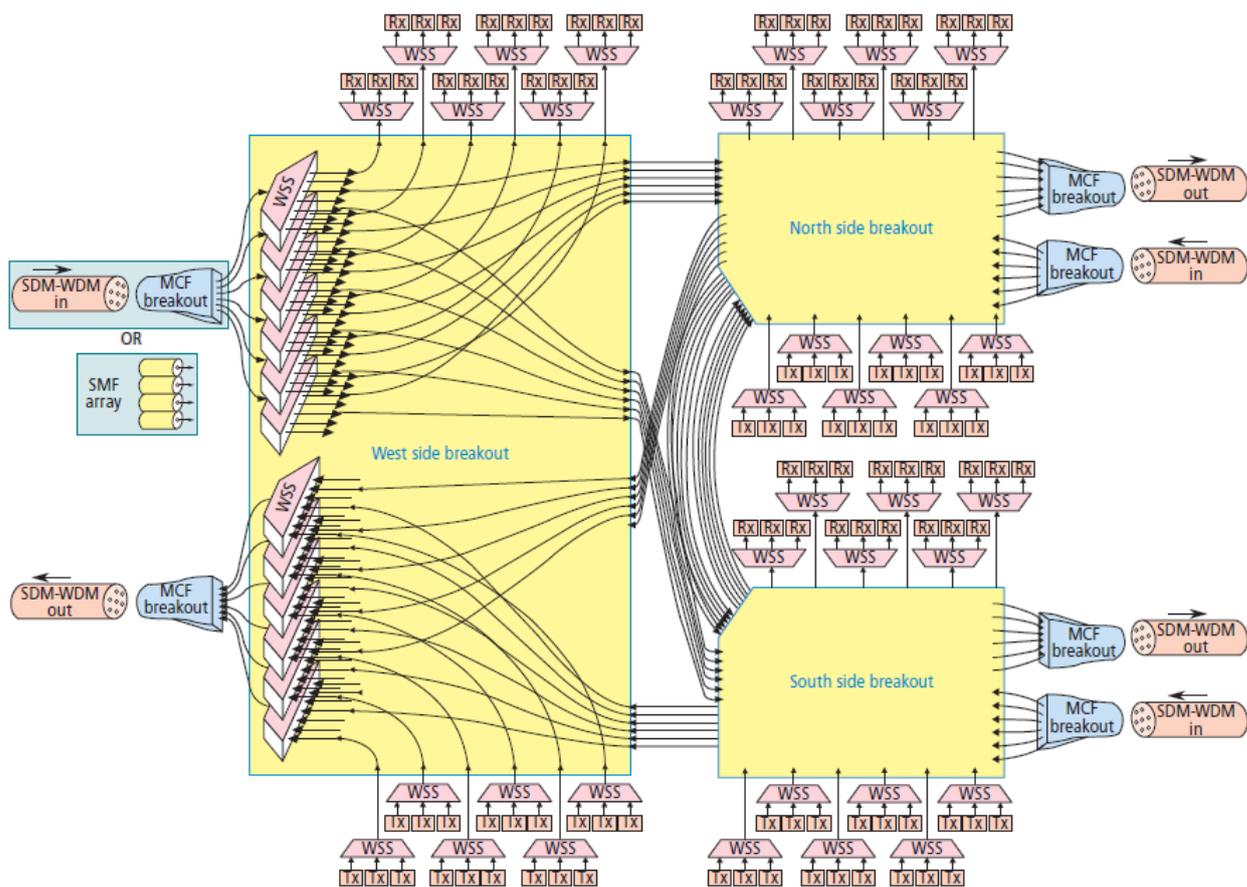


Рис. 4.3. Структурна схема вузла з незалежною комутацією просторових та спектральних каналів на основі селекторів довжин хвиль

Альтернативне рішення для незалежної комутації просторових та спектральних каналів є усунення ОХС, який є дорогим елементом вузла і, крім того характерний високою ймовірністю блокування (рис. 4.3). В такому варіанті, комутація здійснюється окремо для кожного просторового каналу.

Кожен незалежний просторовий канал розділяється в WSS $1 \times K$ і перенаправляється в пункти призначення вихідного волокна, причому вихідний канал відповідає вхідному, що унеможливорює просторове перемикування. Тому, усунення ОХС призводить до обмеженої гнучкості маршрутизації.

Найбільшим недоліком конструкції реалізації вузла з незалежною комутацією просторових та спектральних каналів комутаційного вузла є кількість апаратних засобів, необхідних для його реалізації. Це вимагає M -кратного масштабування WSS для забезпечення M -кратного збільшення пропускної здатності. Отже, вартість комутаційного вузла зростає лінійно зі зростанням пропускної здатності.

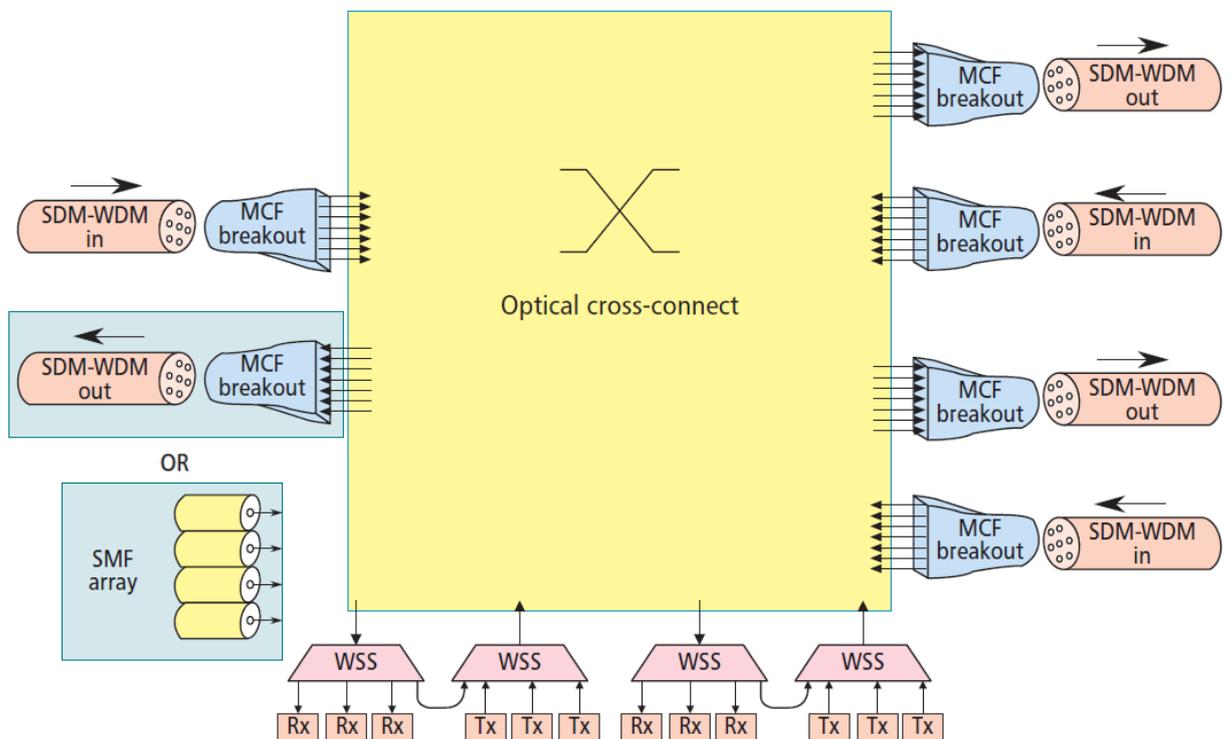


Рис. 4.4. Структурна схема вузла з просторовою комутацією каналів

Усунення комутаційних елементів WDM та реалізація просторової комутації, значно знижує кількість необхідного апаратного забезпечення та вартість вузла (рис. 4.4). ОХС отримує всі просторові канали з вхідних портів та комутує кожен канал на вихідне SDM волокно, забезпечуючи при цьому маршрутизацію всієї оптичної лінії зв'язку (усі довжини хвиль, які передаються

в просторовому режимі) до вихідних пунктів призначення. Для операцій вводу/виводу, ОХС може комутувати канали мережі доступу на відповідні порти WSS, з яких канали виводяться у мережу доступу. Кількість WSS у вузлі залежить від кількості просторових каналів, які можуть бути виведені в мережу доступу, з як мінімум одним просторовим каналом у волокні. Оскільки ця кількість повинна бути достатньо високою щоб забезпечити необхідну гнучкість маршрутизації в мережі з багатьма вузлами, вартість такого вузла може бути непомірно високою.

З іншого боку, вузол з комутацією спектральних каналів використовує модифікацію WSS, призначену для маршрутизації просторових суперканалів. В такому вузлі використовують WSS з багатьма портами та одномодові оптичні волокна (рис. 4.5).

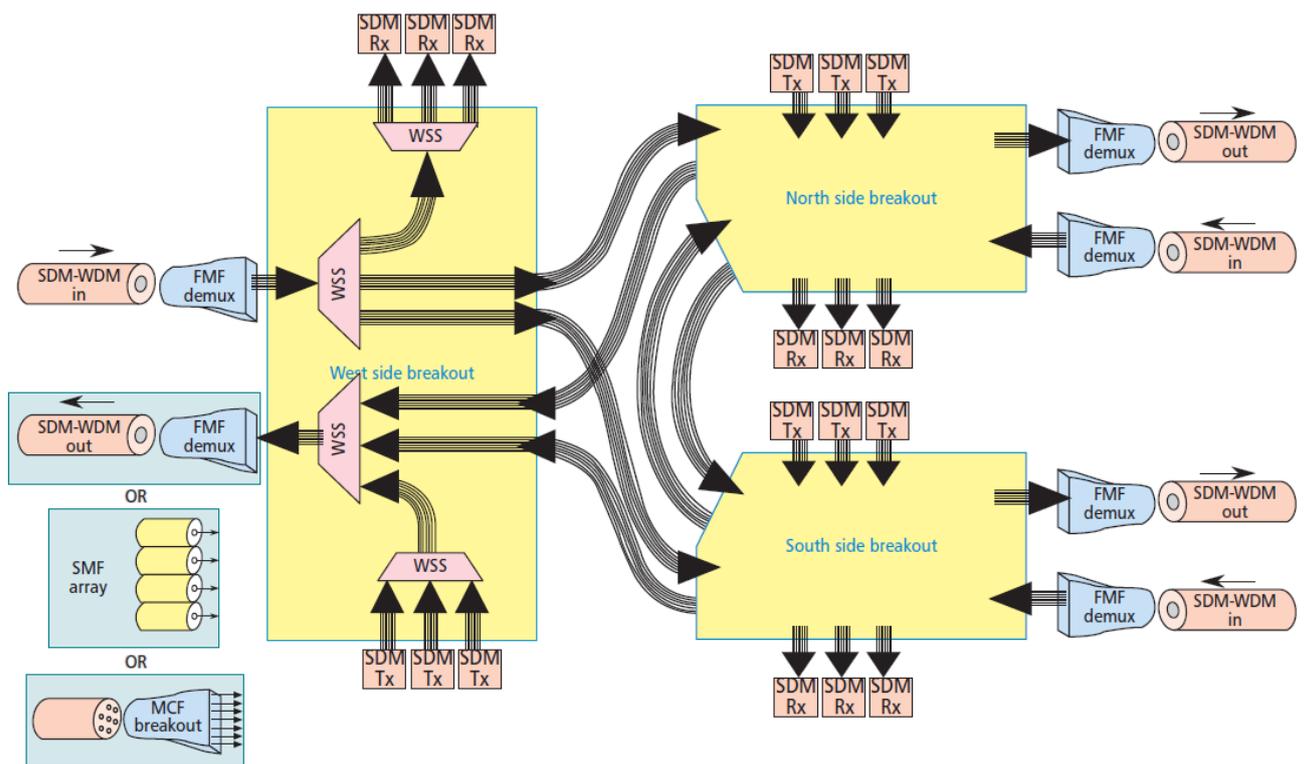


Рис. 4.5. Структурна схема вузла зі спектральною комутацією просторових каналів.

Внутрішній механізм комутації довжини хвилі у WSS (на основі управління променем) може перенаправляти сигнали з вхідних портів на порти

вихідного WSS. Якщо порти розташовані у вигляді лінійної еквідистантної матриці, волоконні порти перенаправляються з першої підгрупи на другу, комутуючи при цьому усі групи просторових каналів.

Групова комутація у WSS може бути використана для побудови мережі на сонорві звичайних одномодових оптичних волокон з M -кратним паралелізмом, усіх режимів в одному комутаційному вузлі. Просторово направлені суперканали перетинають перший селектор $M \times (I \times K)$ для вибору пункту призначення та другий селектор $M \times (K \times I)$ для об'єднання хвильових каналів на виході SDM волокна.

Останній варіант реалізації представляє собою гібридну конструкцію просторового та спектрального комутатора, який забезпечує комутацію просторових груп як з частковим використанням спектру так і з повним використанням спектру (рис. 4.6). Цей варіант узгоджений з існуючими рішеннями для SDM волокон, які пропонують M просторових каналів, які можна розділити на M/P незалежних підгруп, де канали об'єднані в межах однієї підгрупи. Кожна просторова група повинна бути зкомутована як одне ціле, враховуючи внутрішнє об'єднання каналів, проте самі групи можуть комутуватись незалежно одна від від одної. Таке гібридне рішення забезпечує більш тонку деталізацію, ніж перемикання всіх каналів (деталізація довжини хвилі), проте потребує дорожчої апаратної реалізації. В свою чергу, часткове просторово-спектральне рішення потребує специфічних форм SDM волокна, таких як SDM волокна з розділеним передавання. Таке рішення для комутації може більш ефективно використовувати SDM волокна з дуже високою кількістю просторових режимів, за умови, що вони розроблені з урахуванням підтримки просторових груп каналів.

Використання просторової комутації є перспективним рішенням для підвищення пропускної здатності оптичних транспортних мереж, проте потребує значного вдосконалення усіх елементів мережної інфраструктури.

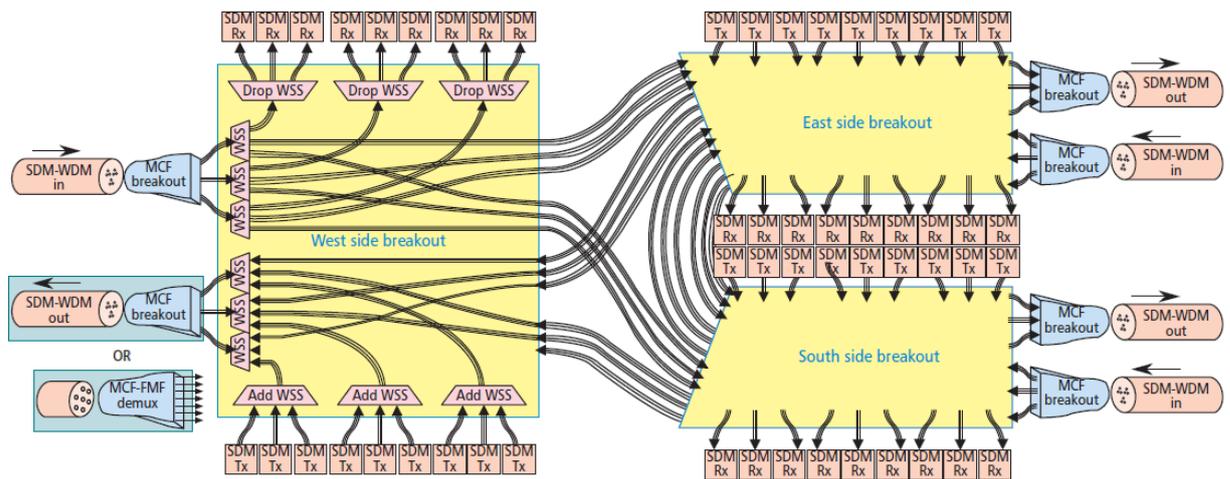


Рис. 4.6. Структурна схема вузла частково-гібридною повнопросторовою комутацією.

Вибір кожного з цих варіантів здійснюється з врахуванням конкретних вимог до процесу передавання даних в мережі, її структури та призначення. При оцінюванні повністю оптичної мережі необхідно враховувати особливості фізичного рівня, очікувані масштаби інформаційних потоків та вимоги користувачів. Крім того, важливо враховувати вимоги з точки зору мінімального обсягу пропускної здатності, який може бути виділений на один просторово-спектральний канал, а також ймовірності блокування, яка залежить від навантаження мережі. Тому, для кожного варіанту реалізації необхідно розраховувати усі вищезгадані аспекти з метою забезпечення максимальної ефективності оптичної транспортної мережі з просторово-спектральною комутацією інформаційних потоків.

4.3. Архітектура програмно-конфігурованої мережі OBS

В сучасних IP/оптичних багатошарових мережах, процес управління оптичним та IP - доменом розділений, що негативно впливає на якість сервісу в контексті наскрізного його надання. Дослідження єдиної схеми управління багатошарових мереж є дуже важливою проблемою, оскільки впровадження

такої схеми дозволило б значно спростити керування мережі, поліпшити її швидкість та зменшити експлуатаційні і капітальні витрати. Для впровадження єдиної схеми управління мережею запропоновано використання протоколу OpenFlow, що разом з оптичною комутацією блоків є потенційно багатообіцяючим майбутнім мережі Internet.

Впровадження протоколу OpenFlow для мережі OBS потребує того, щоб крайові і проміжні вузли були вдосконалені для його підтримки, а також могли проводити операції перемикання на підставі попередньо визначених міток потоку.

В IP - мережах з підтримкою протоколу OpenFlow комутатор виконує операції перемикання, відправляючи перший IP - пакет невизнаного потоку до контролера NOX для його маршрутизації, або безпосередньо переадресує потік, якщо він відповідає будь-якій з існуючих міток потоку. З іншого боку в мережах OBS, елементом комутації є оптичний блок, який зібраний з групи IP-пакетів з однаковим адресом призначення і прозора передається каналу на певній довжині хвилі без О/Е/О перетворення. Тому, якщо ми застосуємо концепцію OpenFlow для мережі OBS, то VNP, який містить адресу призначення та інформацію про якість обслуговування QoS, можна розглядати в якості першого пакету з вхідного потоку. З точки зору контролера, VNP є еквівалентним першому нерозпізаному пакету IP - потоку. Для того, щоб розрізнити поняття звичайного VNP та VNP, який направляється від OBS вузла до контролера NOX, введемо поняття запиту ліній, яке в подальшому буде згадуватись як LRQ (англ. Link request).

Для того щоб керувати вузлом мережі OBS з можливостями OpenFlow, запропоновано розширити його архітектуру OpenFlow модулем. Як показано на рис. 4.7, OpenFlow модуль реалізовує стандартний протокол OpenFlow та забезпечує інтерфейс між контролером NOX та вузлом OBS [150].

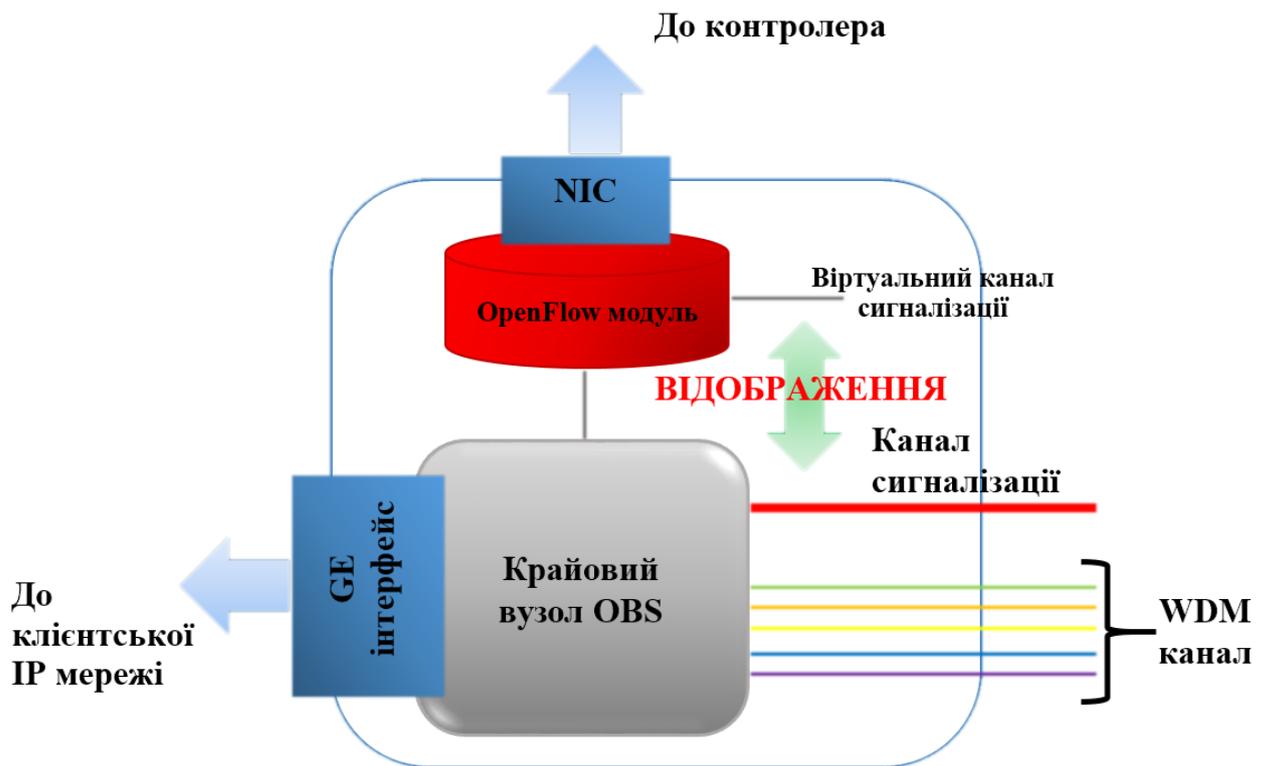


Рис. 4.7. Архітектура крайового вузла мережі OBS з підтримкою OpenFlow

Крайовий вузол OBS мережі з підтримкою OpenFlow має GE інтерфейс, під'єднаний до клієнтської IP - мережі. За допомогою цього інтерфейсу він збирає IP - пакети в блоки та відправляє LRQ повідомлення до NOX контролера через модуль OpenFlow. Коли модуль OpenFlow крайового вузла відмічений контролером міткою потоку, він вказує блоку обробки, що лежить в його основі, відправити ВНР по каналу сигналізації. Проміжний вузол, який зображений на рис. 4.8, може мати декілька фізичних портів для каналів сигналізації, а також і декілька портів комутації каналів даних WDM. У проміжному вузлі OpenFlow модуль має можливість конвертувати мітки потоків в локальні конфігурації блоку обробки, який лежить в його основі, і саме тому, проміжний вузол матиме можливість правильно прийняти, обробити та передати ВНР пакет. Як показано на рис. 4.7 та рис. 4.8, модуль OpenFlow обладнаний одним або декількома віртуальними портами Ethernet. Кожен такий порт, відображається на фізичний канал сигналізації OBS. В такому разі

відпадає потреба значних модифікацій класичного OBS, в якому ВНР пакети обробляються високошвидкісними FPGA, оскільки з точки зору контролера вузли можуть поводитись як стандартні OpenFlow комутатори [150].

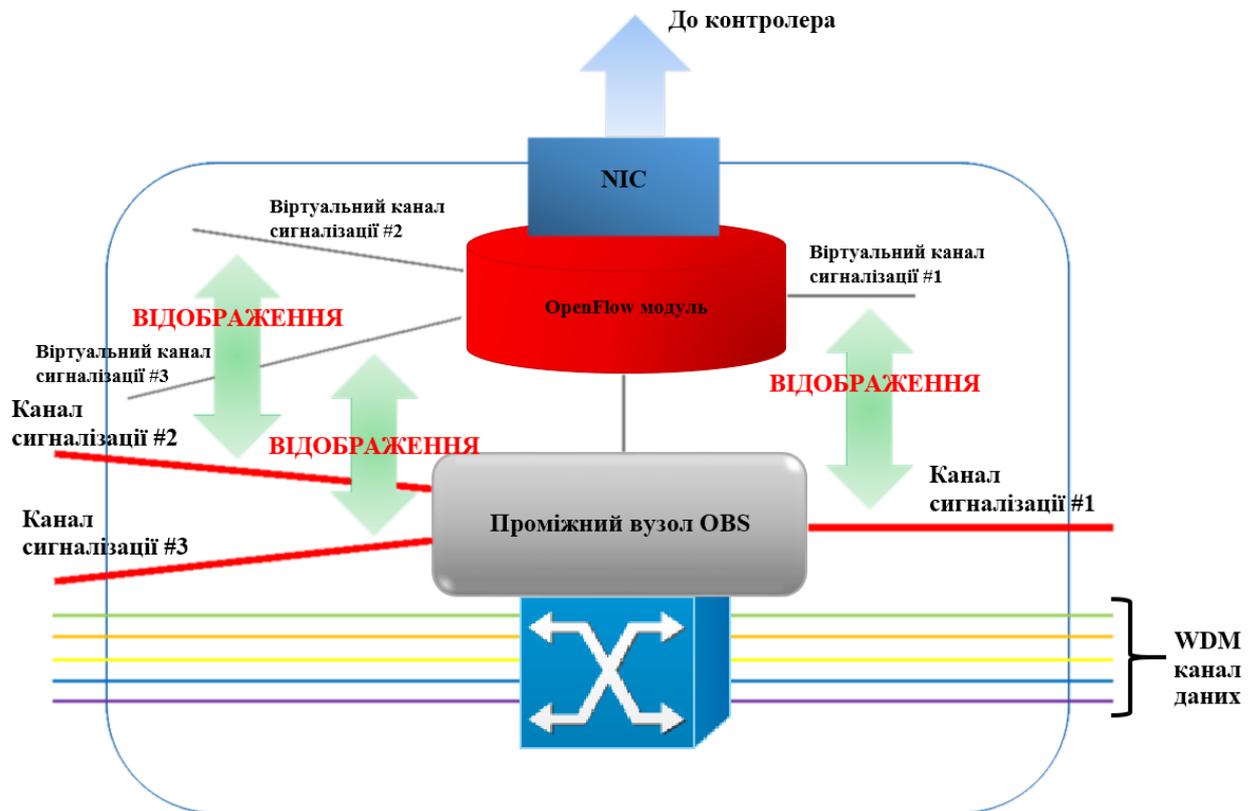


Рис. 4.8. Архітектура проміжного вузла мережі OBS з підтримкою OpenFlow

Потрібно врахувати те, що в FPGA, які обробляють ВНР пакет, також необхідні записи міток передачі LFEs (англ. label forwarding entries) для виконання операцій порівняння та оновлення. За допомогою таких LFEs, ВНР може швидко комутуватись «стрибок за стрибком». Для того щоб відобразити мітки потоку OpenFlow на LFE, тимчасово використовуються TCP - адреси портів джерела/отримувача як вхідні/вихідні мітки LFE в FPGA. Таким чином, відбувається відображення мітки потоку OpenFlow модуля на запис мітки передачі, що зображено на рис. 4.9:

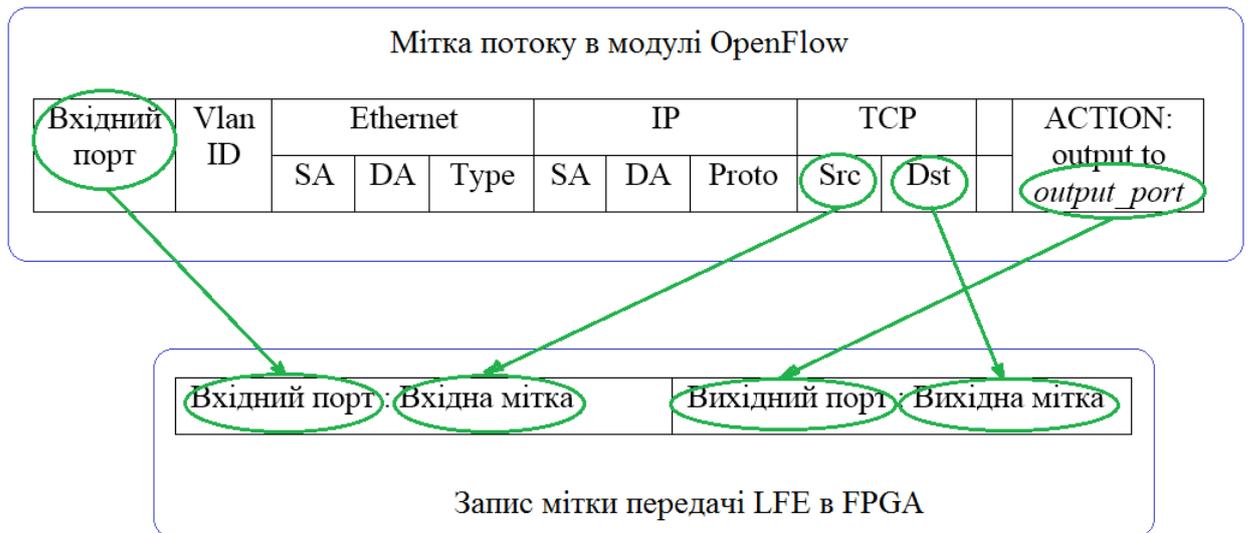


Рис. 4.9. Відображення мітки потоку OpenFlow модуля на запис мітки передачі

Вищезгадана архітектура мережі може використовувати два підходи сигналізації. При використанні першого підходу підтвердження відсутнє, а у випадку використання другого підходу – присутнє. Робота мережі OBS з підтримкою OpenFlow та відсутністю підтвердження зображена рис. 4.10. Розглянемо детальніше алгоритм роботи такої мережі [11]:

Крок 1. Вхідний крайовий вузол мережі OBS затримує та класифікує IP – пакети, отримані від клієнтської IP-мережі, таким чином, формуючи оптичні блоки. Після того, коли досягнена необхідна довжина оптичного блоку чи час на формування оптичного блоку вийшов, генерується блок даних та відповідний йому ВНР.

Крок 2. Вхідний крайовий вузол відправляє LRQ до контролера NOX, щоб отримати наскрізний шлях LSP (англ. Label switched path) для ВНР.

Крок 3. Контролер NOX розраховує наскрізний шлях для передачі ВНР, а потім відсилає відповідні мітки потоку всім вузлам які належать розрахованому шляху, починаючи з вхідного крайового вузла OBS.

Крок 4. Крайові та проміжні вузли мережі OBS приймають мітки потоку та перетворюють їх в локальні конфігурації (таблиці міток для передачі ВНР).

Крок 5. Вхідний крайовий вузол відсилає ВНР по каналу сигналізації. ВНР проходить по встановленому наскрізному шляху, резервуючи необхідні ресурси для його блоку даних.

Крок 6. Після часу затримки, блок даних відправляється від вхідного крайового вузла мережі OBS та прозоро передається до вихідного крайового вузла мережі OBS.

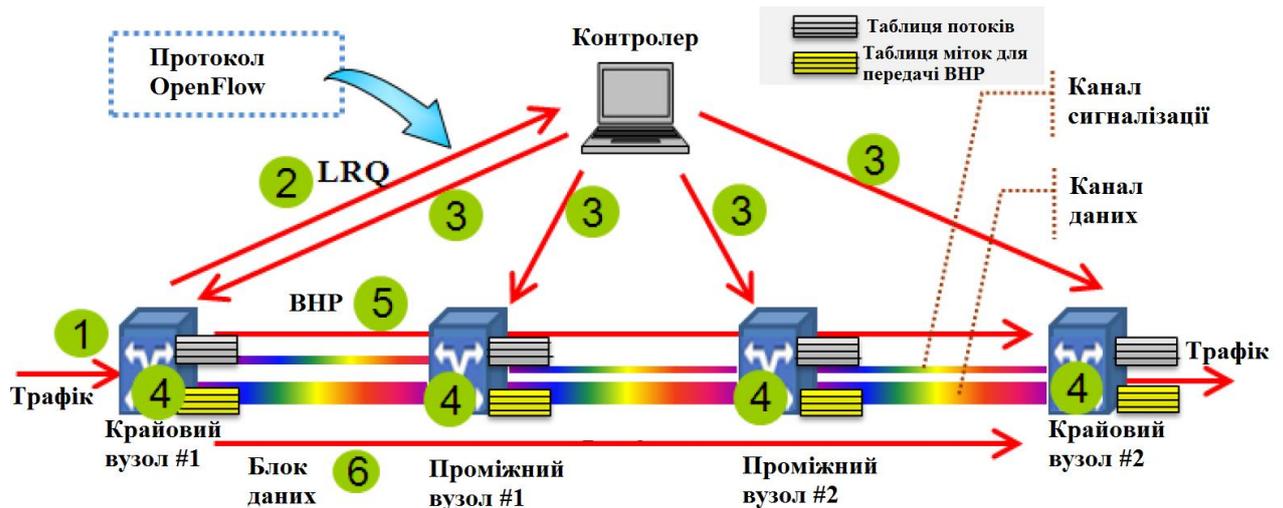


Рис. 4.10. Процедура сигналізації (без підтвердження) для мережі OBS з підтримкою OpenFlow

Очевидно, що в такій процедурі вхідний вузол відправить перший ВНР та відповідний йому блок даних щойно отримає мітку потоку від контролера. Однак, якщо хоча б один вузол, що належить LSP, не зможе через певні причини обробити мітку потоку, то передача ВНР буде не успішною, а отже, блок даних, за який відповідає даний ВНР, втрачиться. Для того, щоб вирішити таку проблему, запропоновано впровадити механізм сигналізації з підтвердженням. В такому випадку, крок 3 який зображений на рис. 4.10, модифіковано так, що контролер спершу вставляє мітки потоку у всі вузли, окрім вхідного крайового вузла, після чого в кроці 4, вузли, які отримали мітку потоку та успішно змінили власні локальні конфігурації, повинні відправити підтвердження контролеру. Коли контролер зібрав всі необхідні повідомлення

підтвердження, він відправляє мітку потоку вхідному крайовому вузлу OBS. Іншими словами, вхідний крайовий вузол OBS не відправляє VHP і пов'язаний з ним блок даних доти, доки LSP не буде успішно встановлено. Використання такого рішення дозволить зменшити втрати пакетів, проте збільшить час створення LSP

На рис. 4.11 зображено процедуру сигналізації з підтвердженням в мережах OBS з підтримкою OpenFlow. В порівнянні з розподіленою процедурою сигналізації, така схема не потребує RSVP сигналізації, оскільки контролер моніторить всю мережу і має можливість виконувати розподілення міток більш інтелектуально.

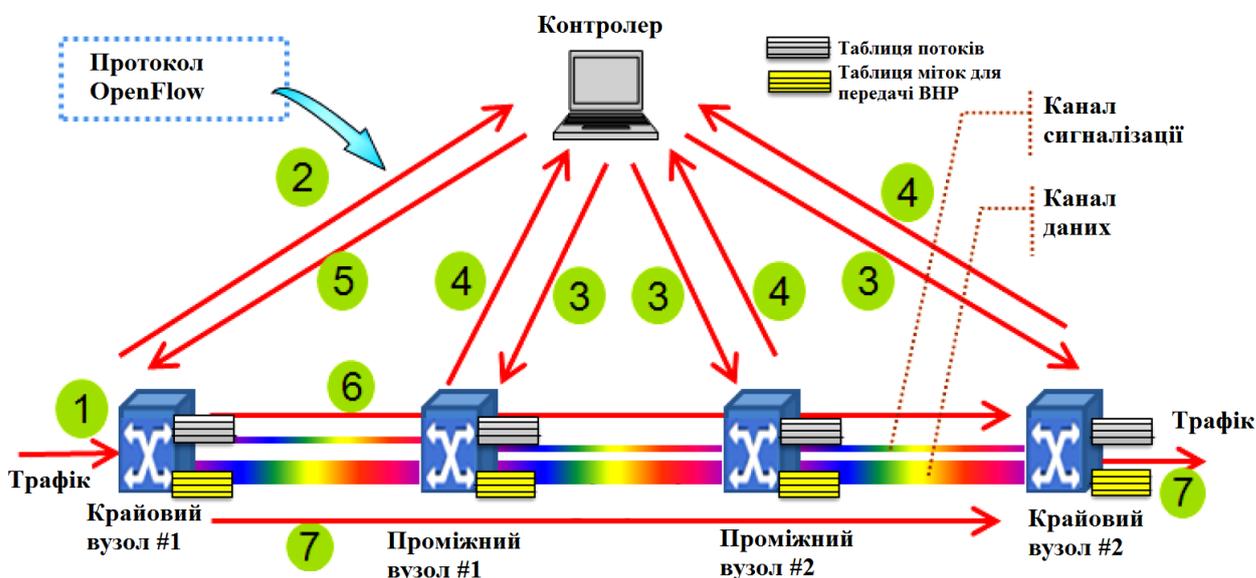


Рис. 4.11 Процедура сигналізації (з підтвердження) для мережі OBS з підтримкою OpenFlow

Крок 1. Потік даних прибуває на крайовий вузол та генерується новий VHP з новим числом FEC.

Крок 2. Вхідний крайовий вузол створює LRQ повідомлення і відправляє його контролеру через OpenFlow інтерфейс.

Крок 3. Контролер вирішує питання маршрутизації та робить спробу вставити мітки потоку всім вузлам, які належать до згенерованого контролером LSP, окрім вхідного крайового вузла.

Крок 4. Вузли перетворюють мітки потоку в таблицю міток для передачі ВНР та відправляють контролеру повідомлення підтвердження.

Крок 5. Коли контролер зібрав достатню кількість повідомлень підтвердження, він вставляє мітку потоку у вхідний крайовий вузол.

Крок 6. Після отримання мітки потоку, вхідний крайовий вузол відправляє ВНР по каналу сигналізації. Далі ВНР проходить через LSP, обробляється та резервує необхідні ресурси кожного вузла, який належить до даного LSP.

Крок 7. Коли проходить час затримки, з вхідного крайового вузла відправляється блок даних, який прозоро передається до вузла призначення.

4.4. Структурно-функціональна схема крайового вузла мережі OBS на основі програмованих логічних інтегральних схем

В мережах OBS IP-пакети збираються в блоки великих розмірів, після чого відбувається генерація відповідних їм ВНР. Потім відбувається передача ВНР, а після закінчення так званого часу затримки, за цим ВНР передається асоційований з ним блок даних. Кожен ВНР містить інформацію маршрутизації та планування, яка обробляється електронно до приходу асоційованого з ним блоку даних. Коли ВНР проходить шлях від вхідного до вихідного вузла, всі проміжні вузли, які належать цьому шляху, обробляють ВНР та відповідно налаштовують власні локальні оптичні комутатори, щоб встановити повністю оптичний шлях, що дозволяє прозоро передати оптичний блок даних через всю мережу OBS.

Така архітектура має декілька суттєвих недоліків:

- модулі такої архітектури реалізуються на окремих звичайних контролерах;
- модулі такої архітектури не є програмно конфігурованими, що здійснює суттєвий вплив на гнучкість системи в цілому;

- така архітектура крайового вузла не дозволяє впровадження технології OpenFlow чи її модифікацій.

Враховуючи вище сказане, запропоновано дещо змінити класичну архітектуру крайового вузла, об'єднавши деякі з її модулів та реалізувати їх на програмованих логічних інтегральних схемах FPGA, що добавить значної гнучкості системі, дозволить впровадження програмної конфігурації вузлів, та як наслідок збільшить гнучкість системи і дасть можливість впровадження технології OpenFlow [141].

Розглянемо запропоновану архітектуру крайового вузла мережі OBS. Така архітектура в загальному випадку складається з чотирьох модулів:

- модуль маршрутизації та управління (ММУ);
- модуль агрегації (МА), який класифікує IP - пакети згідно з їх адресами вихідного крайового вузла та вимогами якості сервісу QoS, після чого генерує оптичний блок базуючись на одному з алгоритмів агрегації.
- модуль планування (МП), який присвоює оптичному блоку власний канал на певні довжині хвилі, після чого вставляє в ВНР відповідну інформацію резервування ресурсів проміжного вузла.
- модуль приймання/передавання оптичних блоків (МППОБ), який виконує електронно-оптичні та оптико-електронні перетворення, та випускає оптичний блок даних в мережу OBS після часу затримки.

Оскільки оптичні блоки не можуть буферизуватись в будь-якому проміжному маршрутизаторі через відсутність ефективної оптичної пам'яті, то висока ймовірність блокування є основною проблемою мереж OBS. Тому запропоновано реалізувати модуль планування на основі FPGA [142], оскільки це дозволить виконувати алгоритм планування швидше та ефективніше використовувати смугу пропускання

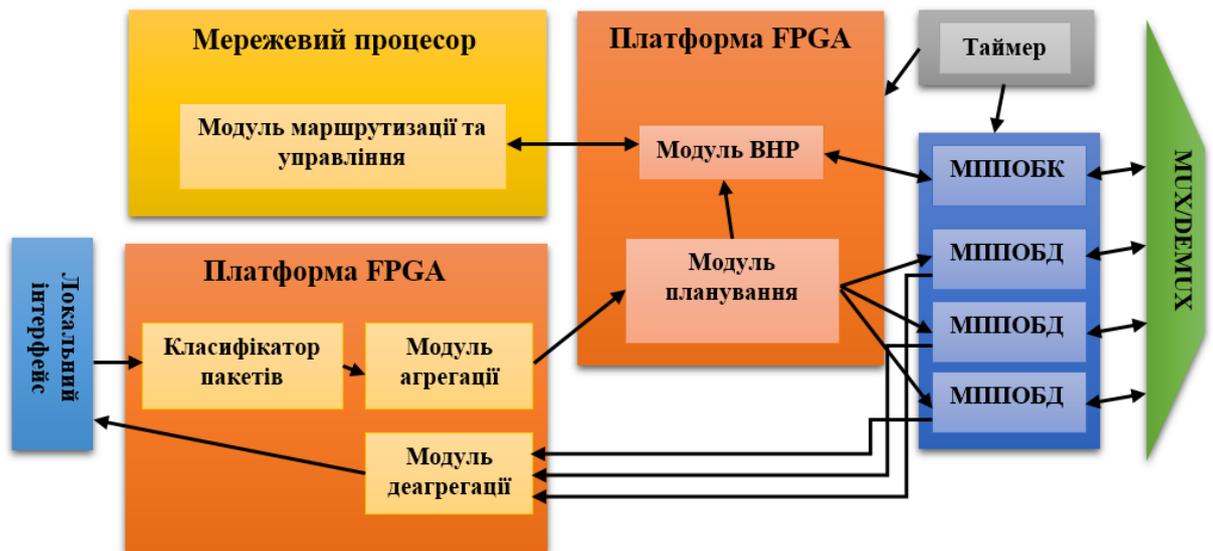


Рис. 4.12 Архітектура крайового вузла мережі з оптичною комутацією блоків на основі програмованих логічних інтегральних схем FPGA

Також високошвидкісна платформа FPGA дозволить значно підвищити ефективність множення матриць та алгоритмів сортування в класифікаторі пакетів та модулях агрегації/деагрегації за рахунок того, що ці алгоритми реалізуються на FPGA не програмно, а апаратно [143,144]. Розглянемо спрощену архітектуру FPGA, що представлена на рис. 4.13. Тобто реалізації модулів агрегації/деагрегації крайового вузла на FPGA дозволять їм обробляти значно більший трафік та зроблять їх значно стійкішими до стрибків трафіку.

Така архітектура дозволить реалізувати алгоритм множення матриць з асимптотичною складністю реалізації $O(1)$ в порівнянні з реалізацією на звичайному процесорі $O(n^2)$. Найкращі відомі на сьогодні алгоритми сортування які виконуються на класичних процесорах, мають асимптотичну складність реалізації $O(n \log(n))$, а алгоритм сортування на FPGA можна реалізувати з асимптотичною складністю реалізації $O(n)$ [144].

Оцінити вигоду впровадження платформи FPGA в модулі агрегації/деагрегації доволі складно, оскільки він залежить від інтенсивності вхідного навантаження і обчислювальних параметрів FPGA та процесора. Тому,

наведемо графік залежності затримки пріоритезації та комутації трафіку від кількості вхідних інформаційних потоків [11] (рис. 4.14).

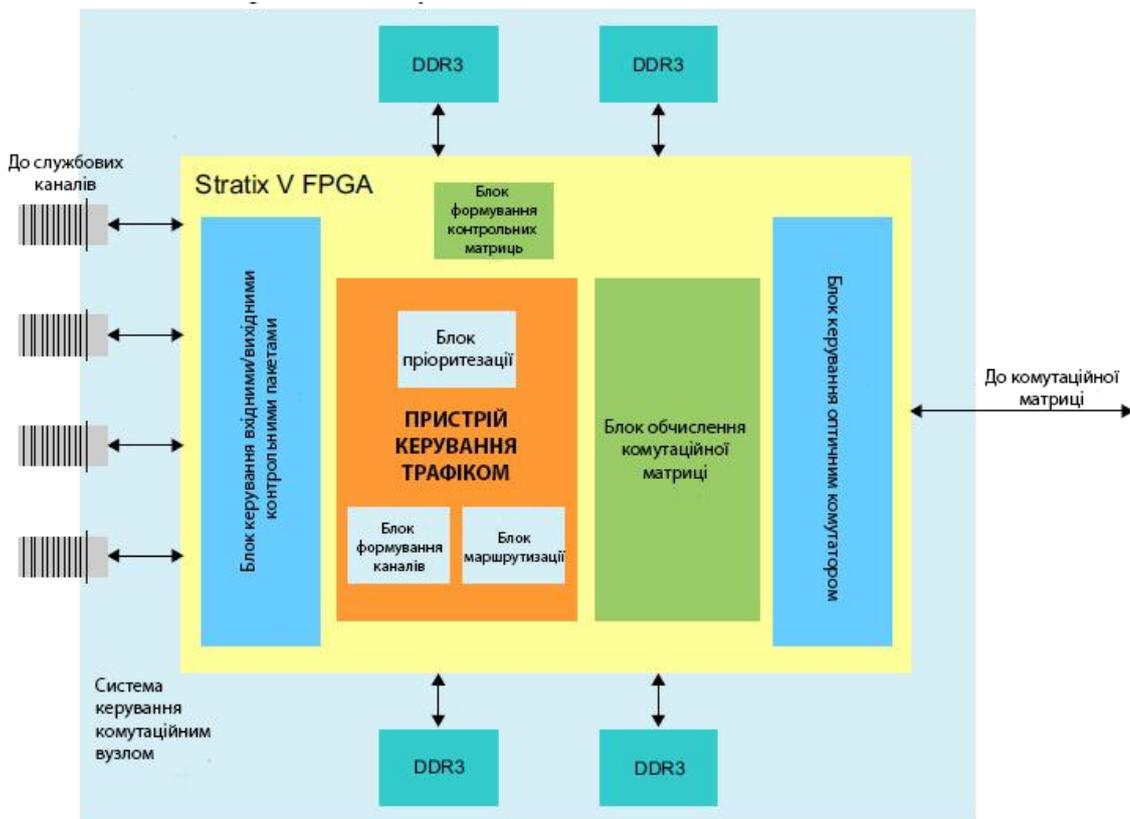


Рис. 4.13. Модифікована структурно-функціональна схема керуючого модуля проміжного вузла програмно-конфігурованої мережі з оптичною комутацією блоків на основі програмованих логічних інтегральних схем

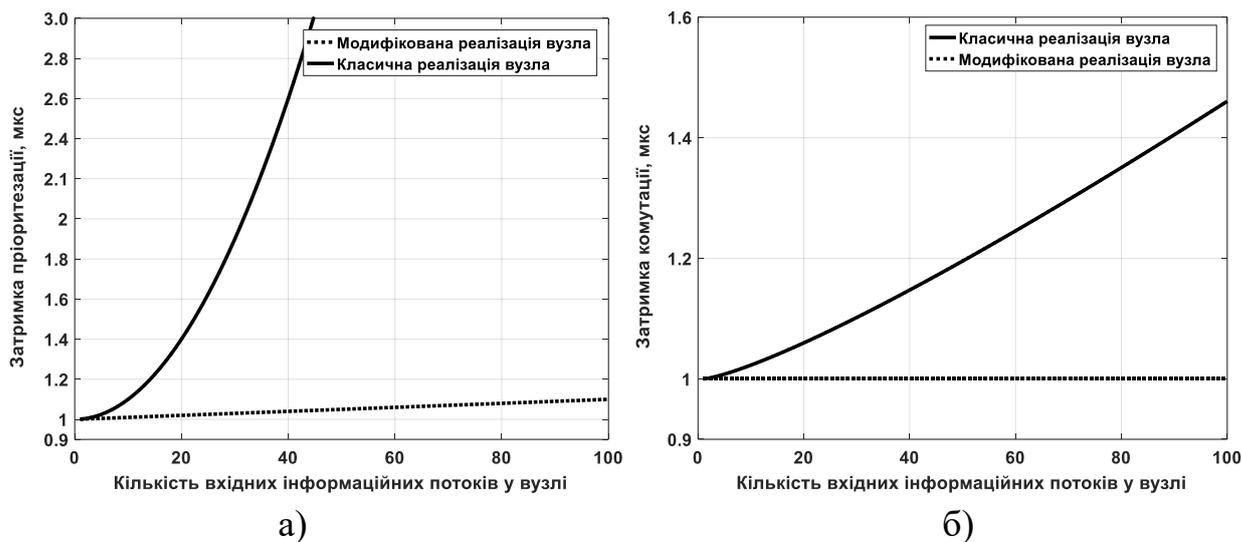


Рис.4. 14. Залежність затримки у вузлі в процесі пріоритезації – а) та комутації – б) від кількості вхідних інформаційних потоків

4.5. Алгоритм розрахунку метрик віртуальних каналів

Моделювання будь-якої телекомунікаційної мережі, є доволі складною багатокритеріальною задачею. При моделюванні мережі зазвичай вирішуються два типи задач: задачі синтезу та задачі аналізу. Задачі синтезу як правило полягають у проектуванні мережі, вибору топології та необхідної кількості комутаційних вузлів. Дана задача в певній мірі була розглянута у двох перших розділах, де було проведено детальний аналіз принципів та технологій побудови повністю оптичних телекомунікаційних мереж.

У 2 розділі частково розв'язана задача аналізу існуючих повністю оптичних мереж. Зокрема запропоновано математичну модель комутаційної підсистеми та детально описаний алгоритм функціонування оптичного комутатора. В даному розділі задача аналізу оптичної мережі з комутацією блоків формулюється на основі отриманих у попередньому розділі результатів.

На відміну від попередніх досліджень, які були спрямовані на визначення показників ефективності функціонування комутаційних вузлів та моделювання характеристик віртуальних каналів, у даному розділі основний акцент ставиться на алгоритми визначення оптимальних маршрутів передавання інформації. Таким чином, від задачі аналізу окремих структурних елементів повністю оптичної мережі, ми переходимо до аналізу параметрів та характеристик мережі в цілому, з метою розроблення моделей та алгоритмів підвищення ефективності процесу комутації інформаційних потоків. Для того, щоб розв'язати дану задачу, її необхідно спершу формалізувати. Формалізацію задачі підвищення ефективності формування маршрутів в мережі, найдоцільніше вирішувати з використанням теорії графів [145,146].

Граф – найбільш зручна з точки зору розрахунків модель телекомунікаційної мережі, яка дозволяє точно відтворювати топологію мережі та вирішувати різноманітні задачі оптимізації її функціонування.

Процес керування оптичною мережею здійснюється на основі технології програмно-конфігурованих мереж SDN (Software Defined Network), яка виконує функції керування інформаційними потоками у мережі зі складною топологічною структурою, неоднорідними характеристиками інтенсивності трафіку та вимог до параметрів якості передавання (рис.4.15)[11].

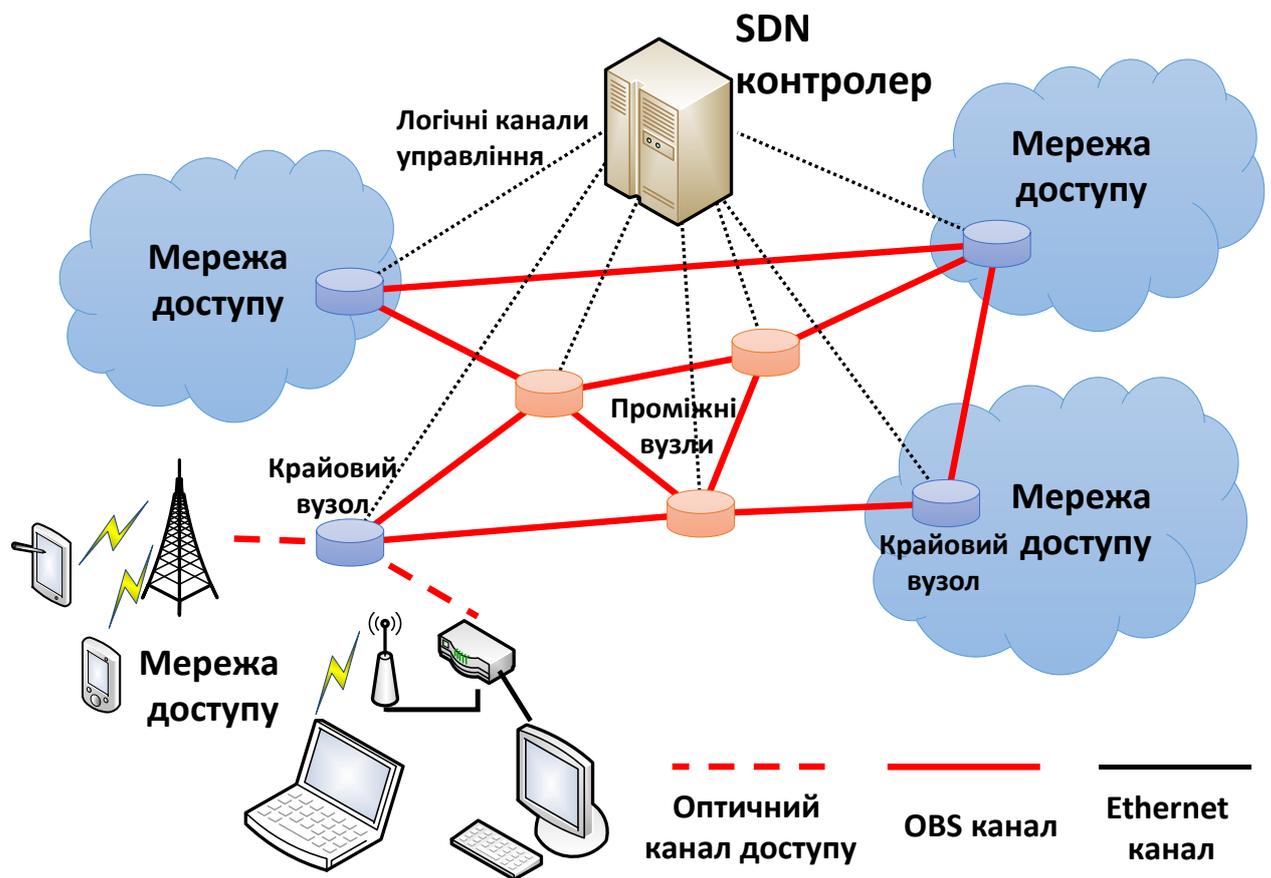


Рис. 4.15. Архітектура програмно-конфігурованої мережі з оптичною комутацією блоків

Особливістю площини керування є програмно-керовані крайові та проміжні вузли оптичної транспортної мережі, які взаємодіють з центральним контролером та підтримують незалежну віддалену реконфігурацію окремих програмно-апаратних модулів без переривання процесу функціонування мережі. Це досягається шляхом використання модифікованих структурно-функціональних схем крайового та проміжного вузлів на основі програмованих

логічних інтегральних схем. Модифікований крайовий вузол мережі OBS забезпечує взаємодію модулів класифікації пакетів, планування блоків та генерації ВНР з основним SDN контролером. Модифікований проміжний вузол мережі OBS забезпечує взаємодію SDN контролера з модулями обробки ВНР, модулями пріоритезації та маршрутизації інформаційних потоків, планування процесу оптичної комутації блоків тощо [11,16].

Приклад графу нижнього рівня оптичної мережі представлений на рис. 4.16. Вважаємо, що ребрам нижнього рівня графа відповідають фізичні канали, а вершинам – комутаційні вузли, відповідно.

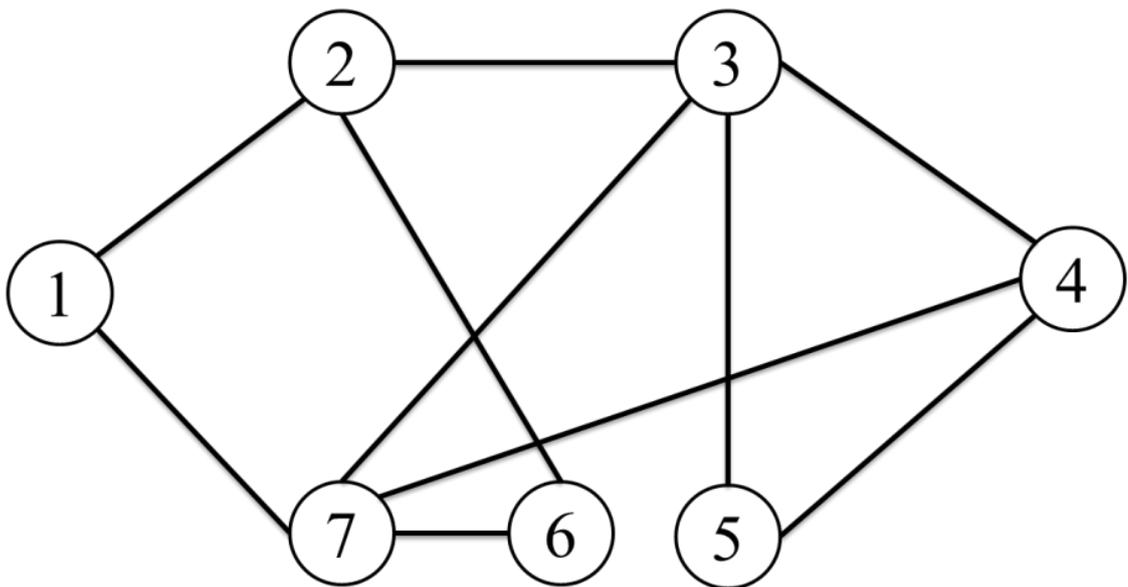


Рис. 4.16. Граф фізичної топології мережі

Бінарна матриця суміжності для зображеного на рис. 4.16. графа буде записуватись наступним чином.

$$M = \begin{pmatrix} - & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & - & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & - & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & - & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & - & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & - & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & - \end{pmatrix} \quad (4.1)$$

Матриця (4.1) представляє зв'язність фізичних вузлів між собою. Значення $M_{ij}=1$ вказує на наявність з'єднання між вузлами i та j , а $M_{ij}=0$ на його відсутність, відповідно.

На відміну від існуючих методів, які аналізують лише ребра графа, пропонуємо метод, який окрім ребер, враховує також параметри вершин. Вагові коефіцієнти вибираємо таким чином, щоб їхні розмірності та фізичний зміст були однаковими для ребер і вузлів [16]. Ваговими коефіцієнтами графа є величина затримки T_{ij} , та втрат пакетів α_{ij} . Як можна побачити з рис. 4.17, значення затримки та втрат враховуються не лише для оптичних волокон, але і для комутаційних вузлів.

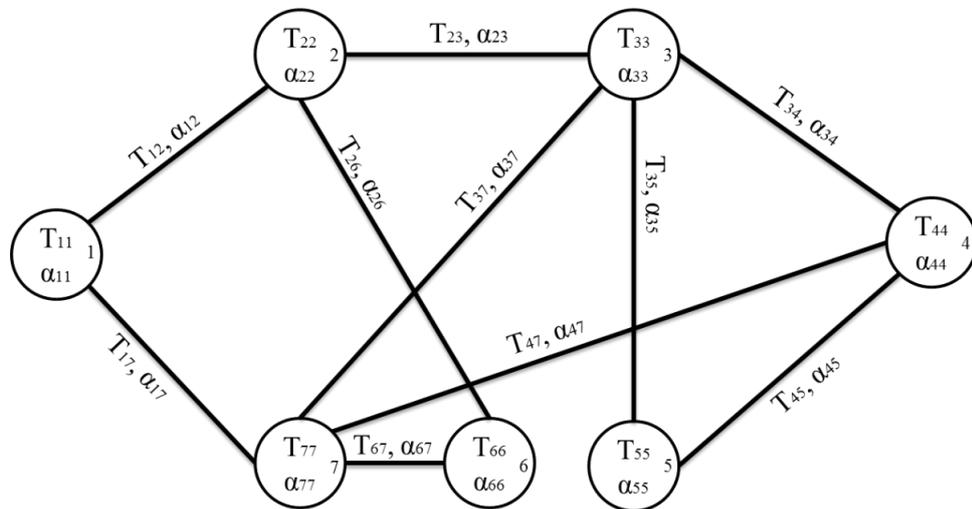


Рис.4.17. Зважений граф фізичної топології повністю оптичної мережі

Вагові коефіцієнти ребер будуть в основному визначатись відстанню між вузлами i та j . Для вершин вагові коефіцієнти визначаються в залежності від типу комутаційних елементів [16].

Матриці вагових коефіцієнтів ребер для довільного графа розраховуються за наступними формулами:

$$T_{ij} = \begin{cases} M_{ij} \cdot t, \text{при } \dots i \neq j \\ t, \text{при } \dots i = j \end{cases} \quad (4.2, \text{ а})$$

$$\alpha_{ij} = \begin{cases} M_{ij} \cdot \alpha, \text{при } \dots i \neq j \\ \alpha, \text{при } \dots i = j \end{cases} \quad (4.2, \text{ б})$$

Зважені матриці вагових коефіцієнтів затримки та втрат для графа, представленого на рис.4.11, записуються наступним чином.

$$T_{ij} = \begin{pmatrix} T_{11} & T_{12} & 0 & 0 & 0 & 0 & T_{17} \\ T_{21} & T_{22} & T_{23} & 0 & 0 & T_{26} & 0 \\ 0 & T_{32} & T_{33} & T_{34} & T_{35} & 0 & T_{37} \\ 0 & 0 & T_{43} & T_{44} & T_{45} & 0 & T_{47} \\ 0 & 0 & T_{53} & T_{54} & T_{55} & 0 & 0 \\ 0 & T_{62} & 0 & 0 & 0 & T_{66} & T_{67} \\ T_{71} & 0 & T_{73} & T_{74} & 0 & T_{76} & T_{77} \end{pmatrix} \quad (4.3)$$

Для удосконалення алгоритму маршрутизації введемо в матрицю вагових коефіцієнтів діагональні елементи при $i=j$. Це дозволить при пошуку оптимальних маршрутів враховувати параметри комутаційних вузлів [16]. Розглянемо для такого випадку задачу пошуку дерева можливих шляхів між вузлами 3 та 7 (рис. 4.18).

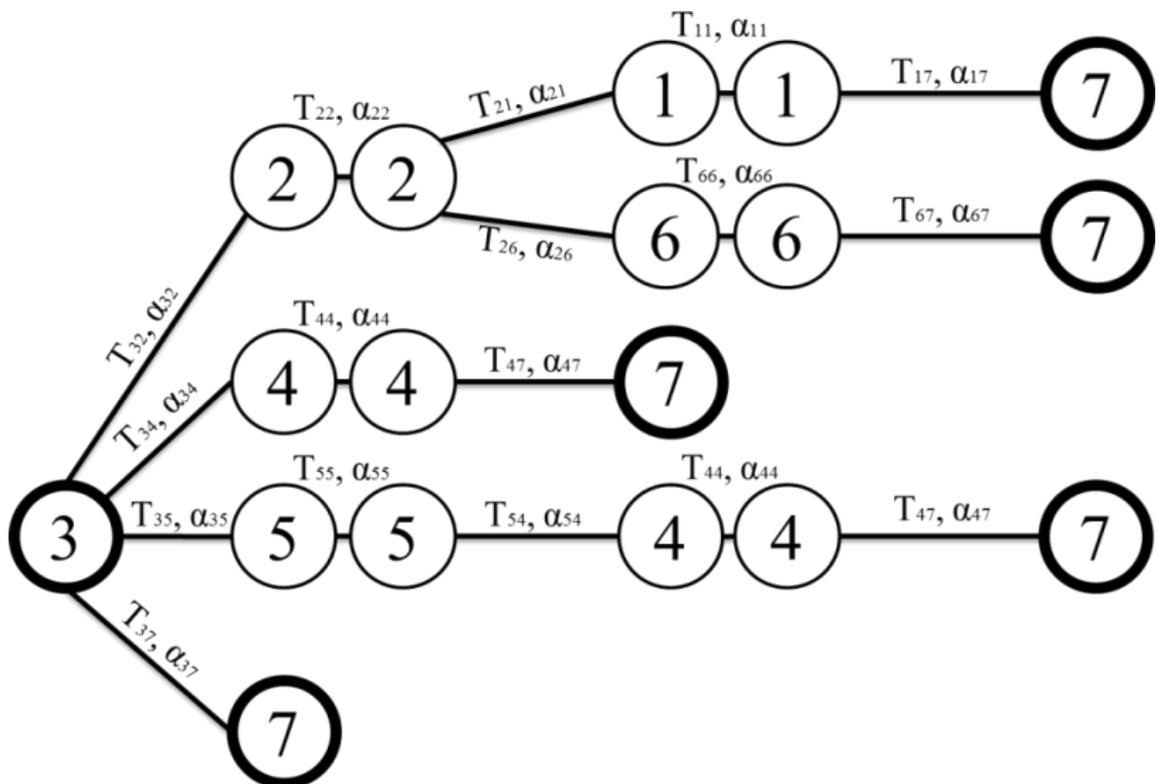


Рис.4.18. Дерево можливих віртуальних каналів між вузлами 3 та 7 досліджуваної мережі

Для всіх можливих пар вузлів у мережі розраховується дерево доступних віртуальних каналів у мережі. Кожен з шляхів має свій пріоритет використання в залежності від значення його метрики. Розрахуємо метрику затримки для віртуальних каналів між вузлами 3 та 7:

$$V_T^{3 \rightarrow 7} = \begin{cases} V_{T_1} = T_{32} + T_{22} + T_{21} + T_{11} + T_{17} \\ V_{T_2} = T_{32} + T_{22} + T_{26} + T_{66} + T_{67} \\ V_{T_3} = T_{34} + T_{44} + T_{47} \\ V_{T_4} = T_{35} + T_{55} + T_{54} + T_{44} + T_{47} \\ V_{T_5} = T_{37} \end{cases} \quad (4.4)$$

Розраховане значення метрики затримки показує сумарний час передавання оптичного сигналу від вузла 3 до вузла 7 з урахуванням часу поширення в оптичних лініях зв'язку та часу перебування сигналу в комутаційному вузлі. Метрики втрат будуть розраховуватись наступним чином:

$$V_\alpha^{3 \rightarrow 7} = \begin{cases} V_{\alpha_1} = \alpha_{32} + \alpha_{22} + \alpha_{21} + \alpha_{11} + \alpha_{17} \\ V_{\alpha_2} = \alpha_{32} + \alpha_{22} + \alpha_{26} + \alpha_{66} + \alpha_{67} \\ V_{\alpha_3} = \alpha_{34} + \alpha_{44} + \alpha_{47} \\ V_{\alpha_4} = \alpha_{35} + \alpha_{55} + \alpha_{54} + \alpha_{44} + \alpha_{47} \\ V_{\alpha_5} = \alpha_{37} \end{cases} \quad (4.5)$$

Метрика загасання показує сумарні втрати пакетів при проходженні через ребра і вузли мережі, відповідно.

4.6. Алгоритм динамічного формування віртуальних каналів на мережевому рівні

Для того, щоб вибрати оптимальний маршрут між двома вузлами, потрібно врахувати обидві метрики. Більш пріоритетною величиною у віртуальному каналі є затримка, оскільки її неможливо компенсувати на

програмному рівні. При однакових значеннях часу затримки для кількох шляхів, віртуальний канал формується на основі маршруту з меншими втратами. Якщо за двома метриками неможливо вибрати кращий маршрут, то аналізується метрика ймовірностей блокування, розрахунок якої був проведений у [15]:

$$V_{pb}^{3 \rightarrow 7} = \begin{cases} V_{pb_1} = 1 - (1 - \rho^n)^3 \cdot \psi + \bar{\psi} \cdot [1 - (1 - \rho)^3]^n \\ V_{pb_2} = 1 - (1 - \rho^n)^3 \cdot \psi + \bar{\psi} \cdot [1 - (1 - \rho)^3]^n \\ V_{pb_3} = 1 - (1 - \rho^n)^2 \cdot \psi + \bar{\psi} \cdot [1 - (1 - \rho)^2]^n \\ V_{pb_4} = 1 - (1 - \rho^n)^3 \cdot \psi + \bar{\psi} \cdot [1 - (1 - \rho)^3]^n \\ V_{pb_5} = 1 - (1 - \rho^n) \cdot \psi + \bar{\psi} \cdot [1 - (1 - \rho)]^n \end{cases}, \quad (4.6)$$

де ψ – коефіцієнт який дорівнює «1» при наявності конвертерів довжин хвиль в мережі, і «0» – при їх відсутності.

Проаналізувавши всі віртуальні канали в мережі, і, вибравши для кожного з них необхідні маршрути, мережевий рівень динамічно формує топологію віртуальних каналів мережі (рис.4.19)[7, 8, 147].

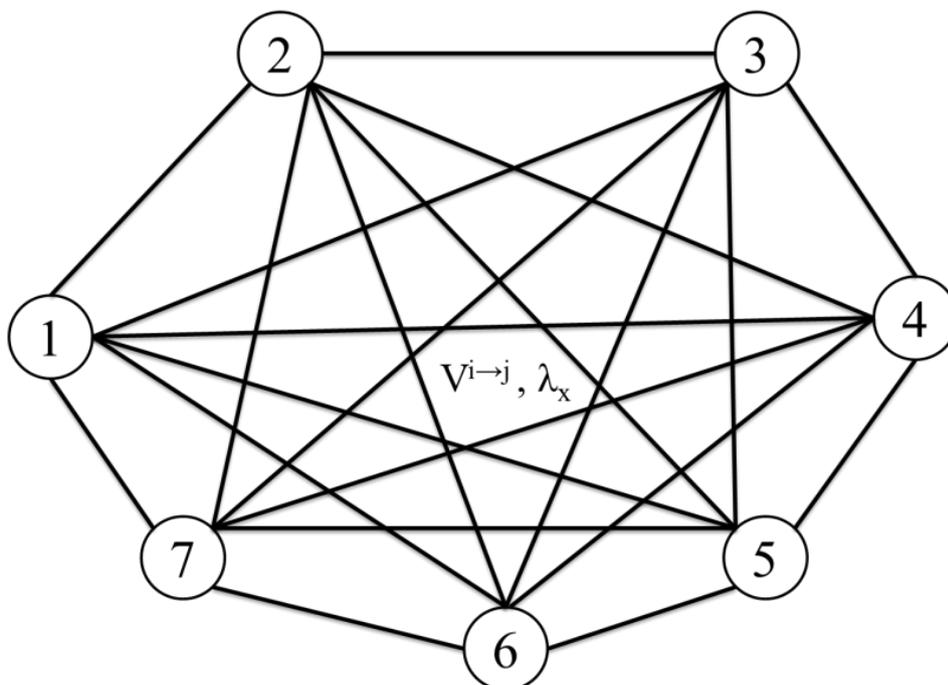


Рис.4.19. Топологія віртуальних каналів мережі

Представлена топологія утворює логічні наскрізні зв'язки між вузлами, не аналізуючи при цьому умови поширення сигналу на фізичному рівні. Очевидно, що кількість віртуальних каналів між двома довільними вузлами не може перевищувати $n \cdot x$, де x – кількість можливих маршрутів між вузлами, n – кількість довжин хвиль в DWDM системі.

Вагові коефіцієнти ребер графа містять множини значень метрик віртуальних каналів та індекси довжин хвиль, які використовуються в тому чи іншому віртуальному каналі.

4.7. Моделювання алгоритму динамічного формування віртуальних каналів

Класичною задачею теорії графів є задача знаходження найкоротшого шляху в мережі. В даній задачі шукається шлях з мінімальною кількістю ребер, що притаманно для протоколів маршрутизації на основі векторів відстаней (RIP, RIP v2), або шлях з мінімальною сумарною вагою, як, наприклад, в протоколах OSPF та EIGRP. Для графів з незваженими ребрами приймається, що вага кожного ребра дорівнює одиниці. Найбільш відомими методами вирішення даної задачі є алгоритми Дейкстри та Флойда-Уоршелла.

Проте в повністю оптичних мережах, класичні алгоритми з теорії графів не працюють оптимально. Це пояснюється тим, що при пошуку оптимального шляху, вони враховують лише вагові коефіцієнти ребер. Проведені дослідження показали, що у зв'язку з великою кількістю технологій оптичної комутації вагові коефіцієнти вершин можуть коливатися в досить значному діапазоні.

Запропонуємо алгоритм пошуку оптимального шляху з урахуванням вагових коефіцієнтів вузлів. Для цього введемо в граф внутрішнє ребро комутаційного вузла, збільшивши, таким чином, кількість ребер. В такому випадку, задача зводиться до класичної задачі пошуку оптимального шляху,

враховуючи при цьому вагові коефіцієнти ребер. Зазначимо, що вагові коефіцієнти ребер 1-1, 2-2, ...n-n, насправді відображають вагові коефіцієнти вершин 1,2, ...n, відповідно.

Відповідно задачу пошуку найкращого маршруту з урахуванням вагових коефіцієнтів вершин мережевого графа, будемо вирішувати з використанням класичного алгоритму Дейкстри з вдосконаленими блоками розрахунку метрик. Як вже згадувалось вище, більш важливим показником ефективності віртуального каналу є затримка, тому дана метрика є пріоритетною [148,149].

У випадку виявлення двох, або більше віртуальних каналів з однаковим значеннями затримки, буде аналізуватись метрика втрат. Якщо ж і ця метрика не визначить оптимальніший віртуальний канал, тоді на мережевому рівні буде проаналізовано ймовірності блокування даних каналів. Блок-схема запропонованого алгоритму показана на рис.4.20.

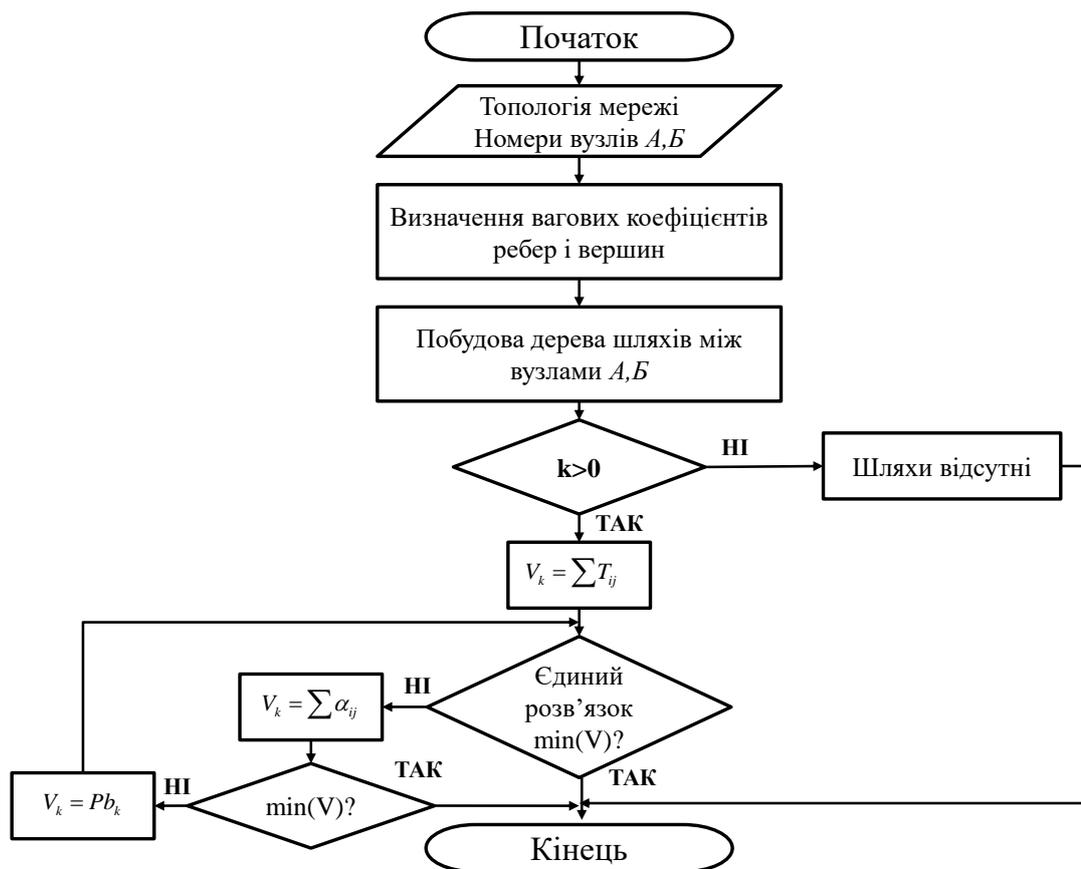


Рис.4.20. Алгоритм знаходження оптимального шляху для віртуального каналу між вузлами А і Б

Розглянемо функціонування алгоритму детальніше.

Спочатку алгоритм визначає топологію мережі та номери вузлів, між якими необхідно утворити віртуальний канал. Наступний крок – зважування графа мережі і знаходження вагових коефіцієнтів затримки та втрат ребер і вершин графа. Після цього будується дерево фізичних шляхів між вузлами А і Б. Якщо існує кілька шляхів, то для кожного з них розраховується сумарна затримка передавання, і визначається найкращий. Відповідно у випадку необхідності аналізуються метрики втрат та ймовірності блокування віртуального каналу.

Проведемо програмне моделювання алгоритму пошуку оптимального віртуального каналу в програмному пакеті MATLAB:

1. Задання випадкової топології мережі між 15 вузлами (рис.4.15)
2. Зважування графів мережі за наступними входними даними:
 - Довжина ребер вибирається випадковим чином в діапазоні 50 до 200 км.
 - Затримка в ребрах вибирається відповідно до умов поширення сигналу в оптичному волокні: $v=c/n \sim 2 \cdot 10^8$ м/с.
 - Затримка для вершин вибирається в діапазоні: 1 мкс – 10 мс.
 - Втрати в ребрах генерувались в діапазоні 0.01-0.05%.
 - Втрати у вузлах: 1-5 %.

На рис. 4.21. представлено згенеровану матрицю суміжності з ваговими коефіцієнтами затримки, значення затримки представлені в секундах.

3. Вибір довільної пари вузлів мережі та побудова дерева шляхів між ними.
4. Пошук оптимального маршруту між вузлами в мережі за критерієм мінімальної сумарної затримки.
5. У випадку однакового значення затримки для кількох шляхів вибирається шлях з мінімальними сумарними втратами.
6. Якщо після двох метрик не знайдено оптимальний шлях, то аналізується метрика ймовірності блокування віртуальних каналів.

7. Виведення оптимального маршруту для віртуального каналу між вузлами в командному вікні програми (рис. 4.22).

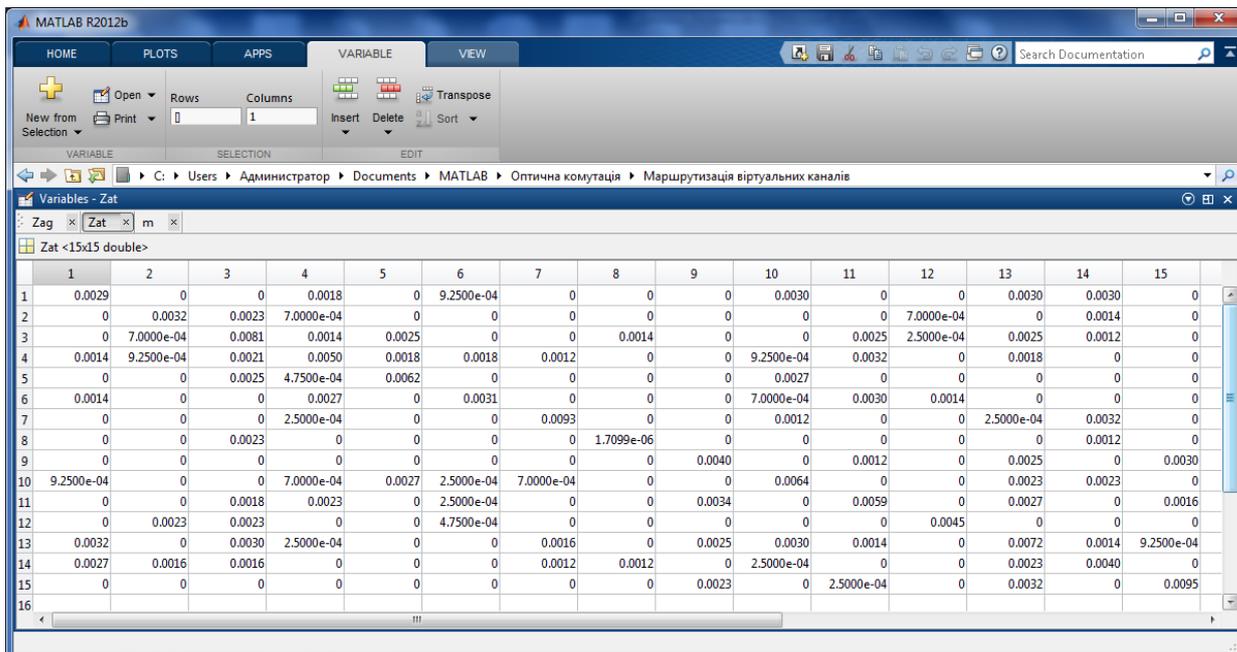


Рис. 4.21. Зважена матриця затримки в мережі для повнозв'язної топології

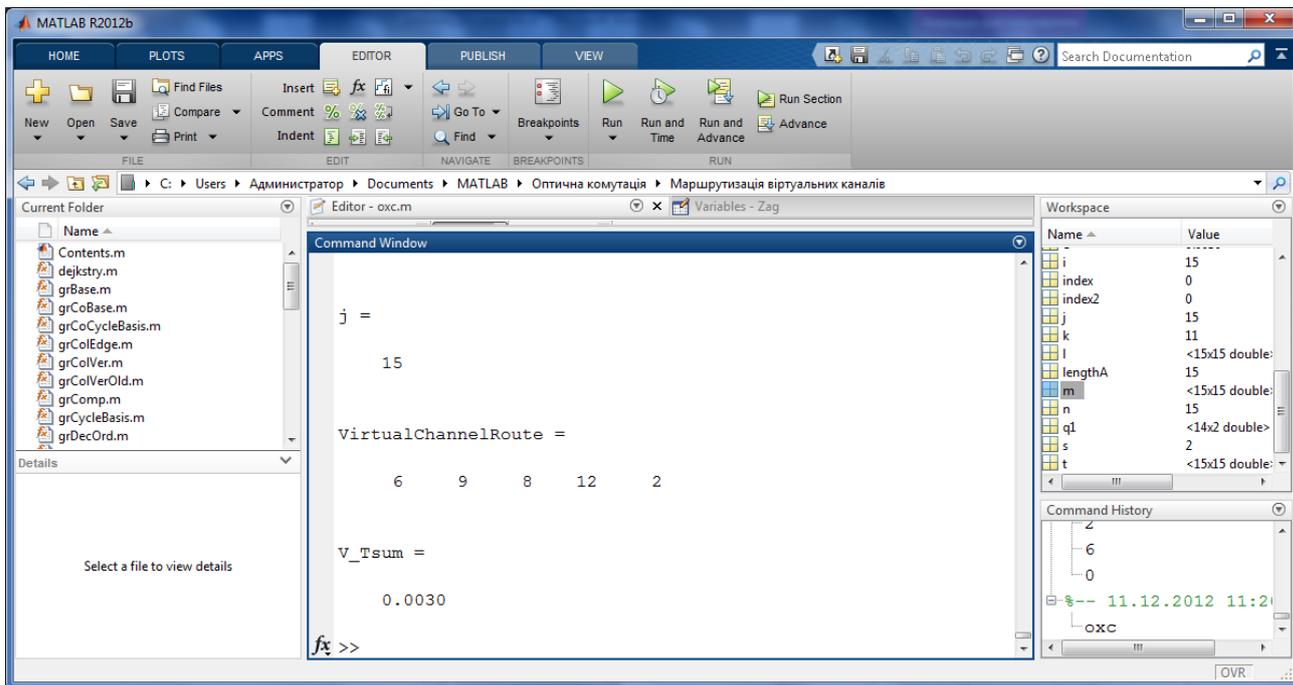


Рис. 4.22 Результати пошуку оптимального маршруту

Віртуальний канал вибирається за маршрутом:

{6-9,9-8,8-12,12-2}

Сумарна затримка в даному віртуальному каналі становить $V_T = 3,0$ мс.

4.8. Висновки до четвертого розділу

В даному розділі запропоновано архітектуру програмно-конфігурованої мережі з оптичною комутацією блоків. Запропоновано архітектуру крайового вузла на програмованих логічних інтегральних схемах. Проведено умовний аналіз вигащу впровадження FPGA в крайовому вузлі мережі OBS.

Також розглянуто архітектуру програмно конфігурованої мережі в основі якої лежить протокол OpenFlow. Для розгортання мережі з такою архітектурою необхідно розширити крайові та проміжні вузли мережі з оптичною комутацією блоків модулями OpenFlow, канали сигналізації яких використовують канали сигналізації мережі OBS. Також, запропоновано два алгоритми сигналізації в такій мережі – з гарантованою доставкою блоку та без неї.

Розглянуто класичну архітектуру крайового вузла мережі OBS та запропоновано її модифікацію, яка полягає у винесенні модулів агрегації/деагрегації та планування на платформу FPGA. За допомогою певних математичних обрахунків показано, що навіть на етапі впровадження платформи FPGA час агрегації/деагрегації блоків скоротиться на порядок.

ВИСНОВКИ

У дисертаційній роботі розв'язано актуальне наукове завдання розроблення моделей, методів та алгоритмів комутації інформаційних потоків у оптичних транспортних мережах зі складною структурою з урахуванням змінних вимог до параметрів якості передавання даних та різких флуктуацій інтенсивності трафіку.

1. Детально проаналізовано стан та тенденції розвитку повністю оптичних транспортних мереж з пакетною комутацією і визначено основні обмеження, зумовлені складністю процесу агрегації трафіку у крайових вузлах з одночасним забезпеченням належних параметрів затримки та пропускної здатності оптичних каналів, відсутністю єдиної площини керування процесом розподілу інформаційних потоків у мережі зі складною структурою та неоднорідністю вимог до параметрів якості передавання інформаційних потоків, а також непристосованістю існуючих комутаційних вузлів до ефективної комутації пакетного трафіку із забезпеченням низької затримки, високої ефективності використання пропускної здатності каналів, гнучкості та масштабованості оптичної мережної інфраструктури.

2. Удосконалено метод агрегації трафіку мереж доступу в крайовому вузлі оптичної транспортної мережі з комутацією блоків, що дало змогу підвищити ефективність використання пропускної здатності оптичних каналів зв'язку із одночасним забезпеченням належної якості передавання інформаційних потоків. На основі удосконаленого методу розроблено алгоритм агрегації трафіку у крайовому вузлі оптичної мережі з комутацією блоків, який використовує адаптивний критерій формування блоку з урахуванням параметрів затримки, ефективності використання каналів та інтенсивності навантаження у вузлі, що дало змогу підвищити ефективність використання

пропускної здатності оптичних каналів зв'язку на 10-25% при одночасному зменшенні кількості втрачених пакетів до 10 разів в залежності від інтенсивності трафіку в мережах доступу.

3. Запропоновано модель диференційної сегментації блоків на основі пріоритетного сортування пакетів різних класів у межах одного блоку, що забезпечує покращення параметрів якості передавання інформаційних потоків за рахунок зниження ймовірності втрат пріоритетних пакетів та уникнення непослідовної доставки пакетів навантаження. Результати моделювання показали, що використання диференційної сегментації блоку дає змогу знизити втрати пріоритетних пакетів у два рази шляхом перегрупування пакетів у блоці в порядку спадання їх пріоритету, що зменшує ймовірність блокування для пакетів з вищим пріоритетом обслуговування. Крім того, визначено, що із використанням запропонованого алгоритму вплив розміру сегменту на затримку пріоритетного трафіку є несуттєвим у порівнянні із затримкою непріоритетного трафіку.

4. Запропоновано удосконалений метод комутації блоків у вузлі, який, на відміну від існуючих методів, є адаптованим до комутації оптичних блоків з урахуванням їх пріоритетів, розміру та вимог з точки зору часових та кількісних характеристик якості передавання трафіку. Важливою перевагою запропонованого методу є його адаптованість до програмно-апаратної реалізації окремих обчислювальних модулів, що зменшує затримку в процесі керування оптичним комутаційним вузлом за рахунок паралельної обробки пакетів заголовків і зменшує затримку в процесі пріоритезації трафіку за рахунок ефективного методу обробки службових даних. Запропонований алгоритм комутації інформаційних потоків у проміжному вузлі оптичної мережі дав змогу зменшити затримку в процесі обробки пакетів заголовків на 20% та 40% із використанням 40 та 80 довжин хвиль в оптичних каналах відповідно.

5. Запропоновано модифіковану структурно-функціональну модель програмно-апаратного блоку керування оптичним комутаційним вузлом на основі програмованих логічних інтегральних схем, яка, на відміну від існуючих, підтримує незалежну динамічну реконфігурацію окремих функціональних компонентів вузла. Це дало змогу адаптувати вузли мережі з оптичною комутацією блоків до архітектури програмно-конфігурованої мережі, чим забезпечено підвищення ефективності процесу розподілу інформаційних потоків у транспортній мережі, а також – підвищення швидкодії комутаційних вузлів. Результати показали, що використання модифікованої схеми дає змогу нарощувати розмірність комутаційного вузла без значного підвищення затримки в процесі пріоритезації потоків, в той час як класична реалізація є обмеженою з точки зору кількості інформаційних потоків, які можуть одночасно проходити через комутаційний вузол. Крім того, апаратна реалізація модулів обчислення комутаційної матриці, забезпечує необмежену масштабованість вузла.

6. Проведено моделювання процесу функціонування оптичної транспортної мережі для порівняння ефективності запропонованих методів та моделей з відомими. Для порівняння ефективності алгоритмів формування блоків в умовах варіації інтенсивності вхідного навантаження згенеровано вхідний трафік з наступними параметрами: середній розмір пакету – 1 кБ, кількість вхідних потоків – 24, інтенсивність вхідних потоків – 10 Гбіт/с, тривалість моделювання – 50 год. Параметр Херста для змодельованого трафіку становить $H=0.92$. Інтенсивність надходження пакетів розподілена за нормальним законом. За незначної кількості пакетів у блоці густина розподілу ймовірностей його розміру не може бути чітко описана. Результати показують, що закон розподілу розмірів блоків наближається до Гаусівського при збільшенні кількості пакетів у блоці для всіх методів формування. Із використанням алгоритму формування блоку за критерієм завантаженості

буфера втрати пакетів в мережі відсутні. Однак, кількість блоків, які були передані, перевищила 2000 у зв'язку із малими розмірами самих блоків, що негативно впливає на пропускну здатність мережі OBS. У випадку використання методу формування блоків за критерієм тривалості очікування розмір блоку був максимальним, а кількість блоків становила менше 1000 за того ж обсягу переданих даних. Тобто, пропускну здатність в мережі для такого методу була максимальною. Проте, за умов різких стрибків інтенсивності трафіку даний метод допускає часті перевантаження буфера і, як наслідок, відкидання до 30% вхідних IP пакетів. Використання запропонованого методу формування блоків забезпечує оптимальний баланс між пропускну здатністю мережі OBS та кількістю втрачених пакетів, яка для даного випадку становить близько 3%, що є на порядок менше, ніж при використанні методу формування блоків за критерієм часу очікування.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Корецький О.В. Моделі та алгоритми підвищення ефективності комутації інформаційних потоків у повністю оптичних телекомунікаційних системах / О.В. Корецький, С.С. Думич // Вісник Національного університету "Львівська політехніка". Радіоелектроніка та телекомунікації, Львів, 2013. – № 766. - С. 96–103.
2. Кайдан М.В. Розрахунок параметрів якості обслуговування у фотонних транспортних мережах / М.В. Кайдан, С.С. Думич, Т.А. Максимюк, Р.А. Бурачок, Л.М. Готра // Вісник Національного університету "Львівська політехніка". Радіоелектроніка та телекомунікації, Львів, 2014. – № 796. - С. 147–156.
3. Maksymyuk T. Study and Development of Next-Generation Optical Networks / T. Maksymyuk, S. Dumych, O. Krasko, M. Kaidan, B. Strykhalyuk // Smart Computing Review. - 2014. – vol. 4. - №6. - P. 470-480.
4. Klymash M. Performance Analysis of Smart Optical Burst Switching Networks for Different Signaling Protocols/ M. Klymash, M. Kaidan, S. Dumych // Smart Computing Review. - 2015. – Vol. 5. - №5. - P. 378-387.
5. Думич С.С. Дослідження процесу агрегації трафіку в оптичних транспортних мережах з комутацією блоків / С.С. Думич, Д.С. Жуковська, Т.А. Максимюк // Вісник Національного університету "Львівська політехніка". Радіоелектроніка та телекомунікації, Львів, 2015. – № 818. - С. 130-136.

6. Кайдан М.В. Дослідження принципів побудови транспортних мереж на основі технології OLS / М.В. Кайдан, В.С. Андрущак, С.С. Думич // Вісник Національного університету "Львівська політехніка". Радіоелектроніка та телекомунікації, Львів, 2016. – № 849. - С. 203-209.
7. Kaidan M., Wavelength Routed Optical Neural Networks // M. Kaidan, S. Dumych, B. Strykhalyk, O. Yaremko, O. Melnyk / IEEE International Conference on Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science TCSET'2012 (Lviv, Ukraine, February 21-24, 2012) – pp. 246-247.
8. Dumych S., The Virtual Channel Parameters Calculation in All-Optical Network // S. Dumych, T. Maksymyuk, O. Krasko, P. Guskov / Proceedings of IEEE International conference on “Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics” CADSM'2013 (Polyana-Svalyava, Ukraine February 19-23, 2013) – pp. 88.
9. Dumych S., Simulation of characteristics of optical burst switched networks // S. Dumych, P. Guskov, T. Maksymyuk, M. Klymash / Proceedings of IEEE International conference on “Microwave and Telecommunication Technology” CriMiCo'2013, (Sevastopol, Ukraine, September 8-14, 2013). – pp. 492-493.
10. Dumych S., Simulation of burst aggregation and signalling schemes for optical burst switched networks // S. Dumych, T. Maksymyuk, P. Guskov / Proceedings of International conference on “Computer Science & Engineering 2013”, (Lviv, November, 2013). – pp. 40-41.
11. Maksymyuk T., Software Defined Optical Switching for Cloud Computing Transport Systems // T. Maksymyuk, S. Dumych, O. Krasko, M. Jo/

- Proceedings of ACM International conference “International Conference on Ubiquitous Information Management and Communication” IMCOM’2015, (Bali, Indonesia, 8-10 Jan. 2015), article #42.
12. Dumych S., Study on traffic aggregation algorithms for edge nodes of optical burst switching network //S. Dumych / Proceedings of the IEEE International conference on “Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science” TCSET’2016 (Lviv, Feb. 22-26, 2016) – pp. 947-949.
13. Декомпозиція віртуальних каналів оптичних мереж з використанням діакоптики [Б.М.Стрихалюк, М.В.Кайдан, С.С. Думич]: матеріали науково-методичної конференції ["Сучасні проблеми телекомунікацій і підготовка фахівців в галузі телекомунікацій – 2011"], (Львів, 27-30 жовтня 2011 р.). - Львів, 2011. - С. 97-99.
14. Модель оптичного комутатора для систем зі спектральним ущільненням каналів [С.С. Думич, Б.М. Стрихалюк, М.В. Кайдан, Т.А. Максимюк] : матеріали міжнародної науково-технічної конференції ["Сучасні інформаційно-комунікаційні технології – 2012"], (Лівадія, 24-27 квітня 2012 р.). - Лівадія, 2012. – С. 116-117.
15. Методика розрахунку ймовірності блокування у повністю оптичних телекомунікаційних системах [С.С. Думич, Т.А. Максимюк О.В. Холявка, П.О. Гуськов] : матеріали науково-методичної конференції ["Сучасні проблеми телекомунікацій і підготовка фахівців в галузі телекомунікацій – 2012"], (Львів, 1-4 листопада 2012 р.). - Львів, 2012. - С. 45-47.

16. Алгоритм маршрутизації довжин хвиль в повністю оптичній транспортній мережі [С.С. Думич, Б.М. Стрихалюк, Т.А. Максимюк, М.В. Кайдан] : матеріали міжнародного науково-технічного симпозиуму ["Нові технології в телекомунікаціях –2013"], (Вишків, 17-21 січня 2013 р.). - Вишків, 2013. - С. 58-61.
17. Дослідження методів агрегації інформаційних потоків в крайовому вузлі мережі з комутацією блоків [С.С. Думич, Т.А. Максимюк, П.О. Гуськов] : матеріали науково-методичної конференції ["Сучасні проблеми телекомунікацій і підготовка фахівців в галузі телекомунікацій – 2013"], (Львів, 30 жовтня-2 листопада 2013 р.). - Львів, 2013. - С. 215-220.
18. Cisco Visual Networking Index: Forecast and Methodology 2015–2020, White Paper, 2016.
19. T. Maksymyuk, M. Klymash and M. Jo, "Deployment strategies and standardization perspectives for 5G mobile networks," 2016 13th International Conference on Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET), Lviv, 2016, pp. 953-956. doi: 10.1109/TCSET.2016.7452235
20. Klymash M., Spectral Efficiency Increasing of Cognitive Radio Networks // M. Klymash, M. Jo, T. Maksymyuk, I. Beliaiev / Proceedings of IEEE International Conference on "Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics" CADSM'2013 (Polyana-Svalyava, February 19-23, 2013) – pp. 169-171.
21. Maksymyuk T. Fractal Modeling for Multi-Tier Heterogeneous Networks with Ultra-High Capacity Demands / T. Maksymyuk, M. Brych, I.

- Strykhalyuk, M. Jo // *Smart Computing Review*, 2015. – vol. 5, №4, P. 346-355.
22. Максимюк Т. А. Оптимізація параметрів гетерогенних мереж мобільного зв'язку на основі фрактальної геометричної моделі /Т. А. Максимюк, М. В. Брич, М. М. Климаш // *Наукові записки УНДІЗ*, Київ, 2015. – № 4 (38), С. 5-16..
23. Beshley M. Research and Development the Methods of Quality of Service Provision in Mobile Cloud Systems // M. Beshley, T. Maksymyuk, B. Stryhalyuk, M. Klymash / *Proceedings of IEEE International Black Sea Conference on Communications and Networking (IEEE BlackSeaCom'2014)*, (Chisinau, Moldova, May 27-30, 2014) – pp. 163-169.
24. M. Klymash, O. Lavriv, T. Maksymyuk and M. Beshley, "State of the art and further development of information and communication systems," 2016 International Conference Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo), Kiev, 2016, pp. 1-6. doi: 10.1109/UkrMiCo.2016.7739637
25. Fekade B., Maksymyuk T., Jo M., Clustering hypervisors to minimize failures in mobile cloud computing, *Wireless Communications and Mobile Computing*, vol. 16, no. 18, pp. 3455-3465, 2016.
26. B. Fekade, T. Maksymyuk, M. Jo, "A Virtual Server QoS Enhancement Method in Cloud Computing" ACM 10th International Conference on Ubiquitous Information Management and Communication (ACM IMCOM'2016), Jan. 4-6, 2016, Danang, Vietnam, Article #81
27. Maksymyuk T. Fractal Geometry Based Resource Allocation for 5G Heterogeneous Networks // T. Maksymyuk, M. Brych, A. Masyuk // *Proceedings of IEEE International Conference on Problems of*

- Infocommunications, Science and Technology (IEEE PIC S&T 2015), (Kharkiv, Ukraine, October 13-15, 2015) – pp. 69-72.
28. Maksymyuk T. Stochastic Geometry Models for 5G Heterogeneous Mobile Networks / T. Maksymyuk, M. Brych, V. Pelishok // Smart Computing Review, 2015. – vol. 5, №2, P. 89-101
29. X.Ge, S. Tu, G. Mao, C.Wang, T. Han, “5G Ultra-Dense Cellular Networks”, IEEE Wireless Communications, Vol. 23, No. 1, pp. 72-79, Feb. 2016
30. Stryhalyuk B. Performance increasing method of wireless system based on determining time-frequency localization properties of OFDM signal / B. Stryhalyuk, O. Yaremko, T. Maksymyuk, O. Melnyk // ECONTECHMOD: an international quarterly journal on economics of technology and modelling processes, Krakow, 2012. – vol. 1, №3, P. 49-54.
31. Yaremko O. The optimal power control method in multiuser cellular networks / O. Yaremko, B. Stryhalyuk, T. Maksymyuk, O. Lavriv, D. Kozhurov // An International Quarterly Journal on Economics in Technology, New Technologies and Modelling Processes. Vol. 2, No 1. Lublin – Cracow – 2013. P. 63-67.
32. Максимюк Т.А. Моделі стохастичної геометрії для гетерогенних мереж мобільного зв'язку 5-го покоління/ Т.А. Максимюк, Р.А. Бурачок, І.Б. Чайковський, М.В. Брич// Комп'ютерні технології друкарства, Львів, 2015. – № 33, С. 112-119.
33. Maksymyuk T., The LTE channel transmission rate increasing // T. Maksymyuk, V. Pelishok // IEEE International Conference on “Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer

- Science” TCSET’2012, (Lviv, Ukraine, 21-24 February, 2012) – pp. 251-252.
34. Klymash M., Smart Backhauling Subsystem for 5G Heterogeneous Network // M. Klymash, P. Huskov, I. Kahalo T. Maksymyuk // Proceedings of the IEEE International Conference on “Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics” CADSM’2015, (Polyana-Svalyava, Ukraine, 24-27 February, 2015) – pp. 481-483.
35. Jo M., Cognitive radio approach for LTE deployment // M. Jo, T. Maksymyuk, M. Kyryk, L. Han // Proceedings of IEEE International Conference on “Perspective Technologies and Methods in MEMS Design” MEMSTECH’2013, (Polyana-Svalyava, Ukraine, April 16–20, 2013) – pp. 63-64.
36. T. Maksymyuk, M. Kyryk and M. Jo, "Comprehensive Spectrum Management for Heterogeneous Networks in LTE-U," in IEEE Wireless Communications, vol. 23, no. 6, pp. 8-15, December 2016. doi: 10.1109/MWC.2016.1600042WC
37. M. Jo, D. Araújo, T. Maksymyuk, A.L.F. de Almeida, T. F. Maciel, J. Mota “Massive MIMO: Survey and Future Research Topics”, IET Communications, vol. 10, no.5, 2016, pp. 1938-1946.
38. G. Huiban, S. Perennes, and M. Syska, “Traffic grooming in WDM networks with multi-layer switches,” in Proceedings, IEEE International Conference on Communications (ICC) 2002, vol. 5, pp. 2896- 2901, Anchorage, AK, May 2002.
39. Климаш М.М. Метод спектрально-часового мультиплексування інформаційних потоків в оптичних мережах доступу /М.М. Климаш,

- О.В. Красько, Т.А. Максимюк // Наукові праці ДонНТУ. Серія: обчислювальна техніка та автоматизація, Донецьк, 2014. – № 2 (27), С. 71–79.
40. All-Optical Networking Consortium: WDM Description, 1996, <http://www.ll.mit.edu/aon/aonwdm.html>
41. T. Krause. "Migration to All-Optical Networks". Alcatel Network Systems, 1998, <http://www.usa.alcatel.com/telecom/transpt/optical/techpaps/>
42. S. Cortez and M. Dickerson. "Enabling the all-optical network". America's Networks, 1998, <http://www.americasnetwork.com/issues/98issues/980201/>
43. Buckman, L. A., Wu, M. S., Giaretta, G., Li, G. S., Pepeljugoski, P. K., Goodman, J. W., ... & Chang-Hasnain, C. J. (1995). A novel all-optical self-routed wavelength-addressable network (SWANET). *IEEE Photonics Technology Letters*, 7(9), 1066-1068.
44. C. Brackett. Dense Wavelength Division Multiplexing Networks: Principles and Applications /C. Brackett // *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, №6, vol.8, 1990, P.948-964.
45. T. Maksymyuk. Quasi-quadrature Modulation Method for Power Efficient Video Transmission over LTE Networks / T. Maksymyuk, L. Han, X. Ge, H. Chen, M. Jo // *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2014. – vol. 63, №5, P. 2083- 2092.
46. Гуськов П. О. Метод динамічного формування структури рівня радіодоступу / Гуськов П. О., Т. А. Максимюк, М. М. Климаш// *Вісник Національного університету "Львівська політехніка". Радіоелектроніка та телекомунікації*, Львів, 2015. – № 818, С. 220-230.

47. Климаш М.М. Покращення параметрів радіоінтерфейсу LTE/HSOPA / М.М. Климаш, О.А. Лаврів, І.О. Кагало, Б.В. Коваль, Т.А. Максимюк // Комп'ютерні технології друкарства, Львів, 2011. – № 26, С. 130-137
48. Jo M. Device-to-Device (D2D) Based Heterogeneous Radio Access Network Architecture for Mobile Cloud Computing / M. Jo, T. Maksymyuk, B. Strykhalyuk, C. Cho // IEEE Wireless Communications, 2015. – vol. 12, №3.
49. Максимюк Т. А. Моделі конвергенції гетерогенних мереж мобільного зв'язку 5-го покоління на основі технології D2D /Т. А. Максимюк, О. М. Яремко, М. В. Піцик // Телекомунікаційні та інформаційні технології, Київ, ДУТ, 2015. – № 3, С. 91-102.
50. Jo M. A Survey of Converging Solutions for Heterogeneous Mobile Networks/ M. Jo, T. Maksymyuk, R.L. Batista, T.F. Maciel, A.L.F. de Almeida, M. Klymash // IEEE Wireless Communications, 2014. – vol. 21, №8, P. 54-62.
51. Максимюк Т.А. Дослідження способів підвищення швидкості передавання в нисхідному каналі мобільної мережі LTE / Т.А. Максимюк, М.О. Селюченко // Комп'ютерні технології друкарства, Львів, 2012. – № 27, С. 160-169.
52. T. Maksymyuk, S. Dumych, M. Brych, D. Satria, M. Jo, An IoT based monitoring framework for software defined 5G mobile networks, ACM 11th International Conference on Ubiquitous Information Management and Communication (ACM IMCOM'2017), Jan. 5-7, 2017, Beppu, Japan, Article #105
53. A.K.Dutta. WDM technologies: optical networks /A.K.Dutta, N.K. Dutta, M. Fujiwara //Oxford: Elsevier Academic Press, 2004 – 315 p.

54. B. Mukherjee. Optical WDM Networks / B. Mukherjee. //New York: Springer, 2006 – 953 p.
55. K. Zhu, B. Mukherjee. A review of traffic grooming in WDM optical networks: Architectures and challenges // K. Zhu, B. Mukherjee/ Optical Networks Magazine, No.4, vol. 2, 2003, P. 55-64.
56. A. Gumaste. DWDM Network Designs and Engineering Solutions/ A. Gumaste, T.Antony. //USA: Cisco Press, 2002 – 419p.
57. G.P. Agrawal. Fiber-optic Communication Systems/ G.P. Agrawal //Singapore: John Wiley and Sons, 1992, 555 p.
58. В.Г. Фокин. Оптические системы передачи и транспортные сети/ В.Г. Фокин //Учеб. по-собие. М.: Эко-Трендз, 2008 – 284с.
59. S.V. Kartalopoulos. Next Generation SONET/SDH: Voice and Data / S.V. Kartalopoulos //IEEE Press, 2004, P. 34-38.
60. A. M. Saleh. Architectural principles of optical regional and metropolitan access networks/A. M. Saleh, J. M. Simmons //J. Lightwave Technology, Vol. 17, 1999, P. 2431–2448.
61. Improving bandwidth utilization of NG-SDH by dynamic bandwidth management [M. C Chang, B. H. Liao]: Proceedings of IEEE International conference [Network Operations and Management Symposium APNOMS – 2011] , Asia-Pacific, 2011, P.1-4.
62. В.Г. Фокин. Автоматически коммутируемые оптические транспортные сети ASTN/ASON / В.Г. Фокин // Учеб. пособие. – Новосибирск, 2006 – 105с.
63. Гайворонская Г.С., Рябцов А.В. Коммутаторы оптических сигналов// Холодильна техніка і технологія, № 2 (118), 2009, сс.55-59.

64. M. Yoo and C. Qiao, "Just-Enough-Time: A High-Speed Protocol for Bursty Traffic in Optical Networks," Proc. of IEEE Summer Topic Meeting, Aug. 1997, pp. 26-27.
65. Efficient routing and scheduling algorithms for optical networks [A. Aggarwal, A. Bar-Noy, D. Coppersmith, R. Ramaswami, B. Schieber, M. Sudan] : Proceedings of International conference [ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms] – №1, 1994, P.412-423.
66. T. Krause. Migration to All-Optical Networks Alcatel Network Systems /T. Krause// web source: <http://www.usa.alcatel.com/telecom/transpt>, 1998
67. S. Cortez. Enabling the all-optical network / S. Cortez, M. Dickerson // America's Networks, <http://www.americasnetwork.com/issues/> , 1998.
68. R. A. Barry. All-optical network consortium-ultrafast TDM networks / R. A. Barry, V. W. S. Chan, K. L. Hall, E. S. Kintzer, J. D. Moores, K. A. Rauschenbach, M. Haner// Selected Areas in Communications, IEEE Journal on, No. 14, vol. 5, P. 999-1013.
69. Okawa, M., Uetsuka, H., Arai, H., & Maru, K. (2000). U.S. Patent No. 6,069,990. Washington, DC: U.S. Patent and Trademark Office.
70. Marwanto, A. (2008). The subcarrier multiplexing/wavelength division multiplexing for radio over fiber.
71. R. Ramaswami. Optimal Routing and wavelength assignment in all-optical networks /R. Ramaswami, K. Sivaraman // IEEE infocom, vol.2, 1994, P.970-979.
72. R. Ramaswami. Optical Networks: A Practical Perspective /R. Ramaswami, K. Sivarijan //San Francisco: Morgan Kaufmann Publishers, 1998 – 864p.

73. R. Ramaswami. Routing and wavelength assignment in all-optical networks/ R. Ramaswami, K. Sivarajan// IEEE/ACM Transactions on Networking, №5, vol.3, 1995.
74. N. Nagatsu. Optical Path accommodation design/N. Nagatsu, Y. Hamazumi, K. Sato. // Technical Report of I.E.I.C.E, №11, 1993, , P.93-137.
75. E. Iannone. Optical path technologies: A comparison among different cross-connect architectures/ E. Iannone, R.Sabella // IEEE Journal of Lightwave Technology, №10, vol.14, 1996, P.2184-2196.
76. Okawa, M., Uetsuka, H., Arai, H., & Maru, K. (2000). U.S. Patent No. 6,069,990. Washington, DC: U.S. Patent and Trademark Office.
77. Marwanto, A. (2008). The subcarrier multiplexing/wavelength division multiplexing for radio over fiber.
78. Гайворонская Г.С., Рябцов А.В. Особенности применения оптических коммутаторов в современных информационных сетях// Applicable Information Models, ITHEA, Sofia, 2011, с. 169-180
79. Бородихин М.Г. Функциональная классификация алгоритмов маршрутизации и назначения длин волн в сетях DWDM: статический вариант трафика /М.Г.Бородихин// «Телекоммуникации», №8, 2008, С.30-36.
80. Убайдуллаев Р.Р.. Волоконно-оптические сети / Р.Р. Убайдуллаев //Эко-Трендз, Москва, 2001 – 331 с.
81. Designing pipeline FFT processor for OFDM (de) modulation. In Signals, Systems, and Electronics: [S. He, M. Torkelson]: IEEE International Symposium: [ISSSE'98], URSI, October, 1998, P. 257-262.

82. C. Qiao and M. Yoo, "Optical Burst Switching (OBS)-A New Paradigm for an Optical Internet," *Journal of High Speed Networks*, vol. 8, no.1, pp. 69-84, January 1999.
83. J. P. Jue, V. M. Vokkarane, *Optical burst switched networks*. Springer Science & Business Media, 2006
84. T. Battestilli, H. Perros. An introduction to optical burst switching. *IEEE Communications Magazine*, vol. 41, no. 8, pp. 10-15, 2003.
85. Seetharaman, S. (1999). *IP over DWDM*. Washington University, Washington.
86. D.J. Blumenthal, P.R. Prucnal, and J.R. Sauer. "Photonic Packet Switches: Architecture and Experimental Implementations". *Proceedings of the IEEE*, vol.82, no.11, November, 1994, pp.1650-1665
87. Агравал Г.П. Волоконно-оптические системы передачи/ Г.П. Агравал// Часть 1: Пер. с англ, Новосибирск: Веди, 2005 – 252 с.
88. Заславский К.Е.. Волоконно-оптические системы со спектральным уплотнением/ К.Е. Заславский //Учебное пособие. Новосибирск: Сиб.гос.ун-т телекоммуникаций и информатики, 1992 – 66 с.
89. В.А. Ефимушкин. Планирование ресурсов в сетях WDM /В.А. Ефимушкин, И.М. Савандюков // *Электросвязь*, №1, 2008, С.45-48.
90. Р.Фриман Волоконно-оптические системы связи/ Р.Фриман //Пер. с англ., М.: Техно-сфера, 2003 – 447с.
91. N. Nagatsu. Optical path accommodation designs applicable to large scale networks /N. Nagatsu, Y. Hamazumi, K. Sato// *IEICE Transactions on Communications*, №4, vol.E78-B, 1995, P.597-607.

92. R. Inkret. A heuristic approach to wavelength assignment in all-optical networks/ R. Inkret, B. Mikac, I. Podnar// MELECON Proceedings of the 1998 9th Mediterranean Electrotechnical Conference, vol.2, 1998, P.759-763.
93. Y. Hamazumi. Number of Wavelengths Required for Constructing Optical Path Network Considering Restoration /Y. Hamazumi, N. Nagatsu, S. Okamoto, K. Sato// IEICE Transactions on Communications, №7, vol.78, 1995, P.30-41.
94. D. Banerjee. A Practical Approach for Routing and Wavelength Assignment in Large Wavelength-Routed Optical Networks /D. Banerjee, B. Mukherjee // IEEE Journal on Selected Areas in Communications, №5, vol.14, 1996, P.903-908.
95. All-Optical Frequency Conversion [All-Optical Networking Consortium: WDM Slide Presentation], 1996, <http://www.ll.mit.edu/aon/WDMSlide20.html>
96. A new strategy for employing wavelength conversion in WDM optical networks : [M. Listanti, M. Berdusco, R. Sabella] : Proceedings of IEEE Conference : [10th Annual Meeting of Lasers and Electro-Optics Society] : vol.2, 1997, P.464-465.
97. Optical path strategies in WDM all-optical networks: Minimization of wavelength converters in optical cross-connect: [M. Listanti, M. Berdusco, R.Sabella]: IEEE Conference: [Global Telecommunications GLOBECOM-1997], vol.1, 1997, P.583-587.
98. R. Sabella. Optical transport networks employing all-optical wavelength conversion: Limits and features/ R. Sabella, E. Iannone, E.Pagano // IEEE Journal on Selected Areas in Communications, №5, vol.14, 1996, P.968-978.

99. S. Baroni. Analysis and Design of Resilient Multifiber Wavelength-Routed Optical Transport Networks/ S. Baroni, P. Bayvel, R.J. Gibbens, S.K. Korotky//IEEE Journal of Lightwave Technology, №5, vol.17, 1999, P.743-758.
100. S. Baroni, P. Bayvel. Wavelength Requirements in Arbitrarily Connected Wavelength-Routed Optical Networks /S. Baroni, P. Bayvel// IEEE Journal of Lightwave Technology, №2, vol.15, 1997, P.242-251.
101. J. Yoo. Design, Analysis, and Implementation of Wavelength-Routed All-Optical Networks: Routing and Wavelength Assignment Approach/ J. Yoo, S. Banerjee //http://boni.eecs.stevens-tech.edu/
102. R.K. Pankaj. Wavelength Requirements of all Optical Networks/ R.K. Pankaj, R.G. Gallager// IEEE/ACM Transactions on Networking, №3, vol.3, 1995, P.269-280.
103. L. Gillner. Scalability of optical multiwavelength switching networks: crosstalk analysis /L. Gillner, C.P. Larsen, M. Gustavsson //IEEE Journal of Lightwave Technology, №1, vol.17, 1999, P.58-67.
104. Г.С. Гайворонская. Коммутаторы оптических сигналов/ Г.С. Гайворонская, А.В. Рябцов // Холодильна техніка і технологія, № 2 (118), 2009, С.55-59.
105. N. Andrushchak, Ya. Bobitskii, T. Maksymyuk, O. Syrotynsky, A. Andrushchak, I. Karbovnyk, A new method for refractive index measurement of isotropic and anisotropic materials in millimeter and submillimeter wave range, 18th International Conference on Microwave Radar and Wireless Communications (MIKON'2010), pp. 1-3, 2010

106. Стрихалюк Б.М. Модель акустооптичного комутатора для повністю оптичних телекомунікаційних систем / Б.М. Стрихалюк, М.В. Кайдан, Т.А. Максимюк, В.З. Пашкевич // Вісник Національного університету "Львівська політехніка". Радіоелектроніка та телекомунікації, Львів, 2013. – № 766, С. 90–95.
107. Y. Hamazumi. Optical Path Accomodation Designs Applicable to Large Scale Networks/ Y. Hamazumi, N. Nagatsu, S. Okamoto, K. Sato// IEICE TRANSACTIONS on Communications, №4, vol.E-78-B, 1995, P.597-607.
108. I.P. Kaminow. Optical Fiber Telecommunications III/ I.P. Kaminow, T.L. Koch//San Diego, California: Academic Press, 1997, 515p.
109. E.Iannone. Nonlinear Optical Communication Networks/ E.Iannone, F. Matera, A.Mecozzi, M. Settembre //New York: Wiley, 1998, 472 p.
110. P. Bonenfant, A. Rodriguez-Moral. Framing techniques for IP over fiber/ P. Bonenfant, A. Rodriguez-Moral // IEEE Network/ No.15, vol.4, 2001, P.12-18.
111. Ventrini, D., Moura, E., Paraschis, L., Gerstel, O., Silva, M., Wollenweber, K., Silva, L. A. C. H. Demonstration and evaluation of IP-over-DWDM networking as “alien-wavelength” over existing carrier DWDM infrastructure. In National Fiber Optic Engineers Conference (p. NME3). Optical Society of America, 2008.
112. O. Mahony, M. J., Simeonidou, D., Hunter, D. K., & Tzanakaki, A. The application of optical packet switching in future communication networks. IEEE Communications magazine, vol. 39, no. 3, pp. 128-135, 2001.
113. F. Callegati. Optical buffers for variable length packets. IEEE Communications Letters, vol. 4, no. 9, pp. 292-294, 2000.

114. C. M. Gauger. Optimized combination of converter pools and FDL buffers for contention resolution in optical burst switching. *Photonic network communications*, vol. 8, no. 2, pp. 139-148, 2004.
115. *Photonic Packet Switches: Architecture and Experimental Implementations* [D.J. Blumenthal, P.R. Prucnal, J.R. Sauer] : Proceedings of the IEEE, vol.82, November, 1994, P.1650-1665.
116. Ефимушкин В.А. Анализ блокировок коммутатора оптической сети с коммутацией пакетов/ В.А. Ефимушкин, И.М. Савандюков // *Электросвязь*, №8, 2007, С.8-11.
117. Buckman, L. A., Wu, M. S., Giaretta, G., Li, G. S., Pepeljugoski, P. K., Goodman, J. W., Chang-Hasnain, C. J. A novel all-optical self-routed wavelength-addressable network (SWANET). *IEEE Photonics Technology Letters*, vol. 7, no. 9, pp. 1066-1068, 1995.
118. Chang-Hasnain, C. J., Lau, K. Y., Goodman, J. W., & Varma, A. U.S. Patent No. 5,541,756. Washington, DC: U.S. Patent and Trademark Office, 1996.
119. Blumenthal, D. J., Feuerstein, R. J., & Sauer, J. R. First demonstration of multihop all-optical packet switching. *IEEE Photonics technology letters*, vol. 6, no. 3, pp. 457-460, 1994.
120. Adams, L. E., Bethea, C. G., Nykolak, G., People, R., & Tanbun-Ek, T. U.S. Patent No. 6,081,361. Washington, DC: U.S. Patent and Trademark Office, 2000.
121. Lee, B. G., Biberman, A., Dong, P., Lipson, M., & Bergman, K. All-optical comb switch for multiwavelength message routing in silicon photonic networks. *IEEE Photonics Technology Letters*, vol. 20. no. (10), pp. 767-769, 2008.

122. 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.
123. A. Ge, F. Callegati, L.S. Tamil. On optical burst switching and self-similar traffic. IEEE Communications Letters, vol. 4, no. 3, pp. 98-100, 2000
124. Xu L., Perros H.G., Rouskas G. Techniques for optical packet switching and optical burst switching // IEEE Communications Magazine, vol. 39, no. 1, P. 136–142, 2001.
125. T. Zhang, X. Li, G. Wu and J. Chen, "Design and implementation of high-speed BCP processor for OBS core node based on FPGA," The 19th Annual Wireless and Optical Communications Conference (WOCC 2010), Shanghai, 2010, pp. 1-3, doi: 10.1109/WOCC.2010.5510678
126. G. Zeng, K. Lu, and I. Chlamtac "On the Conservation Law in Optical Burst Switching Networks", SPECTS, San Diego, Jul. 2004, pp.124-129.
127. C. Qiao, M. Yoo, "Optical burst switching (OBS) - A new paradigm for an optical internet," Journal of High Speed Networks, vol. 8, pp. 69-84, 1999.
128. R. Rajaduray, S. Ovadia, D. J. Blumenthal, "Analysis of an edge router for span-constrained optical burst switched (OBS) networks," IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, vol.22, no.11, pp. 2693- 2705, Nov. 2004.
129. R. Serral-Gracia, L. Jakab, J. Domingo-Pascual, "Out of order packets analysis on a real network environment," 2nd Conference on NextGeneration Internet Design and Engineering (NGI '06), pp. 269-276, April 2006.

130. 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.
131. M. Yoo, C. Qiao, and S. Dixit, "QoS performance of optical burst switching in IP-over-WDM networks," Journal on Selected Areas in Communications, vol. 18, no. 10, pp. 2062–2071, October 2000.
132. Y. Chen, J. Turner, and P. Mo, "Optimal burst scheduling in optical burst switched networks," IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, vol. 25, no. 8, pp. 1883-1894, Aug. 2007.
133. Wang, L., Chen, Y., & Thaker, M. (2008, November). Virtual Burst Assembly-A Solution to Out-of-Sequence Delivery in Optical Burst Switching Networks. In Global Telecommunications Conference, 2008. IEEE GLOBECOM 2008. IEEE (pp. 1-6). IEEE.
134. M. Rezaee and T. H. Szymanski, "Demonstration of an FPGA controller for guaranteed-rate optical packet switching," 2015 IFIP/IEEE International Symposium on Integrated Network Management (IM), Ottawa, ON, 2015, pp. 1139-1140. doi: 10.1109/INM.2015.7140448
135. Y. Xia, D. Tse, "On the large deviation of resequencing queue size: 2-M/M/1 case," IEEE INFOCOM 2004, vol.4, pp. 2374-2382, March 2004.
136. N. Nagatsu. Optical path cross-connect system scale evaluation using path accommodation design for restricted wavelength multiplexing / N. Nagatsu, Y. Hamazumi, K.Sato // IEEE Journal on Selected Areas in Communications, №5, vol.14, 1996, P.893-902.
137. R. Sabella. Impact of Transmission Performance on Path Routing in All-Optical Transport Networks /R. Sabella, E. Iannone, M. Listanti, M.

- Berlusconi, S. Beinetti //IEEE Journal of Lightwave Technology, №11, vol.16, 1998, P.1965-1972.
138. K. Sato. Network performance and integrity enhancement with optical path layer technologies/ K. Sato, S. Okamoto, H.Hadama// IEEE Journal on selected areas in communications, №1, vol.12, 1994, P.159-170.
139. В.А. Наумов. Минимизация загрузки в оптических сетях с маршрутизацией по длине волны / В.А. Наумов, Н.Ф.Добровольская// Вестник РУДН, серия Прикладная и компьютерная математика, № 1(1), 2002 – С.34-39.
140. А. Жирар. Руководство по технологии и тестированию систем WDM/А. Жирар// Пер. с англ., М.: EXFO, 2001 – 252с.
141. Y. Yan, Y. Shu, G. M. Saridis, B. R. Rofoee, G. Zervas and D. Simeonidou, "FPGA-based optical programmable switch and interface card for disaggregated OPS/OCS data centre networks," 2015 European Conference on Optical Communication (ECOC), Valencia, 2015, pp. 1-3. doi: 10.1109/ECOC.2015.7341957
142. T. H. Szymanski and M. Rezaee, "An FPGA controller for deterministic guaranteed-rate optical packet switching," 2015 IFIP/IEEE International Symposium on Integrated Network Management (IM), Ottawa, ON, 2015, pp. 1177-1183.
143. K. Tanaka, Y. Lee, E. Nomoto, T. Sugawara and H. Arimoto, "Experimental Evaluation of Recovery From Multiple Failures in Multicore Fiber Links Using FPGA-Based Optical Switch Units," in Journal of Lightwave Technology, vol. 33, no. 1, pp. 201-211, Jan.1, 1 2015. doi: 10.1109/JLT.2014.2371045

144. Зубов В.С. Справочник программиста. Базовые методы решения графовых задач и сортировки/ В.С. Зубов// М.: Информационно-издательский дом «Филинь», 1999 – 256 с.
145. Зыков А.А. Основы теории графов / А.А. Зыков // М.: Наука, 1987 - 384с.
146. Кристофидес Н. Теория графов. Алгоритмический подход: Пер. с англ/ Н. Кристофидес// М.:Мир, 1978, 432 с.
147. Design of Logical Topologies for Wavelength Routed Optical Networks [R. Ramaswami, K.N. Sivarajan] : In Proceedings of IEEE International Conference [Infocom-1995], №4, P.1316-1325.
148. Yi Wang. Dijkstra Algorithm Consistent with Cyclic Paths // <http://www.mathworks.com/matlabcentral/fileexchange/7869-dijkstra>
149. Иванов М. Алгоритм Флойда-Уоршелла нахождения кратчайших путей между всеми парами вершин // http://e-axx.ru/algo/floyd_warshall_algorithm
150. Interfaces for the Optical Transport Network (OTN) plus Amendment// ITU-T Recommendation G.709/Y.1331, 2003.

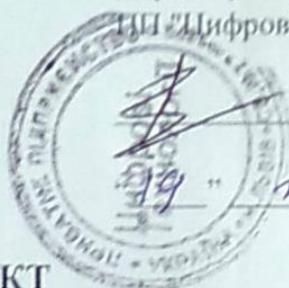
ДОДАТОК. АКТИ ВПРОВАДЖЕННЯ

"ЗАТВЕРДЖУЮ"

Директор

ПП "Цифрові технології"

Танчак З.В.



19 лютого 2018 р.

АКТ

про використання результатів кандидатської дисертаційної роботи
старшого викладача кафедри телекомунікацій
Національного університету "Львівська політехніка"
Думича Степана Степановича

на тему:

"Методи та алгоритми підвищення ефективності комутації інформаційних потоків у оптичних транспортних мережах"

Даний акт складений про те, що у ПП "Цифрові технології" для керування експериментальним комутаційним вузлом у оптичній транспортній мережі використані результати дисертаційної роботи Думича С.С. "Методи та алгоритми підвищення ефективності комутації інформаційних потоків у оптичних транспортних мережах", представленої на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук, а саме:

- запропоновано структурно-функціональну модель програмно-апаратного блоку керування оптичним комутаційним вузлом на основі програмованих логічних інтегральних схем, яка, на відміну від існуючих, враховує незалежну динамічну реконфігурацію окремих функціональних компонентів вузла, відповідно до технології програмно-конфігурованих мереж;
- реалізовано тестовий макет програмно-керованого оптичного комутатора, який дав змогу знизити затримку в процесі комутації інформаційних потоків у оптичній мережі зі складною топологічною структурою.

Внаслідок перевірки використаних моделей на мережному обладнанні у ПП "Цифрові технології" встановлено, що затримка комутації не зростає при нарощуванні кількості вхідних інформаційних потоків, що підтверджує теоретичні гіпотези подані у дисертаційній роботі.

Провідний інженер

Дрофяк А.М.



"ЗАТВЕРДЖУЮ"
Директор
ТзОВ ВТФ "Контех"
Смольницький Є.С.
"20" жовтня 2016 р.

АКТ

про використання результатів кандидатської дисертаційної роботи

Думича Степана Степановича

на тему:

" Методи та алгоритми підвищення ефективності комутації інформаційних потоків у оптичних транспортних мережах "

Даний акт складений про те, що у ТзОВ ВТФ "Контех" використані результати кандидатської дисертаційної роботи Думича С.С. "Методи та алгоритми підвищення ефективності комутації інформаційних потоків у оптичних транспортних мережах". А саме:

- алгоритм комутації інформаційних потоків у проміжному вузлі оптичної мережі, який дав змогу зменшити затримку в процесі обробки пакетних заголовків на 20% та 40% при використанні 40 та 80 довжин хвиль в оптичних каналах, відповідно;
- структурно-функціональну модель програмно-апаратного блоку керування оптичним комутаційним вузлом на основі програмованих логічних інтегральних схем з динамічною реконфігурацією окремих функціональних компонентів, що дало змогу розгорнути тестову оптичну мережу з програмним керуванням.

Результати експериментальних досліджень, виконаних на виробничих потужностях ТзОВ ВТФ "Контех" відповідають результатам теоретичних досліджень, що представлені у дисертаційній роботі.

Директор



Є.С. Смольницький

"ЗАТВЕРДЖУЮ"
Генеральний директор
ТзОВ "Телекомунікаційна компанія"
Пентак І.М.
"20" жовтня 2016 р.

АКТ

про використання результатів кандидатської дисертаційної роботи
старшого викладача кафедри телекомунікацій
Національного університету "Львівська політехніка"
Думича Степана Степановича
на тему:

**" Методи та алгоритми підвищення ефективності комутації інформаційних
потоків у оптичних транспортних мережах "**

Даний акт складений про те, що у ТзОВ "Телекомунікаційна компанія"
використані результати кандидатської дисертаційної роботи Думича С.С.
"Методи та алгоритми підвищення ефективності комутації інформаційних
потоків у оптичних транспортних мережах ". А саме:

- адаптивний алгоритм агрегації трафіку у крайовому вузлі оптичної мережі з комутацією блоків, який дав змогу підвищити ефективність використання пропускної здатності оптичних каналів зв'язку на 10-25% при одночасному зменшенні кількості втрачених пакетів до 10 разів, в залежності від інтенсивності трафіку в мережах доступу;
- алгоритм диференційної сегментації блоків, який дав змогу знизити імовірність втрати пріоритетних пакетів у 2 рази за рахунок сортування пакетів блоку в порядку спадання пріоритету.

Результати експериментальних досліджень, виконаних на виробничих потужностях ТзОВ "Телекомунікаційна компанія", відповідають результатам досліджень, що представлені у дисертаційній роботі, похибка не перевищує 5%.

Провідний інженер



Р.М. Ханик