

Національний технічний університет України
«Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського»
Інститут телекомунікаційних систем
(повна назва інституту/факультету)

Кафедра телекомунікацій
(повна назва кафедри)

«На правах рукопису»
УДК _____

До захисту допущено
В.о. завідувача кафедри

_____ Явіся В.С.
(підпис) (ініціали, прізвище)
“ ____ ” _____ 2019_р.

Магістерська дисертація
на здобуття освітнього ступеня «магістр»

Спеціальність 172 Телекомунікації та радіотехніка.
(код і назва)

За освітньо-професійною програмою Інженерія та програмування інфокомунікацій.

на тему: Використання методів машинного навчання в адаптивних телекомунікаційних системах.

Виконав: студент _2_ курсу, групи ТЗ - 81 мп
(шифр групи)

Мельник Олександр Вікторович
(прізвище, ім'я, по батькові) (підпис)

Науковий керівник доцент, с.н.с. к.т.н., Міночкін Д.А.
(посада, науковий ступінь, вчене звання, прізвище та ініціали) (підпис)

Консультант _____
(назва розділу) (науковий ступінь, вчене звання, прізвище, ініціали) (підпис)

Рецензент професор каф. ІТМ с.н.с. д.т.н. Скулиш М.А.
(посада, науковий ступінь, вчене звання, науковий ступінь, прізвище та ініціали) (підпис)

Засвідчую, що у цій магістерській дисертації немає запозичень з праць інших авторів без відповідних посилань.

Студент _____
(підпис)

Київ – 2019 рік

Національний технічний університет України
«Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського»

Інститут телекомунікаційних систем

(повна назва)

Кафедра телекомунікацій

(повна назва)

Спеціальність 172 Телекомунікації та радіотехніка

(код і назва)

Рівень вищої освіти – другий (магістерський) за освітньо-професійною програмою Інженерія та програмування інфокомунікацій.

ЗАТВЕРДЖУЮ

В.о. завідувача кафедри

_____ Явіся В.С.
(підпис) (ініціали, прізвище)

«__» _____ 2019 р.

ЗАВДАННЯ

на магістерську дисертацію студенту

Мельнику Олександр Вікторовичу

(прізвище, ім'я, по батькові)

1. Тема дисертації Використання методів машинного навчання в адаптивних телекомунікаційних системах

науковий керівник дисертації Міночкін Дмитро Анатолійович доцент, с.н.с,
к.т.н. _____ ,

(прізвище, ім'я, по батькові, науковий ступінь, вчене звання)

затверджені наказом по університету від «_07_» «_11_» 2019р. № _3840-с_

2. Строк подання студентом дисертації 09.12.2019 _____

3. Об'єкт дослідження адаптивна безпроводова телекомунікаційна система

4. Предмет дослідження комп'ютерна мережа, на якій задано відношення суміжності вузлових комп'ютерів _____

5. Перелік завдань, які потрібно розробити 1. Дослідити принципи адаптивних ТКС 2. Дослідження алгоритму альтернативної динамічної покрокової маршрутизації в комп'ютерній мережі керуючої безпроводовою

ТКС 3. Розробка моделі комп'ютерної мережі управління безпроводовою
ТКС. 4.Оцінка ефективності алгоритму покрокової маршрутизації

6. Орієнтовний перелік ілюстративного матеріалу _____

7. Орієнтовний перелік публікацій _____

8. Консультанти розділів дисертації

Розділ	Прізвище, ініціали та посада консультанта	Підпис, дата	
		завдання видав	завдання прийняв

9. Дата видачі завдання _____

Календарний план

№ з/п	Назва етапів виконання магістерської дисертації	Строк виконання етапів магістерської дисертації	Примітка

Студент _____
(підпис)

О.В. Мельник
(ініціали, прізвище)

Науковий керівник дисертації _____
(підпис)

Д.А. Міночкін
(ініціали, прізвище)

РЕФЕРАТ

Магістерська дисертація містить: 123 сторінки, 32 рисунки, 32 таблиці, 57 посилань.

Метою даної роботи є дослідження використання методів машинного навчання в адаптивних телекомунікаційних системах.

В роботі коротко розглянуто методи машинного навчання, що використовуються в адаптивних телекомунікаційних системах, принципи адаптивних телекомунікаційних систем. Основну частину роботи займає дослідження використання нейронної мережі для побудови адаптивного алгоритму маршрутизації комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною системою. Проведено дослідження альтернативного і безальтернативного алгоритмів маршрутизації і отримано результат, що альтернативний алгоритм показує кращі результати.

Ключові слова: методи машинного навчання, нейронна мережа, адаптивні ТКС.

ABSTRACT

The master's dissertation contains: 123 pages, 32 figures, 32 tables, 57 links.

The purpose of this work is to investigate the use of machine learning methods in adaptive telecommunication systems.

The paper briefly discusses machine learning methods used in adaptive telecommunication systems, principles of adaptive telecommunication systems. The main part of the work is the investigation of the use of a neural network to build an adaptive routing algorithm for a computer network that controls the wireless telecommunication system. The alternative and non-alternative routing algorithms were investigated and the result was obtained that the alternative algorithm showed better results.

Keywords: machine learning methods, neural network, adaptive telecommunication systems.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК СКОРОЧЕНЬ.....	9
ВСТУП	10
1 ПРИНЦИПИ АДАПТИВНИХ ТКС. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ ДОСЛІДЖЕНЬ.....	13
1.1 Загальний опис адаптивних телекомунікаційних систем.....	13
1.2 Методи машинного навчання, що можуть використовуватися при побудові адаптивних ТКС.....	14
1.3 Модель телекомунікаційної мережі	16
1.4 Критерії ефективності адаптивної маршрутизації	18
1.5 Комп'ютерна мережа в основі управління ТКС безпроводового зв'язку	19
1.6 Елементи адаптації в сучасних мережевих комутаторах і маршрутизаторах.....	22
1.7 Періодична статична адаптація маршрутів слідування інформаційних пакетів безпроводової телекомунікаційної мережі	25
1.8 Адаптивна покрокова маршрутизація на основі альтернативного вибору зміщення інформаційного пакета в суміжний вузол.....	28
Висновки до розділу 1	33
2 АЛГОРИТМ АЛЬТЕРНАТИВНОЇ ДИНАМІЧНОЇ ПОКРОКОВОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В КОМП'ЮТЕРНІЙ МЕРЕЖІ, КЕРУЮЧОЇ БЕЗПРОВОДОВОЮ ТКС	36
2.1 Адаптивна маршрутизація по суміжним вузлам на основі логічної нейронної мережі із зворотними зв'язками	36
2.2 Дослідження елементарної підструктури комп'ютерної мережі, що використовує альтернативну маршрутизацію	42

					КПІ ім.Ігоря Сікорського 3840-с 04.ТЗ-81мп.2019.ПЗ			
<i>Змн.</i>	<i>Арк.</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Підпис</i>	<i>Дата</i>				
<i>Розроб.</i>		<i>Мельник</i>			Використання методів машинного навчання в адаптивних телекомунікаційних системах Пояснювальна записка	<i>Літ.</i>	<i>Арк.</i>	<i>Акрушіє</i>
<i>Перевір.</i>		<i>Міночкін</i>					6	123__
<i>Реценз.</i>								
<i>Н. Контр.</i>		<i>Петрова</i>						
<i>Затверд.</i>		<i>Явіся</i>						

Висновки до розділу 2	69
3 МОДЕЛЬ КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ УПРАВЛІННЯ БЕЗПРОВОДОВОЮ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОЮ СИСТЕМОЮ З ВИКОРИСТАННЯМ МЕТОДУ АЛЬТЕРНАТИВНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ	71
3.1 Обґрунтування методу моделювання і вибір критеріїв ефективності ...	71
3.2 Структура інформаційної взаємодії вузлових комп'ютерів.....	74
3.3 Алгоритм моделі	77
3.4 Алгоритми формування сценаріїв надходження заявок	84
3.4.1 Алгоритм формування сценаріїв з рівноймовірнісним вибором адрес відправлення і призначення	84
3.4.2 Алгоритм формування сценаріїв з урахуванням бажаних напрямків обміну інформаційними пакетами	85
Висновки до розділу 3	88
4 ОЦІНКА ЕФЕКТИВНОСТІ АДАПТИВНОГО АЛГОРИТМУ АЛЬТЕРНАТИВНОЇ ПОКРОКОВОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ	90
4.1. Вибір структури комп'ютерної мережі для моделювання.....	90
4.2. Обґрунтування сценаріїв надходження заявок	99
4.3 Порівняльна оцінка ефективності застосування алгоритмів альтернативної і безальтернативної покрокової маршрутизації в комп'ютерній мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною системою	104
4.3.1 Мета моделювання.....	104
4.3.2 Оцінка середнього часу виконання заявок.....	105
4.3.3 Оцінка ймовірності виконання заявок	106
4.3.4 Моделювання сценаріїв з наростаючою інтенсивністю потоку заявок	108

					КПШ ім.Ігоря Сікорського 3840-с 04.ТЗ-81мп.2019.ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		7

4.4. Модель комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною системою - інструментальний засіб проектування ..	112
Висновки до розділу 4	113
ЗАГАЛЬНІ ВИСНОВКИ	116
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ	118

					КПІ ім.Ігоря Сікорського 3840-с 04.ТЗ-81мп.2019.ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		8

ПЕРЕЛІК СКОРОЧЕНЬ

БВК – буфер вузлового комп'ютера

БПЗ –буфер проміжного запису

ДВЧ – датчик випадкових чисел

ІТКМ - інфотелекомунікаційна мережа

ООМ – однорідна обчислювальна мережа

СВР – список вільних реєстрів

ТВЗ – таблиця вибору зміщення

ТКМ – телекомунікаційна мережа

ТКС – телекомунікаційна система

IP – Internet protocol

MAC – media access control

ВСТУП

Актуальність

Розвиток інформаційних і телекомунікаційних систем на сучасному етапі вимагає розробки теоретичних основ проектування інтегрованих інфотелекомунікаційних мереж нового покоління, що включають в себе телекомунікаційні системи і комп'ютерні мережі, в яких акумулюються розподілені інформаційні і обчислювальні ресурси. Такі ІТКМ надають своїм користувачам високоякісні послуги для їх масового віддаленого доступу та ефективного використання розподілених інформаційних та обчислювальних ресурсів за допомогою IP-протоколів та інших засобів керованого зв'язку і передачі інформації.

Удосконалення ІТКМ пов'язано перш за все з розвитком методології автоматизації, адаптації та інтелектуалізації систем мережевого управління інформаційними потоками на базі методів оптимізації процесів маршрутизації інформаційних потоків і принципів машинного навчання для реалізації адаптивного та інтелектуального управління трафіком.

Для дослідження було обрано безпроводові адаптивні телекомунікаційні системи та розглянуто можливості використання методів машинного навчання для реалізації маршрутів руху інформаційних пакетів до вузла призначення.

Безпроводові ТКС отримали дуже широке поширення. За допомогою них абоненти можуть розмовляти по телефону, підключатись до мережі Інтернет, переглядати телевізійні програми і багато іншого.

Особливого поширення і важливі перспективи знайшли технології Wi-Fi [11,12,52,55]. Вони активно впроваджуються в багатьох місцях загального призначення, в приватних будинках, на всіх видах транспорту: на

залізничному транспорті та метрополітені, на авіаційному, морському і навіть особистому.

Вихід за межі спеціального застосування і надання масових послуг пасажиром суттєво збільшили навантаження на безпроводові телекомунікаційні системи. Рух абонентів і об'єктів зв'язку додатково підсилює фактор динамічного навантаження на вузли зв'язку через швидко мінливий трафік.

Розглядаючи класичну схему системи стільникового зв'язку, якою є безпроводова телекомунікаційна мережа [11,12,16,38], що складається з мережі стаціонарних вузлів і змінних (внаслідок руху) множин абонентів, пов'язаних з кожним вузлом, можна виділити дві проблеми, властиві системі в цілому :

- взаємодія абонентів-користувачів і вузлів мережі;
- міжвузлова взаємодія для реалізації маршрутів руху інформаційних пакетів до вузла призначення, з яким в даний момент пов'язаний абонент-адресат.

Якщо перше завдання вирішується технічно, апаратно, то друге завдання вирішується алгоритмічно, тобто, пропонує ряд варіантів, які потребують залучення обчислювальних засобів вузлових комп'ютерів. На вирішення цього завдання - завдання маршрутизації - покладають вимоги адаптації формованого маршруту до загального поточного трафіку системи. А саме, при складанні маршруту повинне враховуватися завантаження попутних вузлів проходження так, щоб не допустити перевантаження вузлів і відхилення заявок з обслуговування. Такі заходи згладжування завантаження вузлів покликані збільшити пропускну здатність мережі, знизити середній час виконання заявок і підвищити ймовірність їх виконання.

Дана робота спрямована на вирішення цього завдання методами машинного навчання.

Об'єктом дослідження є адаптивна безпроводова телекомунікаційна система. Основним засобом управління в ній є маршрутизація інформаційних пакетів (заявок), що формуються на вузлах і переданих в вузли призначення. В основі технічних принципів обробки інформації в безпроводовій телекомунікаційній мережі лежать радіоканали зв'язку невеликої дальності дії, тому інформаційні пакети йдуть, зміщуючись по кроках в сторону адреси призначення, по суміжним вузлам.

Предметом досліджень є комп'ютерна мережа, на якій задано відношення суміжності вузлових комп'ютерів. Передача заявок можлива тільки між суміжними комп'ютерами. Зв'язок з іншими комп'ютерами можливий тільки транзитом.

Метою і завданням досліджень є знаходження та оцінка нового адаптивного методу і алгоритму рішення і управління завданням маршрутизації в безпроводових телекомунікаційних мережах, при якому вибір зміщення заявки в суміжний комп'ютер при її проходженні за адресою призначення враховує попередньо встановлені переваги зміщення для цієї адреси, а також коефіцієнти завантаження буферів суміжних вузлових комп'ютерів. Передбачається, що заявка може очікувати можливості зсуву протягом допустимого часу, в разі переповнення бажаних буферів суміжних комп'ютерів. Очікується, що при такій адаптивній покроковій маршрутизації зменшиться середній час виконання заявок, підвищиться ймовірність їх виконання і пропускна здатність мережі.

1 ПРИНЦИПИ АДАПТИВНИХ ТКС. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ ДОСЛІДЖЕНЬ

1.1 Загальний опис адаптивних телекомунікаційних систем

В найзагальнішому розумінні адаптивна система представляє собою систему, структура якої змінюється чи пристосовується таким чином, щоб її функціонування покращувалось (згідно з заданими критеріями) в результаті взаємодії з навколишнім середовищем. В телекомунікаційних системах критерієм може бути кількість оброблених заявок, пропускна здатність каналів, чутливість приймача, дальність зв'язку і т.п.

Основною властивістю адаптивної системи є змінне в часі функціонування з саморегулюванням. Необхідність такого функціонування очевидна із наступних міркувань. Якщо розробник проектує “незмінну” систему, яку він вважає оптимальною, він передбачає усі умови на її вході, в меншій мірі в статистичному змісті, і враховує що система буде коректно працювати при будь-якій з цих умов. Далі розробник вибирає критерій, за яким повинне оцінюватися функціонування, наприклад середнє число помилок між вихідним сигналом реальної системи і вихідним сигналом деякої вибраної моделі або “ідеальної” системи. Далі розробник вибирає систему, яка є кращою для встановленого критерію функціонування.

Однак у багатьох випадках весь діапазон вхідних умов може бути невідомим або умови можуть змінюватися з часом. Тоді адаптивна система, яка використовує регулярний процес пошуку оптимального значення, має значні переваги над незмінною системою.

Адаптивні ТКС значно складніше аналізувати і проектувати, ніж неадаптивні системи, але вони дозволяють вагомо збільшити область функціонування системи, коли вхідні параметри невідомі або змінюються з часом.

1.2 Методи машинного навчання, що можуть використовуватися при побудові адаптивних ТКС

Існує декілька сучасних методів машинного навчання:

- нейронні мережі;
- дерево рішень;
- випадковий ліс;
- кластеризація;
- пошук асоціативних правил.

Нейронні мережі імітують структуру головного мозку: кожен штучний нейрон з'єднується з декількома іншими нейронами. Нейронні мережі мають багат шарову структуру: нейрони на одному шарі передають дані декільком нейронам на наступному і т. д. У кінцевому рахунку дані досягають вихідного шару, де мережа видає припущення про те, як вирішити задачу, класифікувати об'єкт і т. п [57].

В телекомунікаційній галузі і медіаіндустрії нейромережі можна застосовувати для машинного перекладу, розпізнавання шахрайств, надання послуг віртуальних асистентів, побудові динамічних маршрутів слідування інформаційних пакетів.

Алгоритм дерева рішень класифікує об'єкти, відповідаючи на «питання» про їх атрибути, що розташовані у вузлових точках. Залежно від відповіді вибирається одна з гілок, і так до тих пір, поки не буде досягнуто «листа» - остаточної відповіді.

Серед застосувань дерева рішень - платформи управління знаннями для клієнтського обслуговування, прогностного призначення цін і планування випуску продукції [57].

В адаптивних телекомунікаційних системах, використовуючи дані про місцезнаходження і відомості про погодні умови, система зможе визначати види модуляції, які краще застосовувати для передачі даних.

Щоб одиночне дерево рішень давало точні результати, його потрібно навчати, алгоритм же випадкового лісу (random forest) використовує «комітет» випадковим чином створених дерев рішень з різними наборами атрибутів і дає можливість їм проголосувати, щоб вибрати найпопулярніший клас.

Випадковий ліс - універсальний, швидко навчаємий механізм для виявлення зв'язків всередині набору даних. У приклад можна привести небажані масові розсилки, що створюють проблеми не тільки користувачам, але і провайдером Інтернету, яким через спам доводиться мати справу з підвищеним навантаженням на сервери. Для боротьби з проблемою були розроблені автоматизовані методи фільтрації спаму, які за допомогою ансамблю дерев рішень швидко і ефективно визначають небажані листи. Також використовується для прогнозування числа дзвінків в колл-центрах.

Кластеризація - це групування елементів даних, які мають подібні характеристики, за допомогою статистичних алгоритмів. Це метод навчання без вчителя, який можна використовувати для вирішення завдань класифікації.

Кластеризація дієва, коли в складних наборах даних потрібно виявити групи, які важко помітити без спеціальних засобів. Наприклад, групування схожих документів в базі даних. Це дозволяє операторам і провайдером групувати абонентів і застосовувати оптимальну тарифну сітку [57].

Пошук асоціативних правил - це метод навчання без учителя, що дозволяє знаходити відносини між змінними. Часто використовується для прогнозування відтоку абонентів, а також для аналізу лог-файлів серверів.

1.3 Модель телекомунікаційної мережі

В якості конкретного дослідження було обрано використання нейронної мережі як методу машинного навчання для побудови алгоритму адаптивної маршрутизації в безпроводовій телекомунікаційній системі.

Пропонується дослідити безпроводову ТКС, що складається з 12 базових станцій, які з'єднані між собою як показано на рисунку 1.2. Ймовірність виконаних заявок P має бути не нижче 0,9. Об'єм буферів усіх вузлових комп'ютерів дорівнює 6.

Безпроводова телекомунікаційна мережа [38,39] має стільникову структуру. Основою соти є стаціонарний вузол (Рисунок 1.1). Вузли автоматично встановлюють і підтримують канали зв'язку, спільно створюючи однорангову архітектуру (Рисунок 1.2) [48]. Мобільні станції абонентів, перебуваючи в зоні досяжності (стійкого сигналу), обмінюються інформаційними пакетами з цим вузлом для подальшої передачі абонентам в рамках усієї мережі.

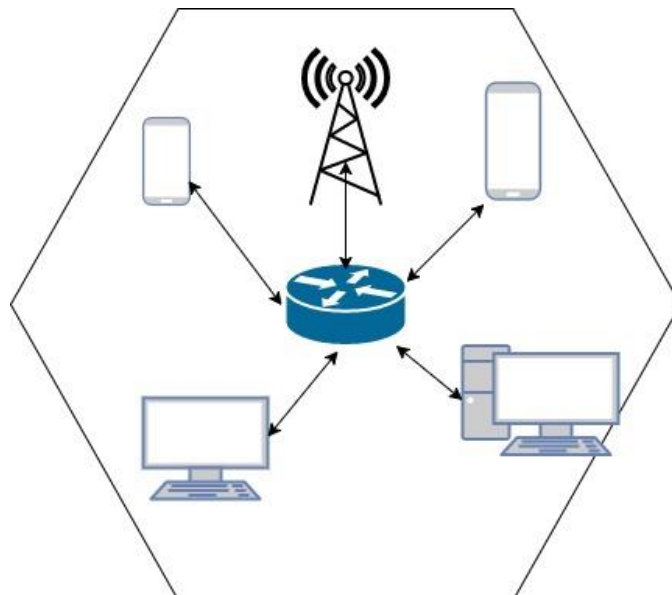


Рисунок 1.1. Сота безпроводової ТКС на базі вузла

Можливе переміщення мобільних станцій з соти в соту. Таким чином, в цілому, в реальному часі, в мережі формується поточний трафік на базі

динамічно формованого сценарію обміну інформаційними пакетами між абонентами.

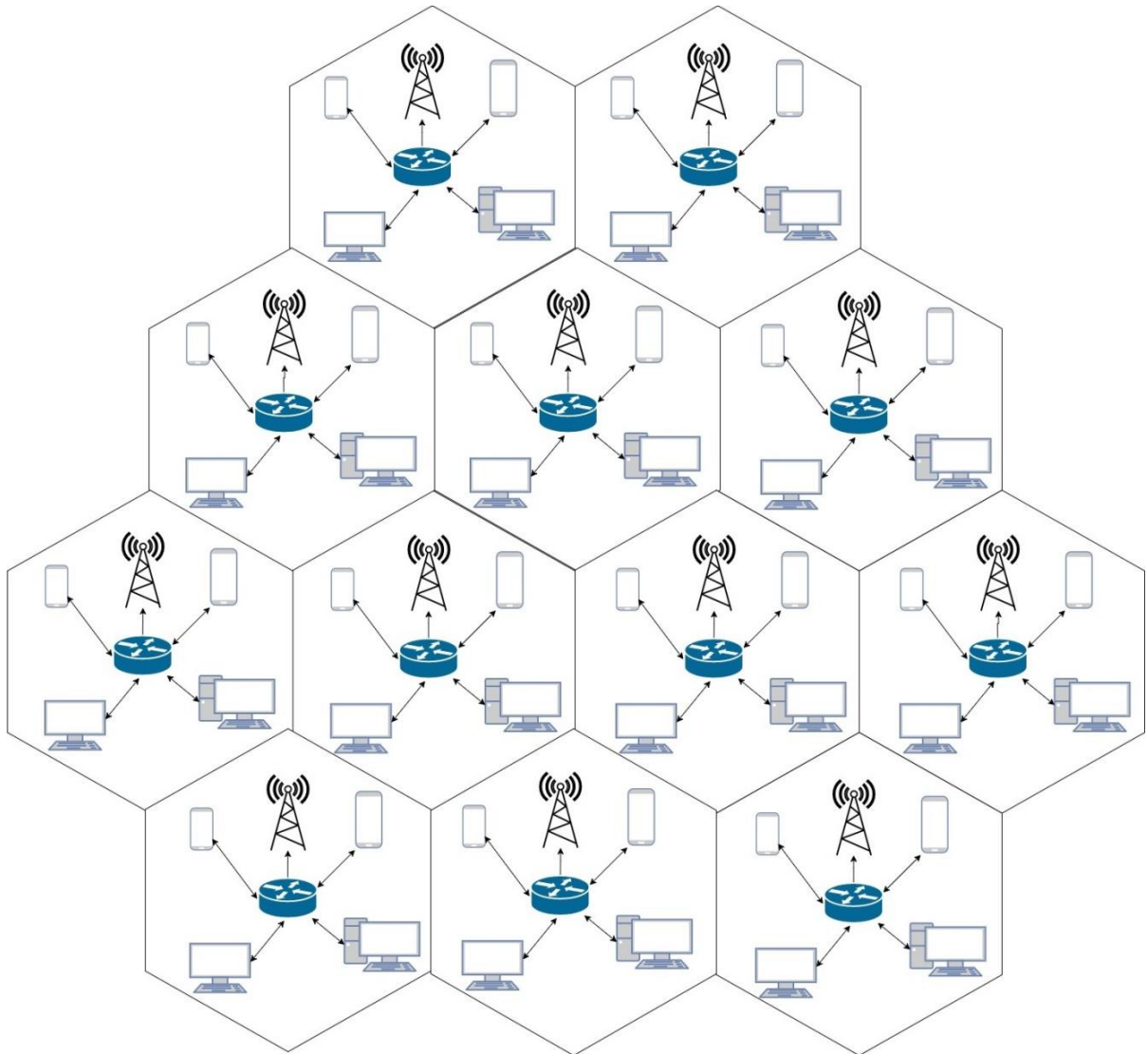


Рисунок 1.2. Телекомунікаційна безпроводова мережа, що покриває обмежену територію

Організація мережі передбачає спрямовану, адресну передачу інформаційних пакетів між досить близькими суміжними вузлами, що забезпечує високий рівень сигналу, мінімізацію перешкод, мінімум енергетичних затрат.

1.4 Критерії ефективності адаптивної маршрутизації

У загальному випадку маршрутизація проводиться вузловими маршрутизаторами, що представляють собою спеціалізовані обчислювальні пристрої — спецпроцесори.

Під адаптивним будемо розуміти такий маршрутизатор, який формує маршрут слідування інформаційного пакета в залежності від маршрутів прямування інших пакетів в телекомунікаційній мережі. Такий маршрутизатор вибирає маршрут пакета в залежності від поточного трафіку мережі і створеної ним завантаженості вузлів. Конкретно це означає, що маршрут вибирається так, щоб він проходив через неповністю завантажені вузли щоб уникнути затримок. Також при цьому повинно бути задіяно мінімальне число вузлів.

Розглядаючи функцію маршрутизації в телекомунікаційній мережі абстрактно і з огляду на те, що в безпроводовій мережі використовується радіозв'язок для передачі пакетів до суміжних вузлів, слід виділити основні властивості та вимоги до адаптованого маршрутизатора: він повинен бути динамічним, розподіленим і покроковим [45,47]. Це означає наступне:

Такий маршрутизатор повинен постійно відслідковувати трафік, прокладаючи шлях інформаційного пакета від вузла до вузла в залежності від поточного завантаження цих вузлів.

Адаптивний маршрутизатор повинен знаходитися на кожному вузлі, відповідаючи за подальший шлях прямування кожного, на нього пакета - до адреси призначення.

Кожен інформаційний пакет піддається покроковій маршрутизації, при якій кожний попутний вузол робить його передачу одному із суміжних вузлів - в залежності від географічного положення і від поточного завантаження.

В основі адаптації маршрутизатора до поточного трафіку мережі лежать наступні критерії оптимізації:

1. Мінімізація середнього часу виконання запиту на передачу інформаційного пакета від вузла-відправника до вузла-одержувача.

$$T_{\text{вук}} \rightarrow \min \quad (1.1)$$

2. Мінімізація кількості відмов у виконанні заявок - як на вході, так і в процесі їх виконання.

$$n_{\text{від}} \rightarrow \min \quad (1.2)$$

При фіксованому часі спостереження можлива фіксація загальної кількості n заявок і кількість $n_{\text{від}}$ відмов у їх виконанні. Тоді ймовірність $P_{\text{від}}$ користувачеві в організації зв'язку і вимоги до неї виражаються:

$$P_{\text{від}} = n_{\text{від}} / n \rightarrow \min \quad (1.3)$$

Важливим критерієм, що визначає максимальну пропускну здатність мережі, є необхідна ймовірність $P = 1 - P_{\text{від}}$ обслуговування заявки:

$$P > P_0 \quad (1.4)$$

де P_0 задається технічними вимогами на розробку.

1.5 Комп'ютерна мережа в основі управління ТКС безпроводового зв'язку

Зараз в основі управління вузлом лежать маршрутизатори (комутатори - за термінологією деяких авторів) [38], за складністю функцій представляють собою спеціалізовані обчислювальні пристрої. Сьогодні цього достатньо для реалізації протоколів обміну даними. Однак функції вузлових обчислювальних засобів в безпроводових телекомунікаційних мережах все більше ускладнюються. Це пов'язано з розвитком вимог до пропускну здатності мережі, з вимогами щодо конфіденційності, з інформаційної та мережевої безпеки, за енерговитратами. У локальних комп'ютерних мережах прийнято навіть подібні функції [24,40], наприклад, - аутентифікації користувача, покладати на мережевий сервер. Однак в таких розподілених мережах, як безпроводові телекомунікаційні, з децентралізованим

управлінням, сконцентрованим на вузлах, такий розподіл функцій неможливий.

Збільшення обчислювального навантаження пов'язане з майбутньою мобільністю вузлів в додачу до мобільності користувачів [63].



Рисунок 1.3. Засоби вузла

На абстрактному, формальному рівні керуючі обчислювальні засоби телекомунікаційної мережі доцільно виділити для окремого спеціального вивчення. Тоді формалізована схема взаємодії засобів вузла (без мобільних станцій) може бути такою, що показана на рис. 1.3. Функції маршрутизатора виконує вузловий комп'ютер.

З урахуванням того, що в безпроводовому зв'язку інформаційні пакети від адреси вузла відправлення слідує до вузла призначення по послідовності попарно суміжних вузлів [43], структура абстрактної комп'ютерної мережі має вигляд, представлений на рис. 1.4.

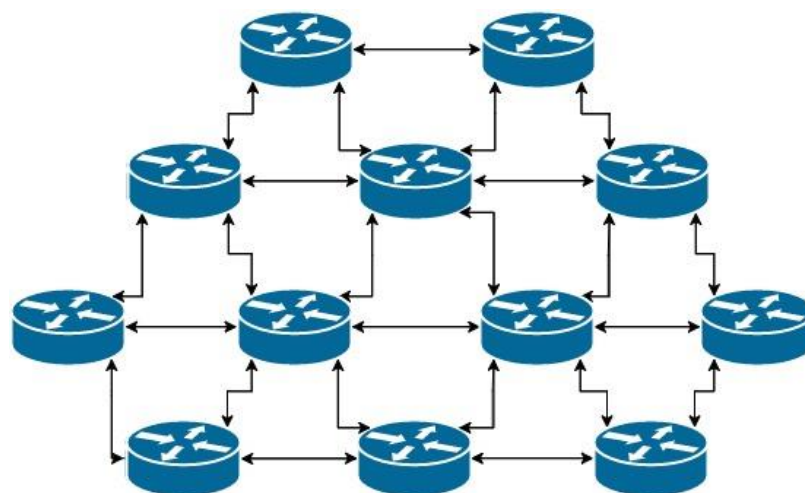


Рисунок 1.4. Формалізована структура комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною системою

Вона повторює відому структуру ООМ - однорідних обчислювальних мереж. Насправді подібна мережа покриває територію складної конфігурації. Однак слід підкреслити, що дійові зв'язки в ній встановлюються на основі суміжності - по найближчому місцю знаходження інших комп'ютерів.

Доцільно зв'язати обсяг буфера вузлового комутатора з продуктивністю вузлового комп'ютера. Адже обсяг буфера обумовлений кількістю оброблюваних інформаційних пакетів, які надсилаються далі або видаються на мобільні станції користувачів-адресатів за один такт. При цьому буфер вирішує завдання синхронізації «зчитувачі - записувачі» [34], утримуючи баланс між тими і іншими. В іншому випадку і виникає затримка пакетів на суміжних вузлах - до повної відмови в обслуговуванні абонентів вузлів (сот). Справа в тому, що пакети, збережені в буфері, обробляються в єдиному циклі, за один такт. Ця обробка переривається новими пакетами від суміжних вузлів або мобільних станцій. Запис же нових пакетів проводиться на місце оброблених, тобто виключених з буфера.

У збалансованій системі доцільний обсяг буфера вузла, відповідно до кількості його стільникових абонентів, безпосередньо представляє вимоги до продуктивності обчислювальних засобів або одиничного комп'ютера вузла. Таким чином, на абстрактному рівні предметом досліджень є комп'ютерна мережа, на якій задано відношення суміжності вузлових комп'ютерів. Кожному вузловому комп'ютеру відповідає декілька суміжних вузлових комп'ютерів з обмеженою відстанню до них. Безпосередня передача інформаційних пакетів (кадрів) можлива тільки між суміжними вузловими комп'ютерами. Якщо комп'ютер не належить множині суміжних вузлів даного комп'ютера, то зв'язок з ним можливий тільки транзитом [4,31]. При цьому маршрут починається передачею пакета деякого суміжного вузла. Така мережа не може бути довільно доповнена лініями передачі даних, що

зв'язують безпосередньо вузли, які не є суміжними, відповідно до обмеження відстані до них.

1.6 Елементи адаптації в сучасних мережевих комутаторах і маршрутизаторах

Проведений нижче аналіз покликаний показати, якою мірою сучасні, що застосовуються, наприклад, в локальних комп'ютерних мережах, комутатори здатні виконувати функції адаптації до поточного трафіку телекомунікаційної мережі.

Комутатори локальних мереж, сьогодні виконують функції як комутації, так і маршрутизації в телекомунікаційних мережах бездротового зв'язку, обробляють кадри (що містять інформаційні пакети) на основі алгоритму прозорого моста, який визначений стандартом IEEE 802.1D [27,46,54]. Робота цього алгоритму починається з побудови таблиці комутації.

Спочатку таблиця комутації порожня. При включенні живлення, одночасно з передачею даних, комутатор починає вивчати розташування підключених до нього мережевих пристроїв (в даному випадку - суміжних вузлів), шляхом аналізу MAC-адрес (стандартна адреса канального рівня - адреса пристрою або вузла, який здійснює передачу, з яким пов'язаний вхідний порт комутатора) джерел підключених кадрів. У таблиці комутації створюється запис, який асоціює MAC- адресу вузла з номером вхідного порту. Одночасно для кожного запису створюється часовий штамп. Він дозволяє комутатору автоматично реагувати на переміщення, додавання або видалення мережевих пристроїв (суміжних вузлів). Кожен раз, коли йде звернення до якоїсь MAC-адреси, відповідний запис отримує новий часовий штамп. Записи, за якими не було звернення протягом довгого часу, з таблиці виключаються.

Крім динамічного створення записів в таблиці комутації в процесі самонавчання комутатора, існує можливість створення статичних записів таблиці комутації «вручну». Таким записам присвоюють часовий штамп, період життя яких не обмежений.

Комутатор використовує записи з таблиці комутації для пересилки кадрів. А саме, коли комутатор отримує кадр, відправлений комп'ютером А комп'ютеру В, він витягує з нього MAC-адрес приймача і шукає цю адресу в своїй таблиці комутації. Як тільки запис, який асоціює MAC-адресу приймача (комп'ютера В) з одним із портів комутатора, буде знайдено, кадр буде переданий через відповідний вихідний порт. Цей процес називається просуванням кадру. Якщо вихідний порт і порт-джерело збігаються, кадр відкидається комутатором. Цей процес називається фільтрацією.

У тому випадку, якщо MAC-адреса приймача в надійшовшому кадрі невідома (в таблиці комутації відсутній відповідний запис) [50], комутатор створює копії цього кадру і передає їх через всі свої порти, за винятком того, на який він надійшов. Цей процес називається лавинною передачею. Він дозволяє уникнути втрати кадрів, коли MAC-адреса приймача невідома, і здійснювати процес самонавчання.

Крім лавинної передачі одноадресних кадрів, комутатори забезпечують лавинну передачу багатоадресних і ширококомовних кадрів, які генеруються мережевими мультимедійними додатками.

Технологія побудови комутаторів на базі комутаційних матриць з арбітражем дозволяє виробляти одночасний обмін кадрами (інформаційними пакетами) багатьох пар вузлів.

Велике значення має буферизація комутаторів, що дозволяє організувати проміжне зберігання кадрів для попереднього їх аналізу та аналізу можливості їх просування. Комутатор, перш ніж передати кадр, повністю копіює його в буфер і проводить перевірку на наявність помилок

[44]. Якщо кадр містить помилки (розбіжність контрольної суми, невідповідність розміру), він відкидається. Якщо кадр не містить помилок, то, як зазначено вище, за MAC-адресою проводиться асоціативний пошук вихідного порту. У разі успішної фільтрації кадр передається відповідному пристрою. У безпроводовій комунікаційній мережі порти комутатора пов'язані з комутаторами суміжних вузлів для просування пакетів за адресою призначення.

На основі викладеного видно, що, по суті, ніяка адаптація напрямку передачі інформаційного пакету - кадру до динамічно сформованого трафіку мережі не проводиться. Вихідні порти жорстко пов'язані з пристроями. Складені рядки «MAC-адреса вихідний порт» залишаються незмінними протягом усього життя. Це не дозволяє приймати альтернативне рішення для здійснення передачі пакету іншого суміжного вузла (комутатора) в разі перевантаження буфера комутатора, якому надавалась перевага. Тобто, функції маршрутизації, тим більше, - альтернативної, у комутатора досить обмежені.

Необхідно відзначити, що оскільки комутатор на ділі є досить розвиненим спецпроцесором, то алгоритми його роботи можуть бути кардинально змінені, в тому числі - істотно доповнені функціями маршрутизатора. Наявність буферів значно розширюють ці можливості. При цьому комутатор може володіти буферами двох типів: вхідними та вихідними.

Проте, перехід до застосування універсальних, багатофункціональних комп'ютерів на вузлах комунікаційної мережі, пов'язаних в комп'ютерну мережу, розширює можливості адаптації динамічно сформованих маршрутів проходження кадрів за їх MAC-адресами [25].

1.7 Періодична статична адаптація маршрутів слідування інформаційних пакетів безпроводової телекомунікаційної мережі

При написанні даного розділу було проаналізовано нові роботи Д.В. Іванова, Б.В. Желенкова і Сан Вин Аунг [16,17,33,34].

В [16,17] Іванов Д.В. обґрунтував показники якості обслуговування:

- середня затримка (час) передачі пакета;
- частка втрачених пакетів для всієї мережі.

Ці показники визначають комфорт роботи користувача в безпроводовій телекомунікаційній мережі.

Пропонований метод маршрутизації на вимогу додатків на першому етапі запускає процедуру виявлення можливих маршрутів до вузла призначення. При цьому визначаються і параметри «попутних» вузлів і каналів зв'язку. Зібрані дані подаються на вхід контролера нечіткої логіки, що входить до складу обладнання вузла (на ділі є вузловим комп'ютером) [44].

На другому етапі контролер нечіткої логіки робить вибір оптимального маршруту з числа знайдених. Для цього значення параметрів стану засобів, задіяних кожним маршрутом, подаються на вхід контролера, який відповідно до встановлених правил виконує операцію нечіткого виведення. На виході контролера виходить чисельний рейтинг кожного маршруту. Маршрут з максимальним рейтингом вважається оптимальним.

Для пошуку оптимальних маршрутів розроблений реактивний протокол маршрутизації, названий автором «Маршрутизація від джерела на вимогу».

Маршрутизація від джерела означає, що вузол відправлення пакета сам записує в нього повний маршрут - усі його проміжні вузли, за яким слід передати пакет. Кожен проміжний вузол витягує адресу наступного вузла на маршруті і передає йому пакет, в результаті чого пакет досягає адресата.

Деталізація алгоритму роботи запропонованого протоколу маршрутизації полягає в наступному:

Під час отримання запиту на з'єднання вузол формує пакет «запит маршруту» {Route Request), де вказує потрібну адресу призначення і свою адресу, і розсилає цей пакет ширококомовно (тобто всім суміжним вузлам). Встановлюється таймер очікування відповіді.

Вузли, отримавши даний пакет, перевіряють, чи не є вони тим вузлом, з яким запитувач вузол хоче встановити з'єднання. Якщо немає, даний вузол додає себе в список проміжних вузлів, через які пройшов пакет, і ширококомовно розсилає цей пакет далі. В іншому випадку пакет досяг вузла призначення, і цей вузол відправляє відповідь {Rout Reply) за маршрутом, записаному в пакеті, що прийшов від Route Request.

Якщо на вузол прийшов пакет Route Request повторно (вузол вже відзначений в списку проміжних вузлів), він відкидає пакет, щоб уникнути петель.

Протягом часу очікування відповіді, встановленого на таймері, вузол збирає отримані відповіді (пакети Rout Reply) з різними маршрутами до вузла призначення.

При спрацьовуванні таймера зібрані маршрути передаються в контролер нечіткої логіки, який вибирає оптимальний маршрут.

Вузол записує сформований оптимальний маршрут в таблицю маршрутизації на певний період часу (кешує маршрут).

Таким чином, проводиться навчання вузла даному оптимальному маршруту за адресою передачі пакета. Очевидно, таке навчання може бути ефективним протягом деякого обґрунтованого періоду часу, протягом якого трафік мережі істотно не змінюється,

Пакети Rout Reply зі знайденими маршрутами прямування за даною адресою містять, крім списку адрес проміжних вузлів, значення різних параметрів стану вузлів і каналів зв'язку. Ці значення параметрів і представляють вихідні дані для знаходження оптимального маршруту.

Цими параметрами є:

1. Доступна пропускна здатність каналу зв'язку між вузлами. (Пропонується досить складний алгоритм її знаходження.)
2. Затримка передачі пакета, як період часу, що проходить від моменту відправки пакета на каналному рівні до моменту приходу підтвердження його отримання вузлом-адресатом.
3. Завантаженість пакетного буфера вузла.
4. Якість зв'язку, що виражається в долі втрачених пакетів (на одному вузлі чи на всьому маршруті).

Результати розглянутої вище роботи Д.В. Іванова можна пов'язати з результатами робіт Б.В. Желенкова і Сан Вин Аунг [32,33,34], присвячених проблемі прогнозування трафіку при проектуванні комп'ютерної мережі. Мабуть, ці дослідження застосовні не тільки на етапі проектування, а й динамічно, в процесі функціонування мережі. Вони дозволяють періодично прогнозувати трафік на основі оцінок тенденцій його зміни. Тоді вибір оптимального маршруту і час його зберігання в кеші можуть визначатися не тільки за фактом поточного завантаження вузлів і каналів зв'язку, а й за пролонгованими значенням цих характеристик.

Основними недоліками викладеного вище методу адаптивної (оптимальної) маршрутизації є:

Висока складність алгоритму пошуку і знаходження оптимального маршруту слідування пакету між двома вузлами мережі. Частково ця складність компенсується елементами самонавчання - кешуванням знайдених маршрутів [51]. Однак доцільний час зберігання кожного маршруту в кеші вельми складно встановити: адже трафік мережі важко прогнозувати, з високою вірогідністю відрізняючи стійкий дрейф від випадкових флуктуацій.

Використання ширококомовної передачі для формування безлічі можливих маршрутів може привести до розгляду таких маршрутів, які

відповідають «кружним шляхом» доставки пакета за адресою [10,42]. Звісно ж, що маршрути повинні бути виділені географічно виправданими, відповідати географічному місцю знаходження вузла-адресата щодо передавального вузла. Маршрут повинен виділятися з найбільш коротких.

Отже, дана передача повинна бути не широкомовною, а багатоадресною [37], де мається на увазі підмножина суміжних вузлів в напрямку до вузла-адресата.

Проблематичною є необхідність обліку завантаженості каналу зв'язку між вузлами. Адже зв'язок в безпроводовій мережі встановлюється між близькими вузлами (вони і складають безлічі суміжних вузлів), відповідно до зони стійкості радіосигналу. Цей зв'язок носить настільки змінний характер, використовуючись миттєво, що облік її в «далекому» маршруті стає недоцільним.

Звідси випливає висновок: Видається доцільним такий спосіб динамічної покрокової маршрутизації, при якому кожен вузол, на основі знань про кращу передачу (зміщення) інформаційного пакету суміжному вузлу - для досягнення адреси вузла призначення - передає його одному з таких вузлів з урахуванням його поточного завантаження.

1.8 Адаптивна покрокова маршрутизація на основі альтернативного вибору зміщення інформаційного пакета в суміжний вузол

Виділимо для кожного вузла телекомунікаційної мережі безліч суміжних вузлів. Будь який маршрут слідування з вузла відправлення до вузла призначення здійснюється за допомогою послідовності зсувів між суміжними вузлами. Тоді доцільно не формувати маршрут весь заздалегідь, а реалізувати динамічно, з урахуванням пріоритетного звернення до суміжних вузлів і завантаження цих вузлів.

Передбачається, що для кожного вузла призначення на кожному вузлі зберігаються пріоритетні ваги суміжних вузлів зміщення для досягнення мети з максимальною якістю - по мінімуму відстані, по мінімуму часу, по мінімуму небезпеки циклічного руху та ін. Для всіх можливих вузлів призначення на кожному вузлі дана інформація об'єднується в таблицю. Наприклад, суміжними для даного вузла є пункти B_1, \dots, B_N . Тоді для окремої адреси призначення A зазначена інформація може мати вигляд рядка в таблиці 1.1.

Таблиця 1.1 Фрагмент Таблиці пріоритетного зміщення пакету за адресою призначення A

Вузол (адреса) призначення	Переважна вага суміжного вузла в напрямку руху			
	B_1	B_2	...	B_N
...	...			
A	ω_{A1}	ω_{A2}	...	ω_{AN}
...	...			

Якщо в рядку вказано не єдину вагу, відмінну від нуля, то цим визначається можливість альтернативного зміщення. В цьому випадку загальну маршрутизацію, здійснювану в мережі, слід назвати вільною. Якщо в рядку декларується єдина одиниця, то альтернативи не існує. Маршрутизацію, де всі зсуви для досягнення пунктів призначення визначені однозначно, слід назвати жорсткою.

Альтернативне зміщення в суміжний вузол реалізує елемент самоврядування, адаптації на основі зворотного зв'язку, що веде від суміжних вузлів до вузла поточного знаходження інформаційного пакета (кадру) [28].

Кожен вузол мережі характеризується своєю максимальною пропускною здатністю і її поточним резервом - для знаходження вузла зсуву. Тоді, логічна нейронна мережа [1,3,4,31], що знаходиться на кожному вузлі, має негативні ваги зв'язків, що ведуть від буферів суміжних вузлів.

На рисунку 1.5 представлений фрагмент логічної нейронної мережі (докладно розглядається в розділі 2), що знаходиться на кожному вузлі, в якому відображений вибір суміжного пункту зміщення при проходженні об'єкта в пункт А.

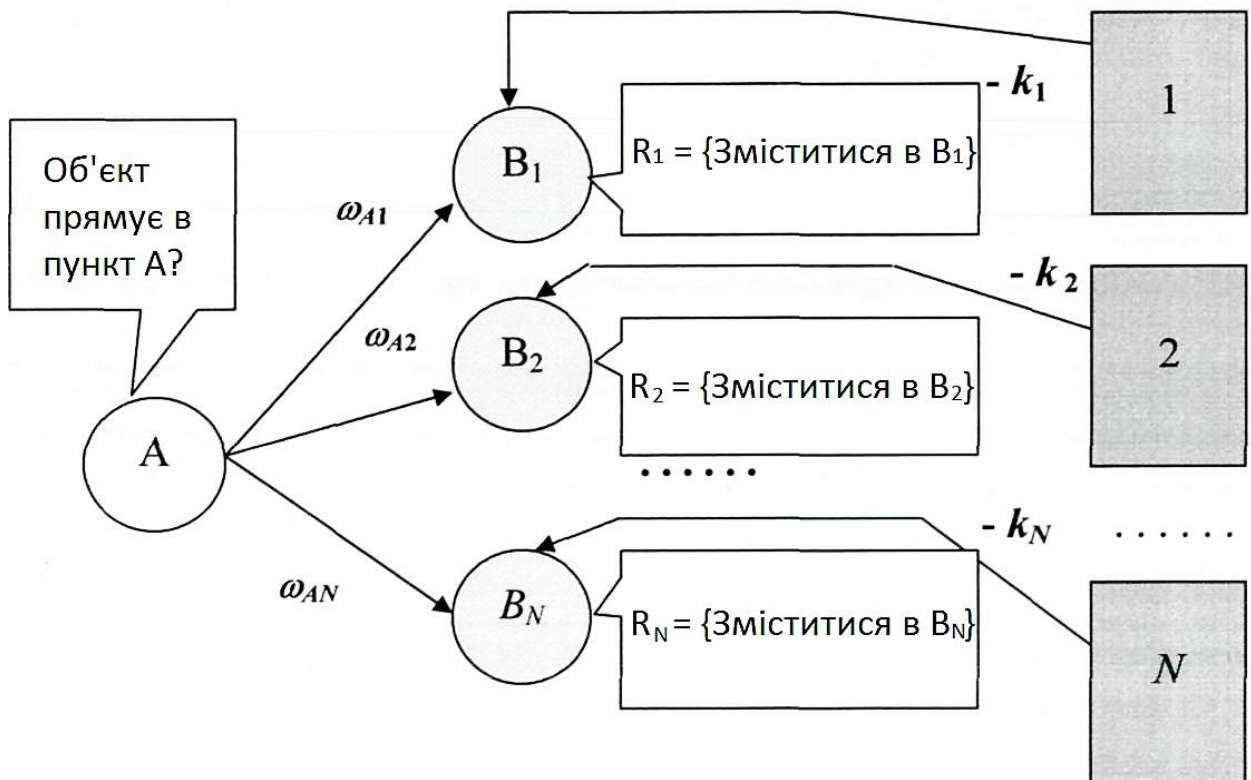


Рисунок 1.5 Фрагмент логічної нейронної мережі, розміщеної на вузлі

Функція активації нейронів цієї мережі:

$$V = \sum \omega_i V_j \quad (1.5)$$

якщо ця сума більше h , 0 - в іншому випадку.

В даному випадку ця функція має вигляд:

$$V_i = V_A \omega_{ij} - k_i \quad (1.6)$$

якщо ця різниця перевищує поріг h , 0 в іншому випадку.

Поріг h вибирається експериментально так, щоб перевагу могло бути вибрано між неповністю завантажені вузлами.

Матриця проходження, що відображає цей фрагмент логічної нейронної мережі і використовується для розрахунків, має вигляд, представлений в Таблиці 1.2.

Таблиця 1.2 Матриця проходження фрагмента нейронної мережі вибору суміжного вузла зсуву кадру

вузол призначення A	суміжні вузли			
	1	2	...	N
Вага переважного зміщення	ω_{A1}	ω_{A2}	...	ω_{AN}
Вага зворотних зв'язків	$-k_1$	$-k_2$...	$-k_N$
Рішення R_1	$\omega_{A1} - k_1$			
Рішення R_2		$\omega_{A2} - k_2$		
...				
Рішення R_N ,				$\omega_{AN} - k_N$

Таким чином, за відомою адресою призначення A вибирається збережена в комп'ютері вузла таблиця виду 1.2. За відомими значеннями ваг кращого зміщення і за поточними значеннями ваг зворотних зв'язків за допомогою функції активації розраховуються пріоритетні ваги всіх можливих рішень. Рішення з максимальною вагою приймається до виконання.

Пояснимо вибір апарату логічних нейронних мереж, хоча в пропонованій вище реалізації враховуються тільки два фактори: бажаний напрямок передачі пакета і коефіцієнт завантаження приймаючого вузла.

Алгоритм роботи логічної нейронної мережі, що представляє метод обробки нечітких даних [16,23,49], виключно простий, не трудомісткий і легко розпаралелюється. Проблеми навчання, що представляє теоретичні та практичні труднощі для «традиційних» нейронних мереж, тут не існує. Це дає можливість в майбутньому застосовувати на вузлах паралельні векторні спецпроцесори - нейрокомп'ютери паралельної архітектури.

Логічна нейронна мережа, що реалізується матрицею проходження, легко модифікується і розширюється. Ваги, з якими враховуються окремі чинники, легко змінюються на основі експериментальних даних. Може виявитися, що в майбутньому з'являться нові чинники, що впливають на вибір зсуву, тобто маршруту проходження інформаційного пакета. Такі фактори можуть з'явитися в разі мобільних вузлів, що змінюють взаємне розташування, при зміні складу суміжних, доступних вузлів, при змінному енергетичному балансі, при наявності атмосферних або штучних радіоперешкод, в радіаційну обстановку і т.д. Нові фактори можуть бути пов'язані з пріоритетом адреси відправлення пакета, з пріоритетом адреси призначення, з терміновістю передачі, з якістю зв'язку і т.д. Облік цих впливів безпосередньо вказує на можливість адаптації розподіленого управління безпроводовою телекомунікаційною мережею для підвищення її живучості та надійності.

Апарат логічних нейронних мереж призначений для роботи з нечіткими даними. Зокрема, новий запис в буфер вузлового комп'ютера повинен проводитися синхронно зі спробами запису багатьох комп'ютерів відповідно до завдання синхронізації «зчитувачі - записувачі» [4]. Це вимагає застосування моделі механізму «семафорів». Основні використовувані тут процедури семафорів припускають, що двічі семафор закривати не можна і після відкриття семафора слід продовжити виконання перерваної програми з відхиленої спроби закрити семафор. Після запису в буфер комп'ютера

суміжного вузла в усі його суміжні комп'ютери розсилається нове значення коефіцієнта завантаження. Якщо використовувати нечітке значення коефіцієнта завантаження, то настільки жорстка синхронізація його видачі може не знадобитися. Адже головне, щоб буфер суміжного вузла, в якому краща передача, був не перевантажений.

Важливим є те, що різні фактори можуть бути враховані в логічній нейронній мережі зі своїми вагами, уточнює дослідним шляхом.

З логічною нейронною мережею можна зв'язати не тільки вибір маршруту, а й покласти на неї рішення задач по функціональному контролю і діагностиці, з інформаційної та мережевої безпеки [26].

Необхідно відзначити загальний характер пропонованого принципу маршрутизації по суміжним вузлам - пунктам мережі, до якої можна віднести телекомунікаційну мережу. У побудованій узагальненій моделі руху в мережі буфер відображає пропускну спроможність вузла (або пункту). Саме це може бути максимальне використання радіоканалів і т.д. В рамках теорії логічних нейронних мереж значення коефіцієнта завантаження буфера можна інтерпретувати як достовірність висловлювання про те, що буфер заповнений повністю.

Слід врахувати, що прогнозування ситуації на вузлі на той момент, коли інформаційний пакет до нього добереться, вимагає узгодженого аналізу багатьох маршрутів. Це значно ускладнює динамічне управління рухом. Простіше заборонити рух в сторону перевантаженого вузла.

Висновки до розділу 1

Отже, пропонується дослідити безпроводову ТКМ, що складається з 12 базових станцій. Таку ТКМ доцільно на формальному рівні інтерпретувати комп'ютерною мережею, на якій задано відношення суміжності вузлових комп'ютерів (маршрутизаторів). Кожному вузловому комп'ютеру відповідає

декілька суміжних вузлових комп'ютерів з обмеженою відстанню до них. Безпосередня передача інформаційних пакетів (кадрів) можлива тільки між суміжними вузловими комп'ютерами. Така інтерпретація дозволяє поширити важливі результати досліджень комп'ютерних мереж на телекомунікаційні мережі.

Аналіз відомих способів і методів обслуговування запитів на передачу пакетів даних в ТКМ показує, що всі вони спрямовані на обслуговування одного запиту - навіть з умовою необхідної ймовірності доставки пакета за адресою. Як правило, мережі, знані як самонастроювальні, на ділі не є адаптивними в умовах масового виконання взаємовпливованих запитів, тобто в умовах поточного трафіку, що виконується мережею. Маршрути прямування інформаційних пакетів зумовлені і не піддаються змінам в процесі проходження.

Існують теоретичні передумови, метод і досвід статичної, виконуваної періодично, маршрутизації, що враховує сформовані значення параметрів стану вузлів. Така маршрутизація дозволяє значно підвищити якість обслуговування: скоротити середній час доставки інформаційних пакетів і знизити ймовірність їх втрат.

Однак швидкі зміни характеристик трафіку, неприпустимість централізованого управління мережею і зниження вимог до продуктивності вузлових обчислювальних засобів призводять до доцільності застосування покрокової динамічної маршрутизації на основі алгоритму вибору альтернативи зміщення в суміжний вузол за даними поточної завантаження суміжних вузлів. У цьому полягає сенс адаптації маршрутизації до поточного трафіку мережі.

При пропонованому способі маршрутизації кожен вузловий комп'ютер взаємодіє тільки з комп'ютерами суміжних вузлів. Це значно спрощує

реконфігурацію системи в разі виходу вузлів з ладу, служить підвищенню надійності (в сенсі ймовірності виконання заявок) і живучості системи.

В основу алгоритму такої маршрутизації повинна бути покладена логічна нейронна мережа, що забезпечує високу швидкодію, що допускає розпаралелювання, легко модифікується при виборі рішень, що допускає необмежений розвиток при включенні в розгляд нових факторів для прийняття рішень, допускає використання нечітких даних.

Критеріями ефективності альтернативного алгоритму маршрутизації є:

- мінімум середнього часу обслуговування запиту;
- максимум потоку запитів, при якому ймовірність обслуговування задовольняє заданим вимогам.

Дослідження ефективності пропонованого альтернативного алгоритму маршрутизації повинно проводитися методом детермінованого імітаційного моделювання для випадкових сценаріїв формування запитів

2 АЛГОРИТМ АЛЬТЕРНАТИВНОЇ ДИНАМІЧНОЇ ПОКРОКОВОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В КОМП'ЮТЕРНІЙ МЕРЕЖІ, КЕРУЮЧОЇ БЕЗПРОВОДОВОЮ ТКС

2.1 Адаптивна маршрутизація по суміжним вузлам на основі логічної нейронної мережі із зворотними зв'язками

Телекомунікаційна безпроводова мережа, наприклад, на основі технології Wi-Fi [6,13,14,35,49], що охоплює значну територію, абстрактно, на формальному рівні, представляється комп'ютерною мережею, на якій задано відношення суміжності. Так як передбачається застосування безпроводового зв'язку невеликого радіусу дії, а саме радіотрансляційний зв'язок невеликої потужності, то комп'ютерна мережа характеризується розглядом лише «близьких» зв'язків із суміжними вузлами і винятком транзитивних зв'язків.

Таким чином, передбачається, що кожен вузол пов'язаний з безліччю суміжних вузлів. Будь-яка передача пакета даних з вузла-відправника вузлу-адресату здійснюється за допомогою послідовності передач між суміжними вузловими комп'ютерами. Будемо вважати, що маршрут не формується весь відразу, а реалізується динамічно з урахуванням пріоритетного звернення до суміжних вузлів, а також поточного завантаження цих вузлів [28,29].

В основі вибору суміжного вузла для передачі за адресою лежить пріоритетний напрямок для цієї адреси призначення. Остаточний вибір проводиться динамічно в залежності від поточного завантаження суміжних вузлів. Кожний «зсув» пакета в суміжний вузол негайно ставить питання про його подальший «зсув» - до досягнення адреси.

Фрагмент логічної нейронної мережі, розміщений на i -му вузлі, представлений на рисунку 2.1. Тут ω_{ij} - переважні ваги суміжних вузлів за

адресою передачі, $-k$ - негативна вага зворотного зв'язку (k - коефіцієнт завантаження буфера суміжного вузла).

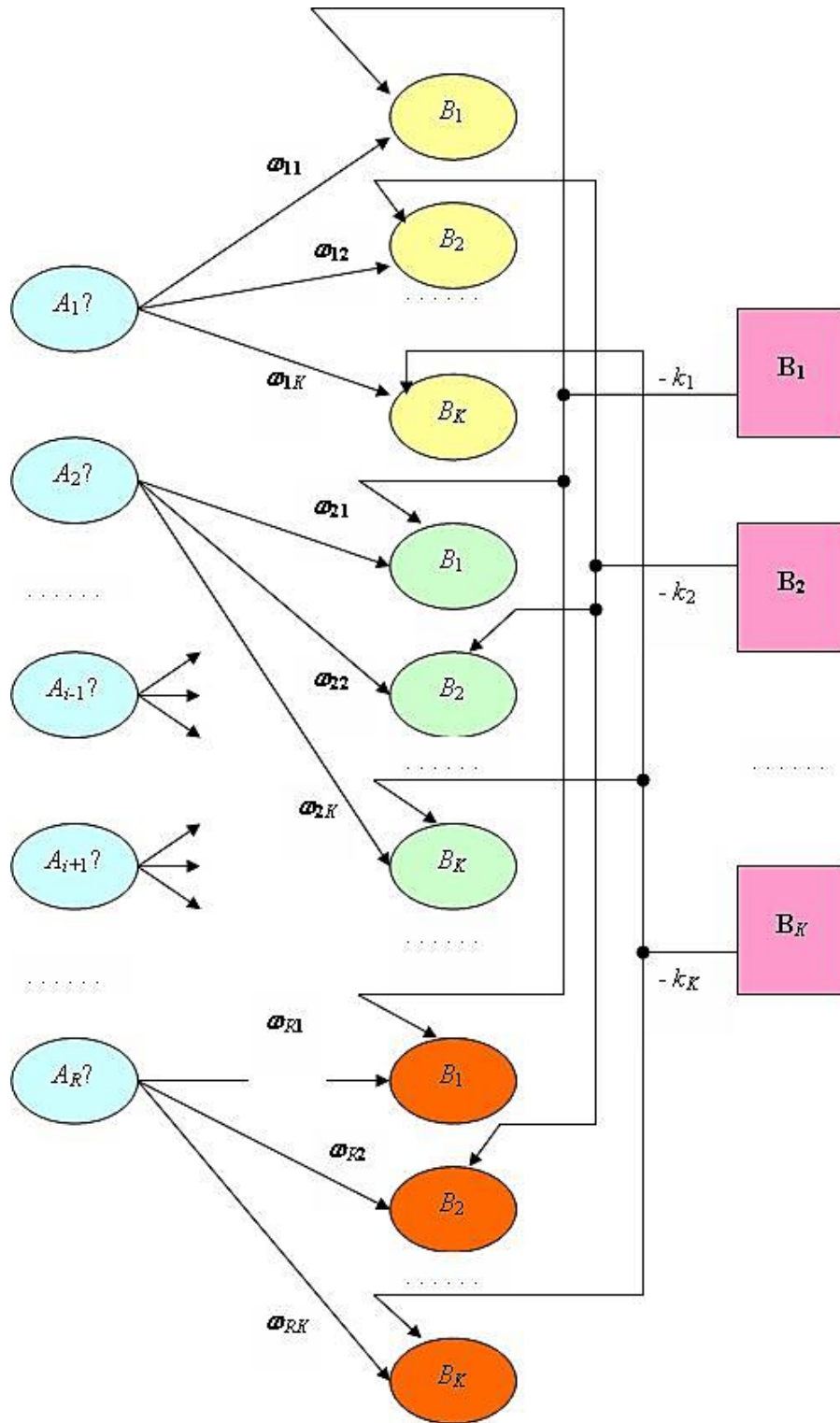


Рисунок 2.1 Фрагмент логічної нейронної мережі, розміщений на вузлі, у взаємодії з суміжними вузлами

Функція активації в даному випадку має вигляд:

$V_i = V_A \omega_{ij} - k_i$ якщо ця різниця перевищує поріг h , 0 в іншому випадку. Тут $V_A = 1$ в разі запиту за адресою A ; передбачається, що ініціалізація посилки ваги зворотного зв'язку суміжним вузлом рівносильна одиничному сигналу, що подається по зворотному зв'язку. Поріг h вибирається експериментально так, щоб перевагу можна було вибрати між неповністю завантаженими вузлами.

У роботах [28,29,31] показано, що в результаті зворотного зв'язку від суміжних вузлів максимального збудження може досягти зовсім не той суміжний вузол, якому спочатку було надано перевагу.

Таким чином, управління передачею пакетів проводиться за допомогою логічної нейронної мережі, яка спочатку використовує для кожної адреси кращі напрямки передачі пакетів суміжних вузлів, знайдені по Таблиці 2.1. Ваги цих зсувів використовуються в якості ваг синапсичних зв'язків. За допомогою зворотних зв'язків, що здійснюються суміжними вузлами, передаються стани завантаження цих вузлів, які остаточно впливають на вибір суміжного вузла для передачі пакета. Нейронна мережа фрагментарно розподілена між усіма вузлами так, щоб відображати інформацію, пов'язану тільки з конкретним вузлом. Кожен фрагмент нейронної мережі (як і Таблиця. 2.1) реалізується обчислювальними засобами вузла.

Вибір переваг в цій таблиці обумовлений величиною скорочення відстані до вузла - адресата з урахуванням географічного місця положення передавального і приймального вузлів, і вимагає попередніх досліджень телекомунікаційної мережі. В результаті таких досліджень може бути побудована Зведена таблиця переважного зміщення, що має вигляд:

Таблиця 2.1 Зведена таблиця переважного зміщення по адресам призначення інформаційного пакета

Вузол (адреса) передачі	Вага суміжного вузла в напрямку передачі			
A_1	ω_{11}	ω_{12}		ω_{1K}

a_R	ω_{R1}	ω_{R2}		ω_{RK}

Тут використовується спрощена індексація вузлів, де R - кількість вузлів, в які можлива передача пакетів з цього сайту через один із суміжних, K - кількість суміжних вузлів.

Примітка 1: Якщо адреса передачі в дійсності збігається з одним із суміжних вузлів, то подальша передача, вже за адресою, виконується безальтернативно.

Примітка 2: Може бути розглянутий випадок, коли для підвищення надійності передача пакета здійснюється не єдиному суміжному вузлу; в цьому випадку можна вважати, що маршрут резервується.

На рисунку 2.2. показано розподіл пріоритетів зміщення з вузла A_i , в вузол A_j . Суміжні A_i вузли для простоти пронумеровані.

При виборі ваг ω_{ij} враховується територіальне взаємне розташування вузлів. Так, очевидно, що пріоритетною є та передача, при якій пакет наближається до вузла призначення, хоча в динаміці завантаження мережі може виявитися, що «кружний» шлях ближче «прямого»;

При остаточному виборі зміщення пакету в суміжний вузол, необхідний аналіз поточної завантаженості таких вузлів. Як розглядалося в розділі 1.5, на кожному вузлі є таблиця, яка відображає матрицю проходження для логічної нейронної мережі, призначеної для вибору суміжного вузла передачі кадру за даною адресою.

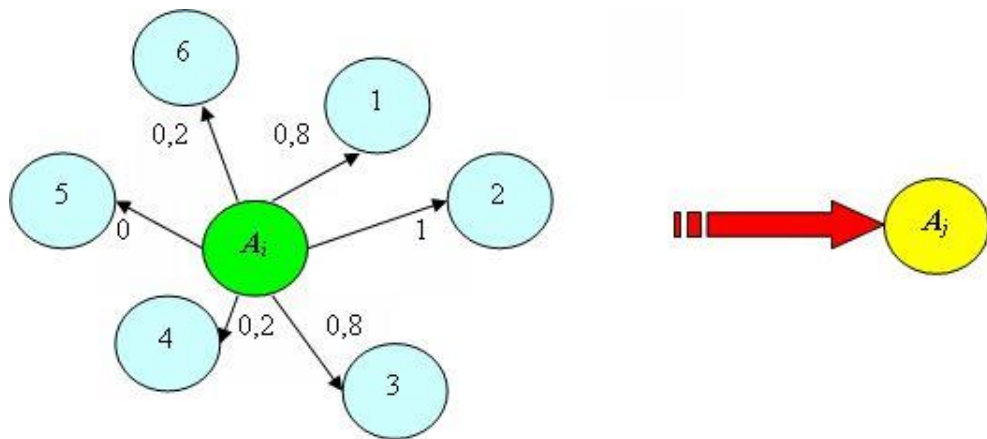


Рисунок 2.2 Приклад вибору ваг пріоритетного напрямку

Тільки в результаті такого аналізу може бути остаточно обраний або відкинутий вузол зсуву. Тому на цьому ж рисунку варто було б показати зворотні зв'язки, обумовлені таким завантаженням.

З врахуванням цих зв'язків, на основі Таблиці 2.1 побудуємо матрицю проходження фрагмента логічної нейронної мережі, породженої рисунком 2.2.

Таблиця 2.2 Матриця слідування фрагмента нейронної мережі для вибору суміжного вузла зміщення кадру

Вузол призначення A_j	Суміжні вузли					
	1	2	3	4	5	6
Ваги переважного зміщення	0,8	1	0,8	0,2	0	0,2
Ваги зворотних зв'язків	-k1	-k2	-k3	-k4	-k5	-k6
Рішення R1 Передати пакет вузлу 1	0,8-k1					
Рішення R2: Передати пакет вузлу 2		1-k2				

Рішення R_3 . Передати пакет вузлу 3			0,8-k3			м
Рішення R_4 : Передати пакет вузлу 4				0,2-k4		
Рішення R_5 : Передати пакет вузлу 5					0	
Рішення R_6 : Передати пакет вузлу 6						0,2-k6

Доречно протиставити розглянутий спосіб альтернативної маршрутизації способу безальтернативній маршрутизації, коли для кожного вузла-адресата заданий єдино можливий суміжний вузол зміщення пакету (рисунок 2.3).

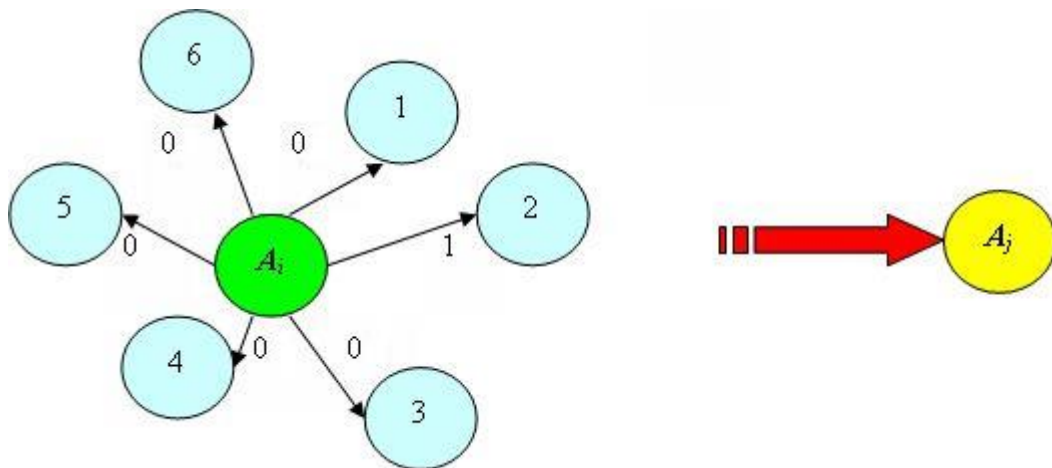


Рисунок 2.3 Граф, що відображає безальтернативний вибір вузла зміщення

Таблиця переважного зміщення в кожному рядку, яка мається на увазі умовно, має єдину одиницю, як показано на прикладі Таблиці 2.3.

Таблиця 2.3 Таблиця безальтернативного зміщення за адресою призначення інформаційного пакета

Вузол (адреса)	Вага суміжного вузла в напрямку передачі		
передачі			
A_1	0	1	0

AR	1	0	0

Передбачається, що кожен вузол має буфер, у якому накопичуються пакети для подальшої відправки. Перевантаження буферів повинне блокувати прийом нових пакетів. У цьому випадку можливе блокування передач за напрямками або в мережі в цілому. Так як втрат інформації не передбачається, то користувач повинен бути поінформований про це перевантаження для повторення запиту пізніше.

Загальним критерієм ефективності управління є максимізація пропускної здатності мережі. Частковими критеріями є:

- мінімум середнього часу виконання запиту на передачу пакета в мережі;
- мінімум часу очікування користувачем можливості виконання своїх запитів

2.2 Дослідження елементарної підструктури комп'ютерної мережі, що використовує альтернативну маршрутизацію

Для розробки конкретних принципів і рекомендацій, втілених в основному алгоритмі (в розділі 3), розглянемо приклад елементарної підструктури безпроводової ТКС, комп'ютерна мережа якої використовує принцип альтернативної маршрутизації інформаційних пакетів (кадрів).

Порівняємо результати застосування цього принципу з результатами застосування безальтернативної маршрутизації.

Зробимо основне припущення про організацію просування кадрів в комп'ютерній мережі, тобто про організацію обчислювального процесу [19]. Як в кожній системі управління, час виконання програми просування заявки в мережі, включаючи програму маршрутизації, тактується. Тут тактування умовне, тому що синхронізація роботи даної територіально розподіленої системи безглузда. Навпаки, такій системі повинні бути властиві автономність і асинхронність роботи всіх її підструктур. Тактування не визначається деякою сіткою частот системи єдиного часу, а реалізується на основі моделі «семафорів»[5] умовно. Особливість виконання процедур над семафорами полягає в тому, що семафор не можна закривати двічі, а відкриття семафора призводить до повторної спроби його закриття іншими процесами. Тоді «великий» такт, обумовлений одноразовим аналізом буфера, включає в себе «малі» такти, в кожному з яких проводиться аналіз одного регістра буфера. В одиницях великого такту розраховуються затримки і сам час виконання заявок на передачу пакетів (кадрів) [20]. У «малому» такті проводиться передача кадру іншому вузлу, завантаження новою заявкою, а також очікування нового значення коефіцієнта завантаження. При цьому передбачається, що передачі одному і тому самому вузлу від інших суміжних йому вузлів шикуються в чергу відповідно до завдання синхронізації «зчитувачі - записувачі». Таким чином, неминуча синхронізація комп'ютерів проводиться не за часом, а за даними: на основі порядку їх обробки і використання ними загальних ресурсів.

При моделюванні комп'ютерної мережі на одному комп'ютері синхронізація розглянутих процесів не потрібна.

Отже, не вдаючись у деталі програмування і синхронізації, але по можливості з огляду на них, зробимо наступну оцінку часу виконання і ймовірності відмови заявок, що утворюють потік.

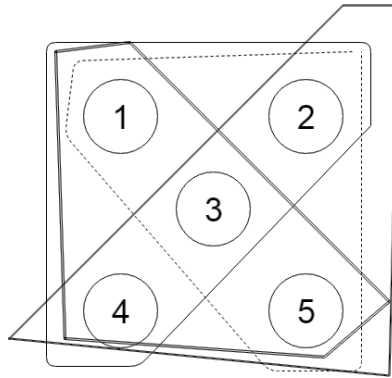


Рисунок 2.4 Найпростіша телекомунікаційна (комп'ютерна) мережа з зазначенням кількості вузлів

Розглянемо найпростішу безпроводову ТКМ, що складається з п'яти вузлів (рисунок 2.4), в якій доцільно використовувати спосіб альтернативної маршрутизації.

На рисунку показано відношення суміжності щодо кожного вузла. Центральний вузол є суміжним для всіх інших.

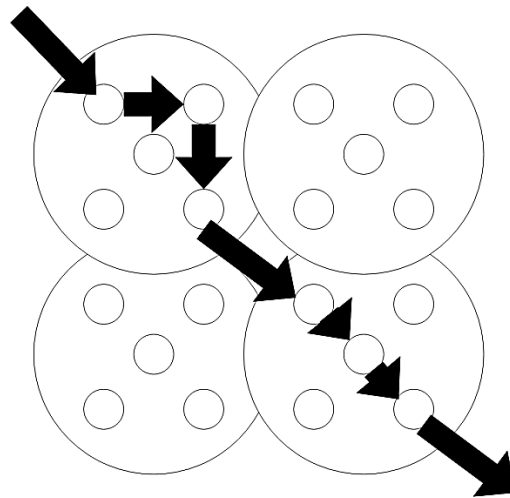


Рисунок 2.5 Можливість комплектації дворангової комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною мережею

Така мережа може бути скомплектована, наприклад, як показано на рисунку 2.5. Показаний деякий можливий маршрут слідування кадру.

Питання маршрутизації в такій мережі повинні вирішуватися на двох рівнях: на міжелементному рівні і всередині елемента.

Нехай буфер кожного вузлового комп'ютера містить чотири регістри. (Використовується узагальнене поняття регістру: регістр обов'язково зберігає кадр і адрес вузла призначення.)

Очевидно, що навчання заявок на передачу інформації між суміжними вузлами не представляє інтересу: при цьому ніяких проблем маршрутизації не виникає. Альтернативні маршрути, що впливають на час виконання заявок і на кількість відмов в обслуговуванні, можуть виникати при передачах $1 \rightarrow 5$, $2 \rightarrow 4$, $5 \rightarrow 1$, $4 \rightarrow 2$.

Щоб у простому прикладі уникнути необхідності динамічного моделювання цих запитів, що задаються їх кількістю s в одному такті і за часом t , складемо випадковий сценарій їх виникнення та адресації. При цьому час моделювання відобразимо значеннями модельного часу в тактах: $1 = 0, 1, 2, 3, 4$. Як було зазначено раніше, тривалість такту визначається циклом одного огляду $R = 4$ регістрів буфера вузлового комп'ютера. Тобто, R - розмір буфера однаковий для всіх вузлових комп'ютерів.

Нехай випадковий сценарій на основі зазначених вище передач при $s = 12$ відображений в Таблиці 2.3. Так як розглядаються короткі маршрути, врахуємо завантаження новими заявками тільки в трьох тактах.

Таблиця 2.3 Сценарій

Такти	Заявки на передачу
0	$v_1 = (4 \rightarrow 2)$, $v_2 = (1 \rightarrow 5)$, $v_3 = (5 \rightarrow 1)$, $v_4 = (1 \rightarrow 5)$, $v_5 = (4 \rightarrow 2)$, $v_6 = (2 \rightarrow 4)$, $v_7 = (5 \rightarrow 1)$, $v_8 = (4 \rightarrow 2)$, $v_9 = (2 \rightarrow 4)$, $v_{10} = (1 \rightarrow 5)$, $v_{11} = (2 \rightarrow 4)$, $v_{12} = (5 \rightarrow 1)$,
1	$v_{13} = (2 \rightarrow 4)$, $v_{14} = (4 \rightarrow 2)$, $v_{15} = (1 \rightarrow 5)$, $v_{16} = (5 \rightarrow 1)$, $v_{17} = (4 \rightarrow 2)$, $v_{18} = (2 \rightarrow 4)$, $v_{19} = (1 \rightarrow 5)$, $v_{20} = (5 \rightarrow 1)$, $v_{21} = (2 \rightarrow 4)$, $v_{22} = (4 \rightarrow 2)$, $v_{23} = (5 \rightarrow 1)$, $v_{24} = (1 \rightarrow 5)$,
2	$v_{25} = (1 \rightarrow 5)$, $v_{26} = (5 \rightarrow 1)$, $v_{27} = (2 \rightarrow 4)$, $v_{28} = (4 \rightarrow 2)$, $v_{29} = (4 \rightarrow 2)$, $v_{30} = (2 \rightarrow 4)$, $v_{31} = (5 \rightarrow 1)$, $v_{32} = (1 \rightarrow 5)$.

Розглянемо потактові зміни буферів вузлових комп'ютерів.

У 0-му такті, в циклі послідовного аналізу регістрів буфера кожним процесором незалежно, буфери будуть завантажені, як показано на рисунку 2.6.

У такті 1 знову в єдиному циклі, послідовно аналізуються регістри буфера кожного вузлового комп'ютера. Досліджується можливість подальшої передачі кожного аналізованого пакета одному з суміжних комп'ютерів для подальшої передачі за адресою вузла призначення.

Нехай при аналізі заявки $v_2 = (1 \rightarrow 5)$, що займає перший регістр буфера першого комп'ютера, цей комп'ютер активізував матрицю проходження фрагмента нейронної мережі, складеного для вузла 5.

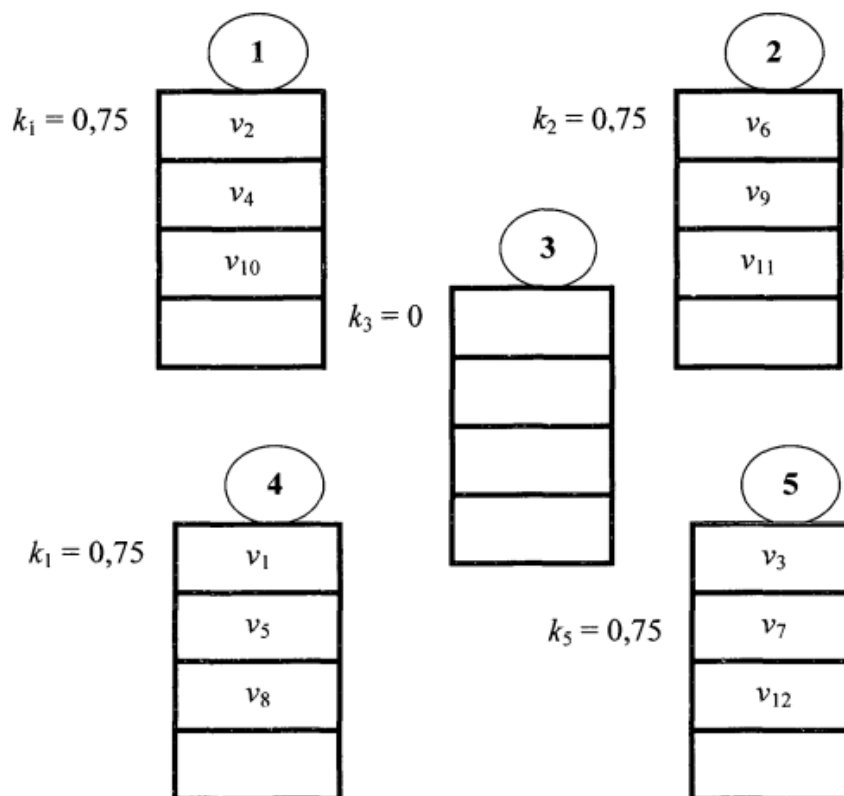


Рисунок 2.6 Стан буферів вузлових комп'ютерів після закінчення такту

Знайдена матриця проходження, де проставлені ваги кращого зміщення і ваги зворотних зв'язків на основі завантаження комп'ютерів, подібно Таблиці 2.2 представлені в Таблиці 2.4.

Таблиця 2.4 Матриця слідування логічної нейронної мережі для зміщення за адресою вузла 5 з вузла 1

Передача	Суміжні вузли		
	2	3	4
1 → 5			
Ваги переважного зміщення	0,8	1	0,8
Ваги зворотних зв'язків	- 0,75	0	- 0,75
Рішення R ₂ : Передати пакет вузлу 2	0,05		
Рішення R ₃ : Передати пакет вузлу 3		1	
Рішення R ₄ : Передати пакет вузлу 4			0,05

Знаходимо значення збудження нейронів, відповідаючих за кожне зміщення (проставлені в таблиці). Знаходимо максимальне:

$$\text{Max}\{0,8 - 0,75, 1 - 0, 0,8 - 0,75\} = 1.$$

Отриманий результат вказує на необхідність зміщення заявки в буфер вузлового комп'ютера 3.

Заявка v_2 передається вузлу 3 і займає його перший вільний регістр. Тепер $k_3 = 0,25$, $k = 0,5$. Однак комп'ютер 1 не поспішає роздавати суміжним вузлам нове значення коефіцієнта загрузки: так як на його вході є заявки. В звільнений регістр записується заявка $v_{15} = (1 \rightarrow 5)$, і коефіцієнт загрузки буфера приймає знову значення $k = 0,75$. Це значення і розсилається суміжним комп'ютерам 2, 3 і 4.

При аналізі заявки $v_6 = (2 \rightarrow 4)$ комп'ютер вузла 2 вибирає, подібно розглянутому раніше, свою єдину матрицю слідування, відповідну логічній нейронній мережі, складеної для маршрутизації при слідуванні заявки у

вузол 4. Відповідна таблиця (Таблиця 2.5), з урахуванням відомих і поточних значень параметрів, має вигляд:

Таблиця 2.5 Матриця слідування логічної нейронної мережі для зміщення за адресою вузла 4 з вузла 2

Передача	Суміжні вузли		
	1	3	5
2 → 4			
Ваги переважного зміщення	0,8	1	0,8
Ваги зворотних зв'язків	- 0,75	- 0,25	- 0,75
Рішення R ₁ : Передати пакет вузлу 1	0,05		
Рішення R ₃ : Передати пакет вузлу 3		0,75	
Рішення R ₅ : Передати пакет вузлу 5			0,05

Знову максимально збуджується нейрон, що відповідає за рішення про передачу пакету вузловому комп'ютеру 3.

Пакет поміщається в перший вільний регістр комп'ютера 3. Змінюється і розсилається нове значення $k_3 = 0,5$. У звільнений регістр буфера комп'ютера 2 записується заявка $v_{13} = (2 \rightarrow 4)$, як і раніше $k_2 = 0,75$.

При аналізі першого регістра комп'ютера 3 необхідно врахувати, що з'явившийся в ньому запис відноситься до поточного, а не до попереднього такту. Запис з'явився з випередженням, в зв'язку з витратами моделювання паралельної системи на не паралельному комп'ютері. Ми і так змушені, не завантажуючи модель відтворенням синхронізації, з випередженням використовувати змінні значення коефіцієнтів завантаження буферів суміжних комп'ютерів, припускаючи надвисоку оперативність їх розсилки. Варто було б почекати з їх використанням хоча б на час тривалості «малого» такту.

Реально така оперативність використання змінних даних повинна автоматично стримуватися застосуванням за всіма правилами засобів

синхронізації на основі основних процедур моделі «семафорів». При цьому неодмінно виникне якийсь взаємний зсув у часі при обробці регістрів з одним номером, що входять до складу буферів різних комп'ютерів.

Крім того, при великих буферах комп'ютерів і з урахуванням того, що логічна нейронна мережа покликана обробляти нечіткі дані, відсутність синхронізації при зміні і розсилці коефіцієнтів завантаження незначно позначиться на прийнятті рішення про вибір маршруту. Вирішальними виявляються не точні значення цих коефіцієнтів, а діапазони цих значень.

Тому приступаємо до аналізу першого регістра буфера вузлового комп'ютера 4, зайнятого заявкою $v_1 = (4 \rightarrow 2)$.

Таблиця, відповідна матриці проходження в логічній нейронній мережі, з урахуванням відомих і поточних значень параметрів, має вигляд:

Таблиця 2.6 Матриця проходження логічної нейронної мережі для зміщення за адресою вузла 2 з вузла 4

Передача	Суміжні вузли		
	1	3	5
4 \rightarrow 2			
Ваги переважного зміщення	0,8	1	0,8
Ваги зворотних зв'язків	- 0,75	- 0,5	- 0,75
Рішення R_1 : Передати пакет вузлу 1	0,05		
Рішення R_3 : Передати пакет вузлу 3		0,5	
Рішення R_5 : Передати пакет вузлу 5			0,05

Знову максимально збуджується нейрон, що відповідає за рішення про передачу пакету вузловому комп'ютеру 3.

Пакет поміщається в перший вільний регістр комп'ютера 3. Змінюється і розсилається нове значення $k_3 = 0,75$. У звільнений регістр буфера комп'ютера 4 записується заявка $v_{14} = (4 \rightarrow 2)$, як і раніше $k_4 = 0,75$.

Для маршрутизації першої заявки $v_3 = (5 \rightarrow 1)$ в буфері комп'ютера 5 викликається матриця проходження, подібна розглянутим вище, у вигляді такої таблиці:

Таблиця 2.7 Матриця проходження логічної нейронної мережі для зміщення за адресою вузла 1 з вузла 5

Передача	Суміжні вузли		
	4	3	2
5 \rightarrow 1	4	3	2
Ваги переважного зміщення	0,8	1	0,8
Ваги зворотних зв'язків	- 0,75	- 0,75	- 0,75
Рішення R_4 : Передати пакет вузлу 4	0,05		
Рішення R_3 : Передати пакет вузлу 3		0,25	
Рішення R_2 : Передати пакет вузлу 2			0,05

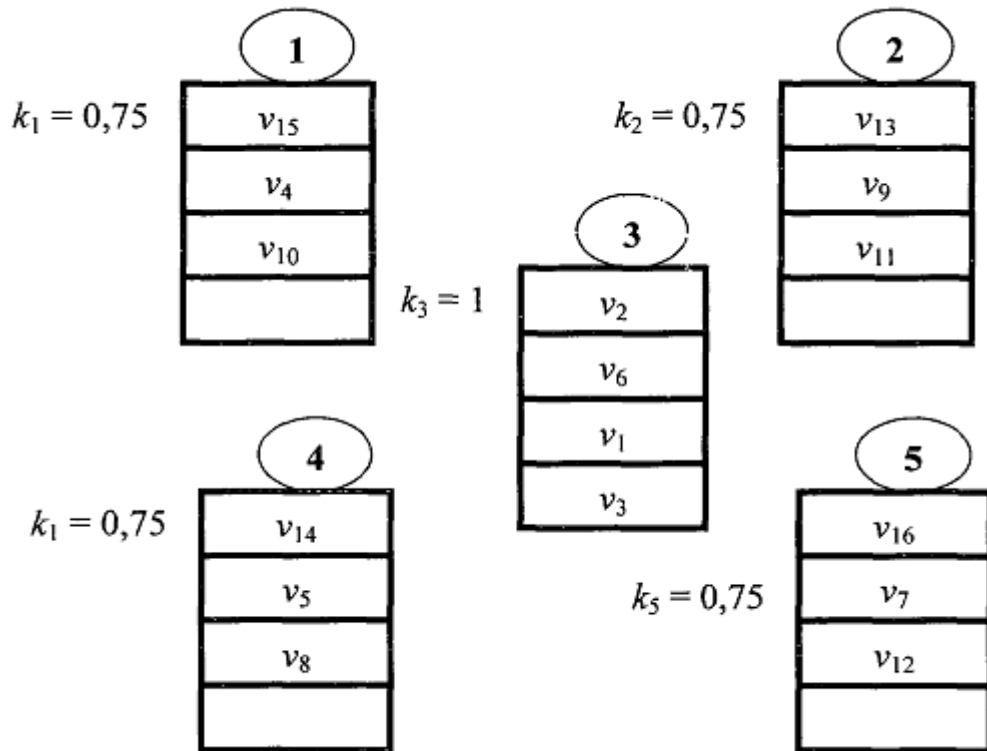


Рисунок 2.7 Стан буферів вузлових комп'ютерів по закінченні перегляду перших регістрів в такті 1

Знову максимально порушується нейрон, що відповідає за рішення про передачі пакета вузловому комп'ютеру 3.

Пакет поміщається в перший вільний регістр комп'ютера 3. Змінюється і розсилається нове значення $k_3 = 1$, В звільнений регістр буфера комп'ютера 5 записується заявка $v_{14} = (5 \rightarrow 1)$, $k_5 = 0,75$.

Стан буферів вузлових комп'ютерів після огляду перших регістрів показано на рисунку 2.7.

Приступаємо до циклу огляду других регістрів буферів.

При аналізі заявки $v_4 = (1 \rightarrow 5)$ отримується матриця проходження вигляду Таблиці 2.8.

Таблиця 2.8 Матриця проходження логічної нейронної мережі для зміщення за адресою вузла 5 з вузла 1 для нових значень коефіцієнтів завантаження буферів

Передача	Суміжні вузли		
	2	3	4
1 \rightarrow 5			
Ваги переважного зміщення	0,8	1	0,8
Ваги зворотних зв'язків	- 0,75	-1	- 0,75
Рішення R ₂ : Передати пакет вузлу 2	0,05		
Рішення R ₃ : Передати пакет вузлу 3		0	
Рішення R ₄ : Передати пакет вузлу 4			0,05

Однаково збуджуються нейрони, що відповідають за передачу пакета вузлів 2 і 4. Комп'ютер з меншим номером 2 прийме заявку, яка розташовується в першому вільному регістрі його буфера. У звільнену регістр буфера комп'ютера 1 заноситься заявка $v_{19} = (1 \rightarrow 5)$. Тепер до $k_1 = 0,75$, $k_2 = 1$.

При аналізі заявки $v_{19} = (1 \rightarrow 5)$ отримується матриця проходження вигляду Таблиці 2.9.

Таблиця 2.9 Матриця проходження логічної нейронної мережі для зміщення за адресою вузла 4 з вузла 2 з новими значеннями коефіцієнтів завантаження буферів

Передача	Суміжні вузли		
	1	3	5
2 → 4			
Ваги переважного зміщення	0,8	1	0,8
Ваги зворотних зв'язків	- 0,75	-1	- 0,75
Рішення R ₁ : Передати пакет вузлу 1	0,05		
Рішення R ₃ : Передати пакет вузлу 3		0	
Рішення R ₅ : Передати пакет вузлу 5			0,05

Заявка v_9 передається в буфер комп'ютера 1. У звільнений регістр комп'ютера 2 записується заявка $v_{18} = (2 \rightarrow 4)$. Тепер $k_1 = k_2 = 1$.

Другий регістр буфера комп'ютера 3 займає заявка $v_6 = (2 \rightarrow 4)$. Заявка відправляється у вільний регістр буфера комп'ютера 4. Тепер $k_3 = 0,75$, $k_4 = 1$.

Другий регістр буфера комп'ютера 4 зайнятий заявкою $v_5 = (4 \rightarrow 2)$. Таблиця, відповідна матриці проходження в логічній нейронній мережі, з урахуванням відомих і поточних значень параметрів, має вигляд Таблиця 2.10.

Таблиця 2.10 Матриця проходження логічної нейронної мережі для зміщення за адресою вузла 2 з вузла 4

Передача	Суміжні вузли		
	1	3	5
4 → 2			
Ваги переважного зміщення	0,8	1	0,8
Ваги зворотних зв'язків	-1	- 0,75	- 0,75
Рішення R ₁ : Передати пакет вузлу 1	0		
Рішення R ₃ : Передати пакет вузлу 3		0,25	
Рішення R ₅ : Передати пакет вузлу 5			0,05

Максимально збуджується нейрон, що відповідає за рішення про передачу пакету вузловому комп'ютера 3. Заявка $v_5 = (4 \rightarrow 2)$ займає вільний регістр буфера комп'ютера 3. У звільнений регістр буфера комп'ютера 4 записується заявка $v_{17} = (4 \rightarrow 2)$. Тепер $k_3 = k_4 = 1$.

Другий регістр буфера комп'ютера 5 зайнятий заявкою $v_7 = (5 \rightarrow 1)$. Таблиця, відповідна матриці проходження логічної нейронної мережі, з урахуванням відомих і поточних значень параметрів, має вигляд Таблиці 2.11.

Таблиця 2.11 Матриця проходження логічної нейронної мережі для зміщення за адресою вузла 1 з вузла 5 з поточними значеннями коефіцієнтів завантаження буферів

Передача	Суміжні вузли		
	4	3	2
5 \rightarrow 1	4	3	2
Ваги переважного зміщення	0,8	1	0,8
Ваги зворотних зв'язків	-1	-1	-1
Рішення R_4 : Передати пакет вузлу 4	0		
Рішення R_3 : Передати пакет вузлу 3		0	
Рішення R_2 : Передати пакет вузлу 2			0

Жоден нейрон, який вказує на рішення, не збудився. Заявка $v_7 = (5 \rightarrow 1)$ залишається в буфері комп'ютера. Затримку в обслуговуванні цієї заявки поки на один такт необхідно врахувати.

Стан буферів вузлових комп'ютерів після огляду других регістрів показано на рисунку 2.8.

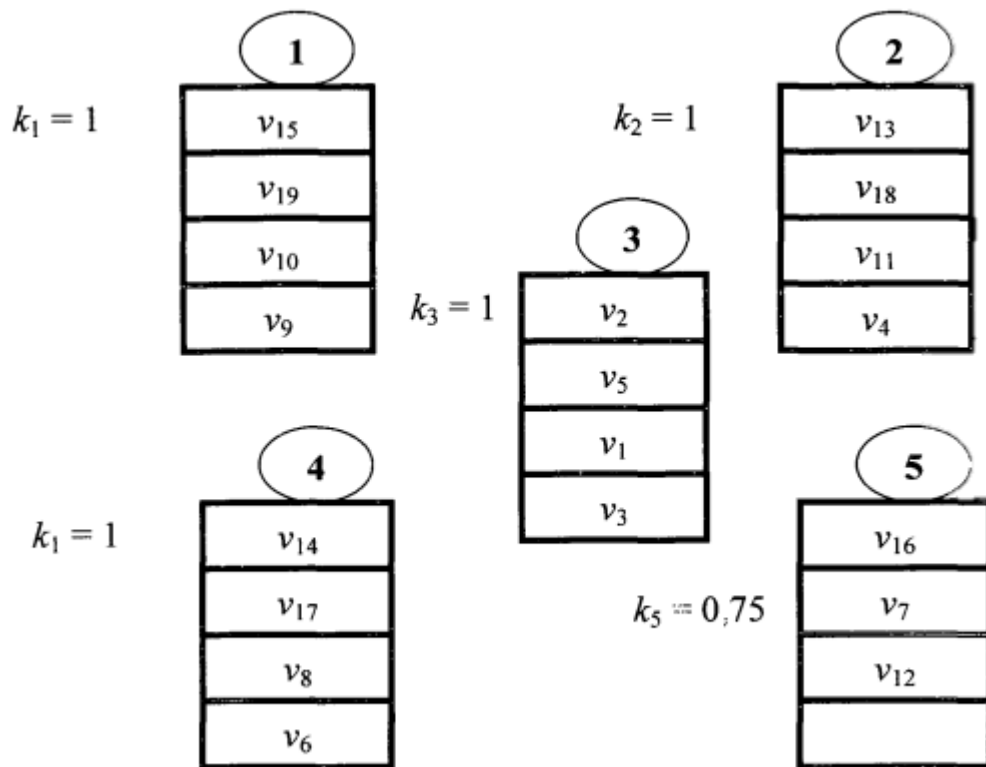


Рисунок 2.8 Стан буферів вузлових комп'ютерів після огляду других реєстрів

Переходимо до циклу огляду третіх реєстрів буферів. Очевидно, заявка $v_{10} = (1 \rightarrow 5)$ залишається в буфері вузлового комп'ютера 1, тому що буфери суміжних комп'ютерів перевантажені.

Заявка $v_{11} = (2 \rightarrow 4)$ займає вільний реєстр в буфері вузлового комп'ютера 5. Її місце в буфері вузлового комп'ютера 2 займає заявка $v_{11} = (2 \rightarrow 4)$. Як і раніше, $k_2 = 1$. Коефіцієнт завантаження буфера комп'ютера 5 стає рівним одиниці, $k_5 = 1$.

Заявка $v_{21} = (4 \rightarrow 2)$, що знаходиться в третьому реєстрі буфера третього вузлового комп'ютера, вимагає безальтернативну передачу комп'ютеру 2 для виконання. Однак буфер комп'ютера 2 переповнений.

Заявка $v_8 = (4 \rightarrow 2)$, що займає третій реєстр буфера вузлового комп'ютера 4, залишається в буфері, тому що буфери суміжних вузлів перевантажені.

Заявка $v_{12} = (5 \rightarrow 1)$, що займає третій регістр буфера вузлового комп'ютера, також залишається в буфері, тому що буфери суміжних вузлів перевантажені.

Очевидно, що отриманий стан буферів вузлових комп'ютерів 1, 2 і 3 збережеться після аналізу четвертих регістрів цих буферів. Заявка $v_6 = (2 \rightarrow 4)$, що займає четвертий регістр буфера 4, досягла адреси призначення. Вона виключається з розгляду, як виконана. На її місце записується заявка $v_{22} = (4 \rightarrow 2)$. Стан буферів вузлових комп'ютерів після обробки запитів в такті 1 показано на рисунку 2.9. Просування кадрів по мережі виявилось заблокованим внаслідок перевантаження буферів вузлових комп'ютерів.

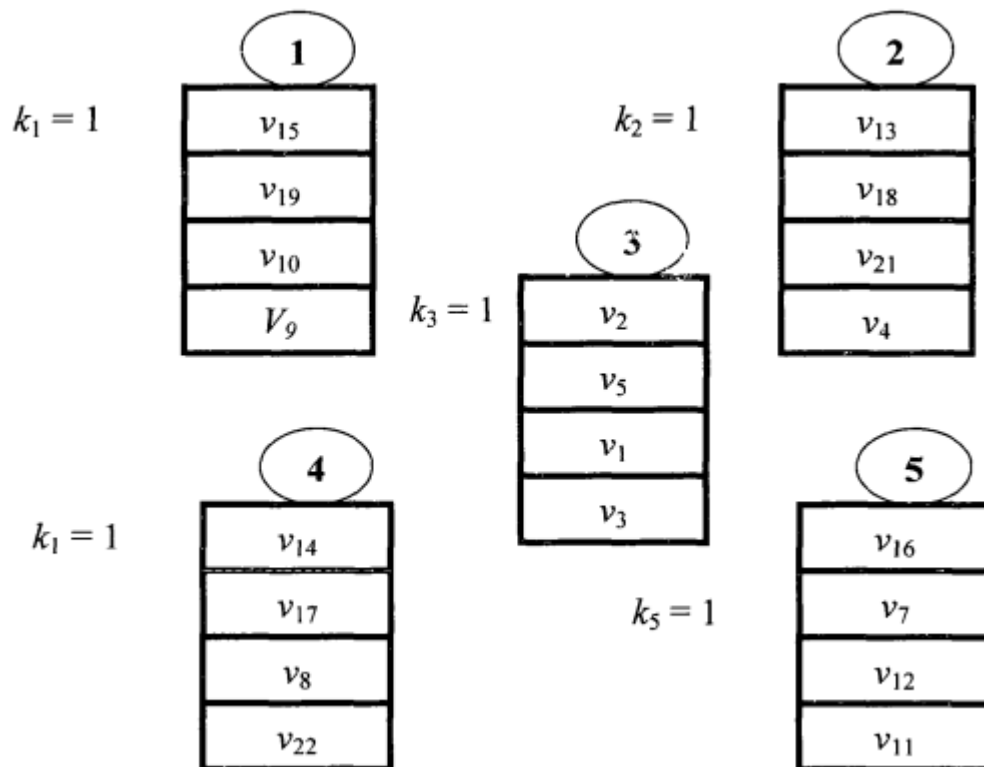


Рисунок 2.9 Стан буферів вузлових комп'ютерів після обробки запитів в такті 1

Таке блокування повинне привести до наступного:

по-перше, всім не прийнятим заявками в такті 1 слід відмовити у виконанні.

По-друге, необхідно розвантажити буфери, знявши з обробки (втратити) заявки за деякою обґрунтованою стратегією. Наприклад, слід розглянути можливість втрати заявок, прийнятих останніми в даному такті (хоча б по одній на буфер). Однак не слід знищувати заявки, які досягли свого адреси призначення, але ще не виконані, а також заявки, яким до досягнення адреси (суміжного комп'ютера) залишилося зробити один крок. Якщо слідувати цій стратегії, то заявкам $v_{20} = (5 \rightarrow 1)$, $v_{23} = (5 \rightarrow 1)$, $v_{24} = (1 \rightarrow 5)$ (не прийнятим) і заявками (розташованим в буферах) $v_{19} = (1 \rightarrow 5)$, $v_{21} = (2 \rightarrow 4)$, $v_{22} = (4 \rightarrow 2)$, $v_{16} = (5 \rightarrow 1)$ слід відмовити в обслуговуванні.

Новий стан буферів вузлових комп'ютерів показано на рисунку 2.10.

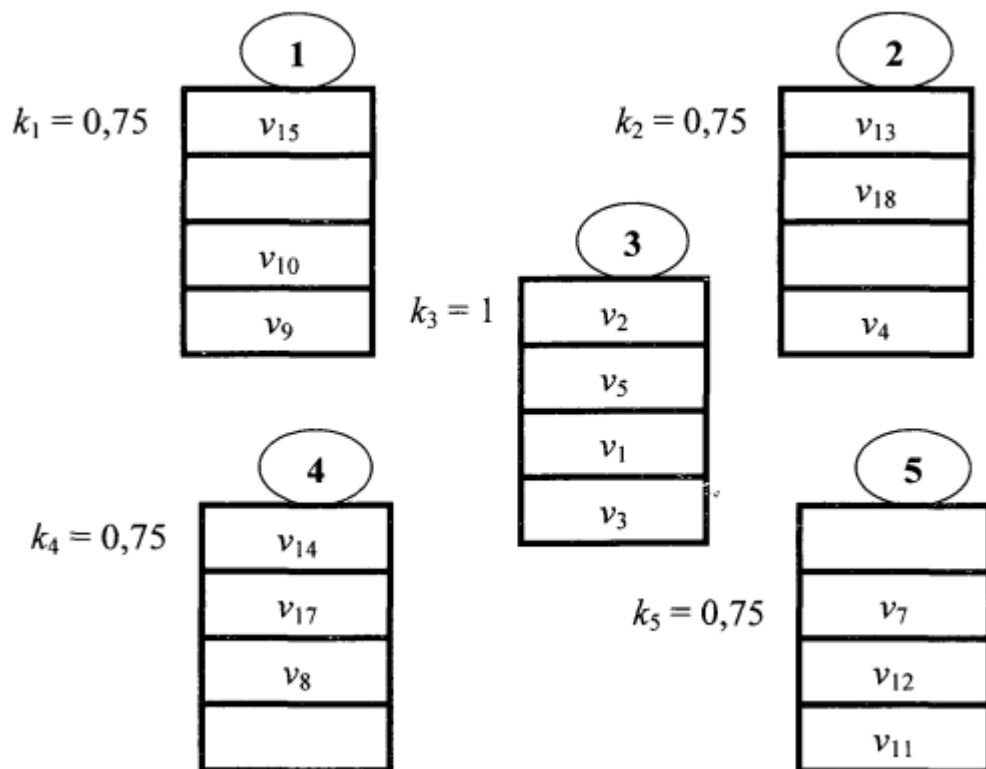


Рисунок 2.10 Буфери вузлових комп'ютерів в результаті заходів щодо розблокування просування запитів

Виключати заявки з буфера вузлового комп'ютера 3 недоцільно, тому що їм слід допомогти зробити один крок до виконання. На цій підставі

недоцільно було б виключати заявки $v_9 = (2 \rightarrow 4)$ на першому комп'ютері і $v_{11} = (2 \rightarrow 4)$ на п'ятому комп'ютері.

У ситуації немає нічого дивного: адже взятий приклад такого навантаження на мережу, яку вона не в силах подолати через обмеженість своїх характеристик. Єдина заявка, яку вдалося виключити з розгляду як виконану, досягла свого адресата до настання зазначеного перевантаження. У той же час, в прикладі розглядаються тільки заявки з «довгими» маршрутами, які вимагають маршрутизації по попутним вузлам. У будь-якому випадку це означає, що в пропонованому алгоритмі і в протоколі на його основі слід передбачити можливість спільного блокування просування запитів в мережі через перевантаження буферів вузлових комп'ютерів.

З іншого боку, таке блокування просування запитів можна пояснити елементами інтелектуального, адаптивного управління їх просуванням. При перевищенні інтенсивності потоку заявок над можливостями системи, вона «чинить опір» за допомогою раціонального сукупного використання буферів. Однак якщо ця інтенсивність не знижується, буфери виявляються переповненими в короткий термін, і просування заявок припиняється.

При розгляді таких інтенсивних потоків напрошується головний висновок про достатній обсяг буферів і, відповідно, про продуктивність вузлового комп'ютера.

Розглянемо аналіз перших регістрів буферів у другому такті. Скоротимо очевидний вибір варіантів зміщення заявок і завантаження нових.

Заявка v_{15} займе вільний третій регістр буфера комп'ютера 2. На її місце в перший регістр буфера комп'ютера 1 запишеться заявка $v_{25} = (1 \rightarrow 5)$. Тепер $k_1 = 0,75$, $k_2 = 1$.

Заявка v_{13} займе вільний перший регістр буфера комп'ютера 5. На її місце в перший регістр буфера комп'ютера 2 запишеться заявка $v_{21} = (2 \rightarrow 4)$. Тепер $k_2 = k_5 = 1$.

Заявка $v_2 = (1 \rightarrow 5)$, що займає перший регістр комп'ютера 3 і вимагає вільний регістр буфера комп'ютера 5, залишається на своєму місці.

Заявка v_{14} займе вільний другий регістр буфера комп'ютера 1. На її місце в перший регістр буфера комп'ютера 4 запишеться заявка $v_{28} = (4 \rightarrow 2)$. Тепер $k_1 = 1, k_4 = 0,75$.

Вважаємо, що в цьому «малому» такті паралельного аналізу регістрів запис в перший регістр буфера 5 ще не завершилася.

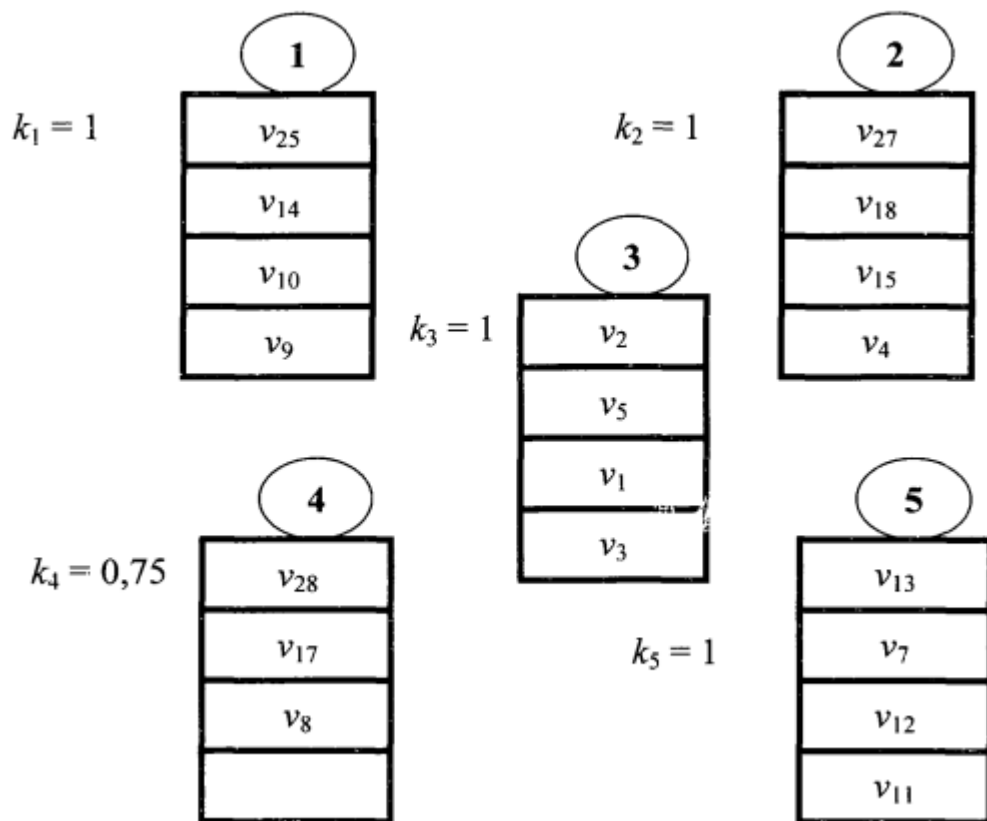


Рисунок 2.11 Стан буферів вузлових комп'ютерів після огляду перших регістрів в другому такті

В результаті огляду друге регістрів буферів комп'ютерів, заявки $v_{14} = (4 \rightarrow 2)$, $v_{18} = (2 \rightarrow 4)$, $v_5 = (4 \rightarrow 2)$, $v_{17} = (4 \rightarrow 2)$, $v_7 = (4 \rightarrow 2)$ залишаються на своїх місцях. Тобто, стан буферів вузлових комп'ютерів не змінюється.

В результаті огляду третє регістрів буферів комп'ютерів, заявка $v_{10} = (1 \rightarrow 5)$ займе вільний регістр буфера 4, сформується нове значення $k_4 = 1$. У вільний

регістр надходить заявка $v_{32} = (1 \rightarrow 5)$. Заявки $v_{15} = (1 \rightarrow 5)$, $v_1 = (4 \rightarrow 2)$, $v_8 = (4 \rightarrow 2)$, $v_{12} = (5 \rightarrow 1)$ залишаються на місці.

В результаті огляду четверте регістрів буферів комп'ютерів, заявки $v_9 = (2 \rightarrow 4)$, $v_4 = (1 \rightarrow 5)$, $v_3 = (5 \rightarrow 1)$, $v_{10} (1 \rightarrow 4)$, $v_{11} (2 \rightarrow 4)$ залишаються на своїх місцях. Всі буфери переповнені, просування заявок в мережі заблоковано.

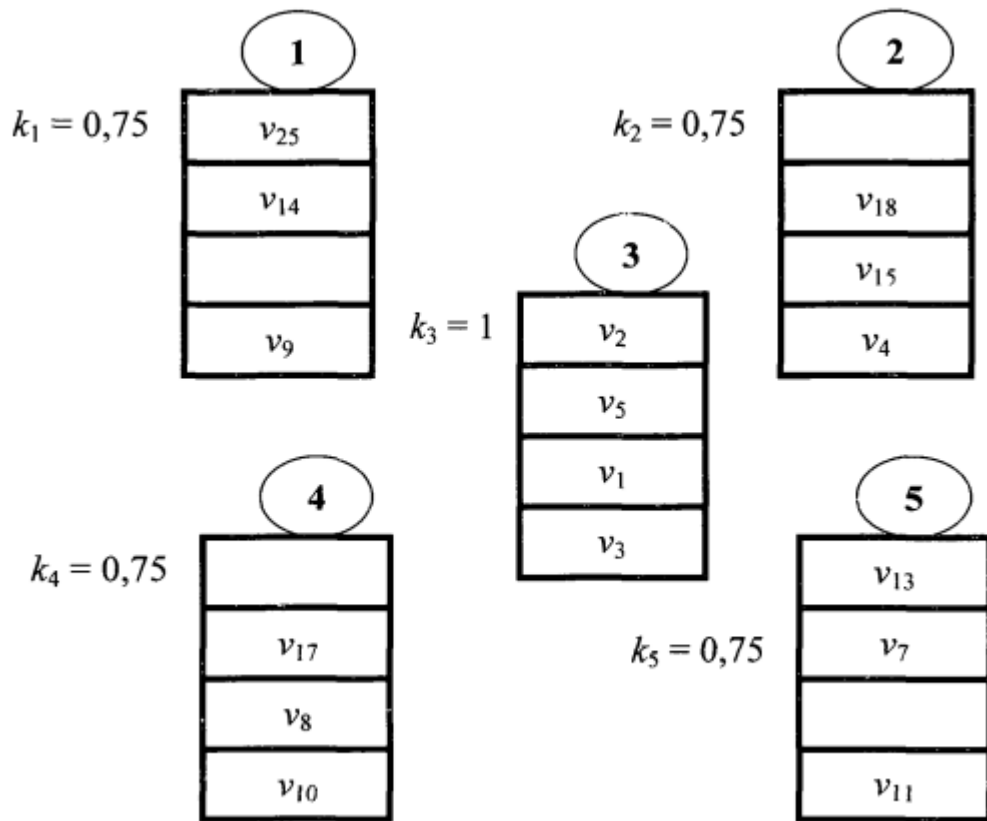


Рисунок 2.12 Стан буферів після обробки в другому такті і відмови заявкам у виконанні

За раніше прийнятою стратегією звільнимо регістри буферів від тих, хто прийшов останніми заявок (рисунок 2.12). Видаляються не більше однієї заявки на один буфер. Заявки, які досягли адреси призначення або їм залишилося зробити один зсув, не виключаються. Таким чином, заявкам v_{32} , v_{27} , v_{28} , v_{12} відмовлено у виконанні.

Перейдемо до аналізу стану буферів вузлових комп'ютерів в третьому такті.

Заявки, що надійшли на обробку в другому такті, відкидаються. Таким чином, тільки заявка $v_{25} = (1 \rightarrow 5)$ прийнята до виконання у другому такті. У третьому такті «зовнішні» заявки не формуються.

При перегляді перших регістрів буферів заявка v_{25} надходить в перший регістр буфера 2, вважаються нові значення $k_1 = 0,5$, $k_2 = 1$.

Вважаючи, що ця заявка ще не надійшла, аналіз першого регістра буфера 2 пропускаємо.

Заявка $v_2 = (1 \rightarrow 5)$, записана в першому регістрі буфера 3, направляється у вільний, третій регістр буфера комп'ютера 5. Тепер $k_3 = 0,75$, $k_5 = 1$.

Перший регістр буфера 4 порожній, проте заявка $v_{13} = (2 \rightarrow 4)$, що займає перший регістр буфера 5, направляється в цей регістр для остаточного виконання. Нові значення $k_4 = 1$, $k_5 = 0,75$.

Аналізуємо другі регістри буферів. Заявка $v_{14} = (4 \rightarrow 2)$ залишається на місці, тому що буфер 2 переповнений.

Таблиця 2.12 Матриця проходження логічної нейронної мережі для зміщення за адресою вузла 4 з вузла 2

Передача	Суміжні вузли		
$2 \rightarrow 4$	1	3	5
Ваги переважного зміщення	0,8	1	0,8
Ваги зворотних зв'язків	- 0,5	- 0,75	- 0,75
Рішення R_1 : Передати пакет вузлу 1	0,3		
Рішення R_3 : Передати пакет вузлу 3		0,25	
Рішення R_5 : Передати пакет вузлу 5			0,25

Для визначення адреси зміщення заявки $v_{18} = (2 \rightarrow 4)$, скористаємося матрицею проходження відповідного фрагмента логічної нейронної мережі (Таблиця 2.12) з відомими значеннями коефіцієнтів завантаження буферів вузлових комп'ютерів. Заявка записується про перший вільний регістр вузлового комп'ютера 1. Тепер $k_1 = k_2 = 0,75$.

Заявка $v_5 = (4 \rightarrow 2)$ записується в другий вільний регістр буфера комп'ютера 2 для виконання. Тепер $k_2 = 0,75, k_3 = 0,5$.

Заявка $v_{17} = (4 \rightarrow 2)$, в результаті аналізу відповідної матриці проходження зміщується в перший регістр буфера 3. Тепер $k_3 = k_4 = 0,75$.

Заявка $v_7 = (5 \rightarrow 1)$, в результаті аналізу відповідної матриці проходження зміщується в другій регістр буфера 3. Тепер $k_3 = 1, k_5 = 0,5$.

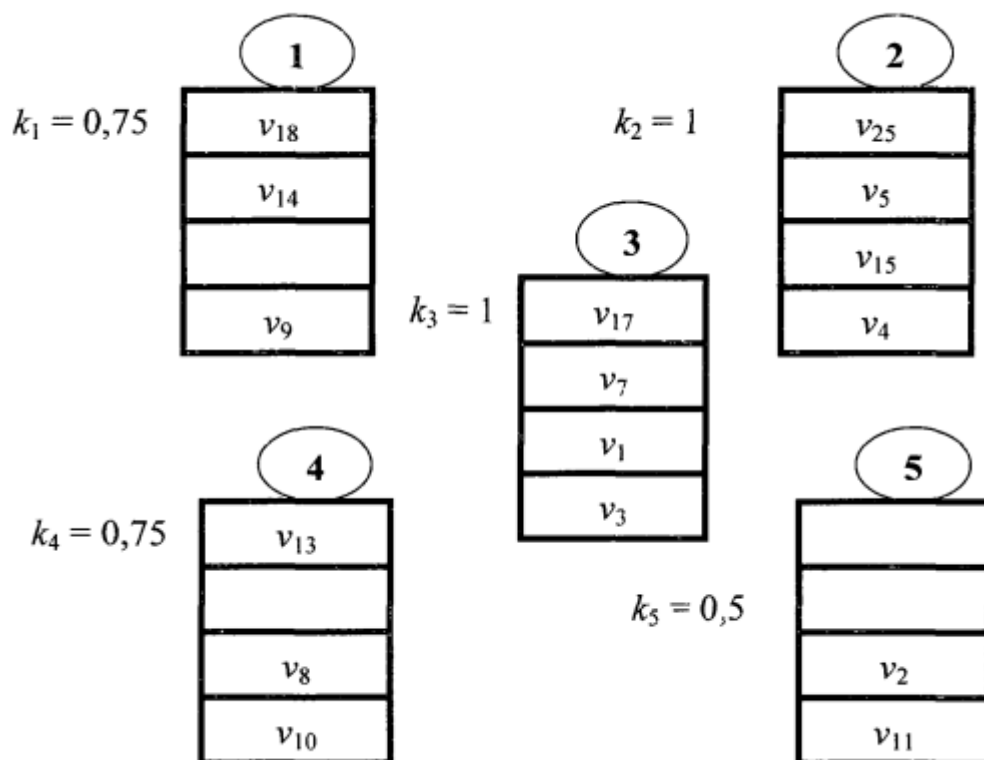


Рисунок 2.13 Стан буферів вузлових комп'ютерів після перегляду других регістрів в третьому такті

Стан буферів вузлових комп'ютерів після аналізу в третьому такті других регістрів показано на рисунку 2.13.

Аналіз третіх реєстрів призводить до того, що заявка $v_{15} = (1 \rightarrow 5)$ записується в перший реєстр буфера 5 для остаточного виконання в наступному такті. На її місце записується заявка $v_1 = (4 \rightarrow 2)$ - також для остаточного виконання. Заявка $v_8 = (4 \rightarrow 2)$ поступає в третій реєстр буфера 1. Імітується виконання заявки $v_2 = (1 \rightarrow 5)$, що надійшла в такті 0. Таким чином, час виконання цієї заявки становить 3 такти.

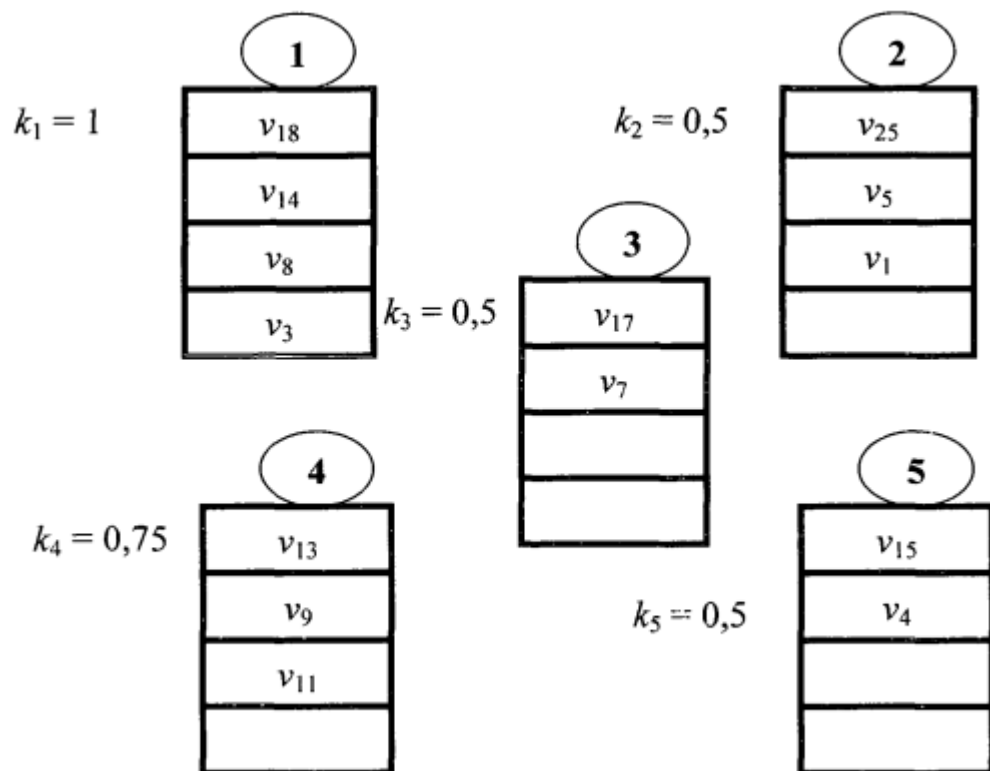


Рисунок 2.14 Стан буферів вузлових комп'ютерів після трьох тактів обробки

В результаті аналізу четвертих реєстрів в третьому такті, тобто в результаті обробки заявок в такті, заявка $v_9 = (2 \rightarrow 4)$ надходить у другий реєстр буфера 4 для виконання в наступному такті. Заявка $v_4 = (1 \rightarrow 5)$ надходить у другий реєстр буфера 5 - також для виконання в наступному такті. Заявка $v_3 = (5 \rightarrow 1)$ надходить в четвертий реєстр буфера 1. Виконується заявка $v_{10} = (1 \rightarrow 4)$. Час її виконання становить 3 такти. Заявка $v_{11} = (2 \rightarrow 4)$ надходить в третій реєстр буфера 4 для виконання.

Стан буферів вузлових комп'ютерів в результаті обробки заявок в третьому такті представлено на рисунку 2.14.

В результаті обробки перших регістрів буферів в четвертому такті, заявка $v_{18} = (2 \rightarrow 4)$ займе четвертий регістр буфера 4. Заявка $v_{25} = (1 \rightarrow 5)$ займе третій регістр буфера 5. Заявка $v_{17} = (4 \rightarrow 2)$ займе четвертий регістр буфера 2. Заявка $v_{13} = (2 \rightarrow 4)$ виконується, її час виконання становить 3 такту. Виконується і заявка $v_{15} = (1 \rightarrow 5)$ з часом виконання в 3 такту.

В результаті обробки друге регістрів буферів в четвертому такті, заявка $v_{17} = (4 \rightarrow 2)$ займе перший регістр буфера 2. Заявка $v_5 = (4 \rightarrow 2)$ виконується за час 4 такту. Заявка $v_7 = (5 \rightarrow 1)$ займе перший регістр буфера 1. Заявка $v_9 = (2 \rightarrow 4)$ виконується, її час виконання становить 4 такту. Заявка $v_4 = (1 \rightarrow 5)$ також виконується з часом виконання 4 такти.

В результаті обробки третє регістрів буферів в четвертому такті, заявка $v_8 = (4 \rightarrow 2)$ займе другий регістр буфера 2. Заявка $v_1 = (4 \rightarrow 2)$ виконується з часом виконання 4 такти. Виконуються заявки $v_{14} = (2 \rightarrow 4)$ з часом виконання 4 такти і заявка $v_{25} = (1 \rightarrow 5)$ з часом виконання 2 такти.

В результаті обробки четверте регістрів буферів в четвертому такті, виконується заявка $v_{13} = (5 \rightarrow 1)$ з часом виконання 4 такту і $v_{17} = (4 \rightarrow 2)$ з терміном виконання 3 такти. У п'ятому такті виконуються інші заявки. Час виконання заявок $v_{14} = (4 \rightarrow 2)$ і $v_{19} = (2 \rightarrow 4)$ становить 4 такту, час виконання заявки $v_8 = (4 \rightarrow 2)$ становить 5 тактів.

Середній час виконання заявок $T_{CP} = 3,6$ тактів.

Імовірність P виконання заявки як відношення виконаних заявок до загальної кількості що надійшли на відрізок часу моделювання, склало $P = 0,47$. Така низька ймовірність виконання заявок обумовлена високою і нерівномірною інтенсивністю їх надходження.

2.3. Використання безальтернативної маршрутизації

Розглянемо той же сценарій надходження «наскрізних» заявок до даної комп'ютерної мережі, що управляє п'ятьма вузлами, що утворюють безпроводову ТКМ. Логічно вважати, що маршрути проходження всіх розглянутих заявок утворюють підвищене навантаження на центральний вузол 3. Однак припустимо деяку оптимізацію завантаження попутних вузлів, жорстко розподіливши між ними маршрути, як показано на рисунку 2.15. (Такою оптимізацією ми виключаємо деякі «натяжки», можливі при рекомендації альтернативної маршрутизації.)

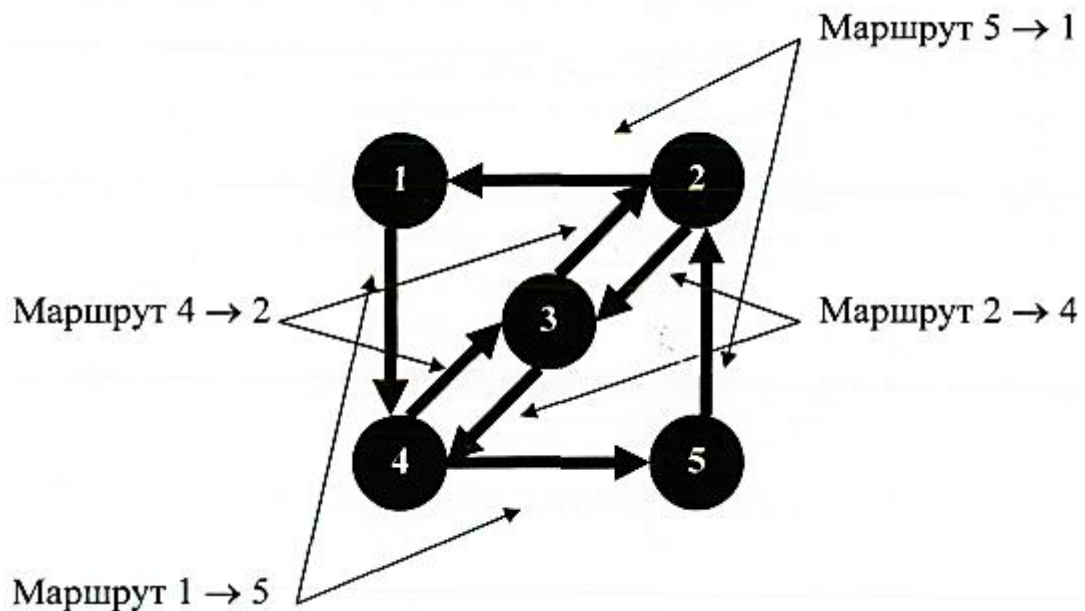


Рисунок 2.15 Безальтернативна маршрутизація «наскрізних» запитів

Розглянемо потактову зміна буферів вузлових комп'ютерів для сценарію, заданого в таблиці 2.3.

У 0-му такті, в циклі послідовного аналізу регістрів буфера кожним процесором незалежно, буфера буде завантажено, як показано на рисунку 2.6.

У такті 1 заявка $v_2 = (1 \rightarrow 5)$ записується у вільний регістр буфера 4. У вільний регістр буфера 1 надходить заявка $v_{15} = (1 \rightarrow 5)$. Заявками $v_{19} = (1 \rightarrow 5)$ $v_{24} = (1 \rightarrow 5)$ відмовлено у виконанні, тому що буфер 1 завантажений до граничного значення $k_l = 0,75$. Слід зробити важливе зауваження про

завантаження регістрів «зовнішніми» заявками. Якщо дозволити зараз повністю завантажити буфер 1 заявками v_{15} і v_{19} , то заявці $v_6 = (2 \rightarrow 4)$, що займає перший регістр буфера 2 доведеться відмовити у виконанні, тому що буфер 1, куди їй слід зміститися, буде переповнений. Тому при взятті на обслуговування нових «зовнішніх» заявок слід враховувати деякий ресурс для обробки «внутрішніх» заявок, тобто заявок, вже прийнятих до обслуговування. Таким чином, заявка $v_6 = (2 \rightarrow 4)$ записується в перший регістр буфера 1. В останній регістр буфера 2 записується заявка $v_{13} = (2 \rightarrow 4)$. Припустимо малий такт в аналізі заявки, що надходить в перший регістр буфера 1: вважаємо, що вона ще не записалася. Заявка $v_1 = (4 \rightarrow 2)$ записується в перший регістр буфера 3.

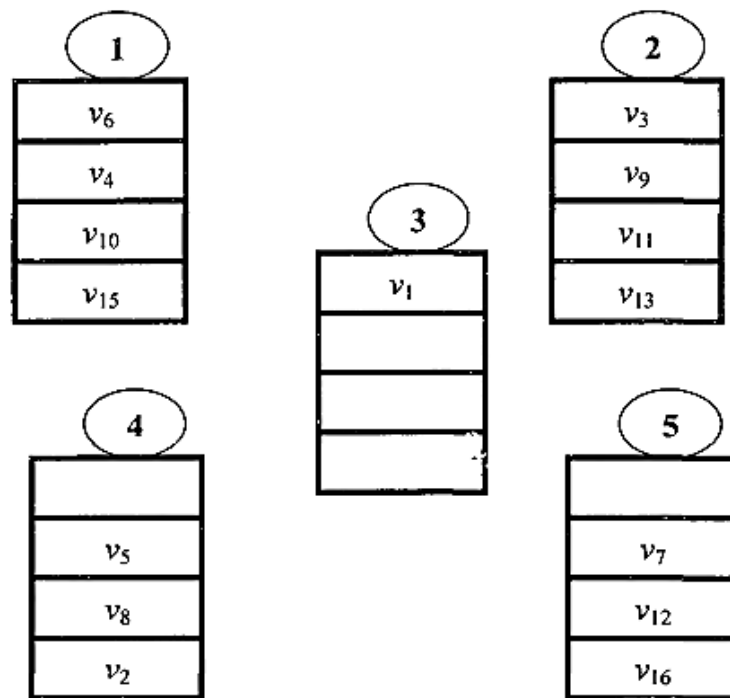


Рисунок 2.16 Стан буферів вузлових комп'ютерів після аналізу перших регістрів в першому такті

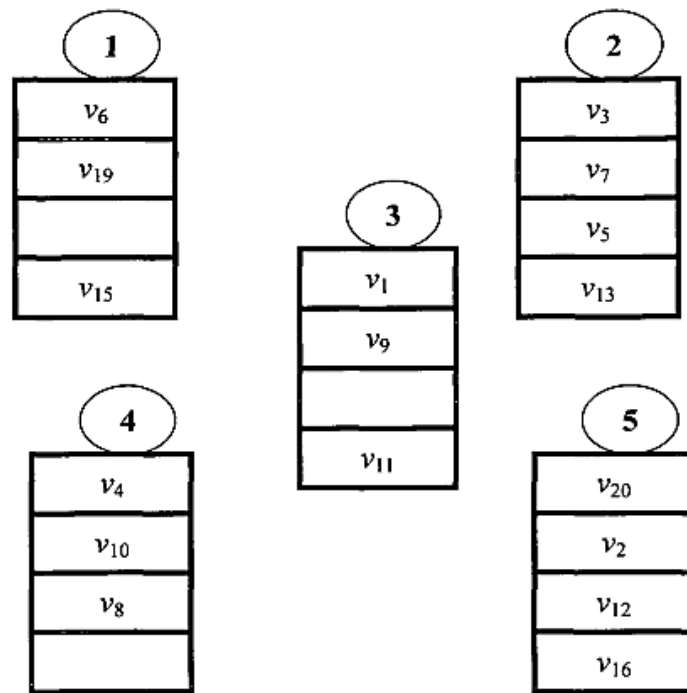


Рисунок 2.17 Стан буферів вузлових комп'ютерів після виконання першого такту

Заявка $v_3 = (5 \rightarrow 1)$ записується в перший регістр буфера 2. В останній регістр буфера 5 записується заявка $v_{16} = (5 \rightarrow 1)$.

Завантаження буферів після огляду перших регістрів в такті 1 показана на рисунку 2.16. Завантаження буферів після закінчення першого такту обробки показана на рисунку 2.17.

Всім заявками, що надійшли в першому такті і не узятим в ньому на обробку, в цій обробці відмовлено. Це 7 заявок: $v_{17}, v_{18}, v_{21} - v_{24}$.

У другому такті виконуються заявки $v_2 = (1 \rightarrow 5)$ (час виконання 3 такту), $v_3 = (5 \rightarrow 1)$ (час виконання 3 такту), $v_5 = (4 \rightarrow 2)$ (час виконання 3 такту), $v_6 = (2 \rightarrow 4)$ (час виконання 3 такту).

Всім заявками, що надійшли в першому такті і не узятим в ньому на обробку, в цій обробці відмовлено. Це 7 заявок: $v_{14}, v_{17}, v_{18}, v_{21} - v_{24}$.

У другому такті виконуються заявки $v_2 = (1 \rightarrow 5)$ (час виконання 3 такта), $v_3 = (5 \rightarrow 1)$ (час виконання 3 такта), $v_4 = (4 \rightarrow 2)$ (час виконання 3 такта), $v_6 = (2 \rightarrow 4)$ (час виконання 3 такта).

Стан буферів після виконання другого такту показано на рисунку 2.18.

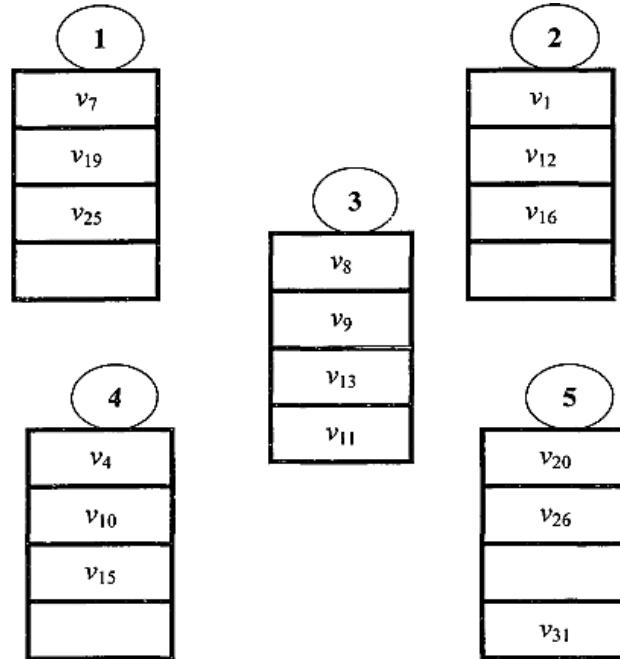


Рисунок 2.18 Стан буферів після виконання другого такту

Всім заявками, що надійшли в другому такті і не узятим в ньому на обробку, в цій обробці відмовлено. Це 5 заявок: $v_{27} = (2 \rightarrow 4)$, $v_{28} = (4 \rightarrow 2)$, $v_{29} = (4 \rightarrow 2)$, $v_{30} = (2 \rightarrow 4)$, $v_{32} = (1 \rightarrow 5)$.

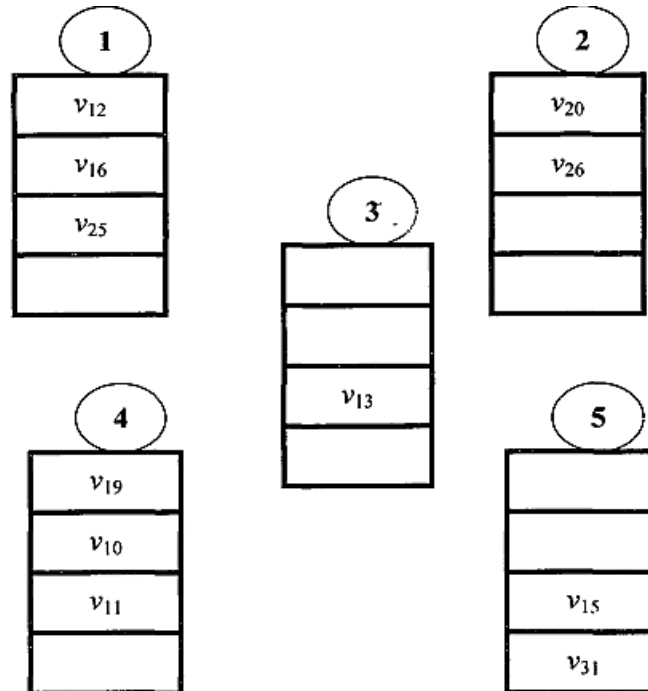


Рисунок 2.19 Стан буферів вузлових комп'ютерів після виконання третього такту

У третьому такті виконуються заявки $v_7 = (5 \rightarrow 1)$ (час виконання 4 такта), $v_1 = (4 \rightarrow 2)$ (час виконання 4 такта), $v_8 = (4 \rightarrow 2)$ (час виконання 4 такта), $v_9 = (2 \rightarrow 4)$ (час виконання 4 такта), $v_4 = (1 \rightarrow 5)$ (час виконання 4 такта). Стан буферів вузлових комп'ютерів після виконання третього такту показано на рисунку 2.19.

У четвертому такті виконуються заявки $v_{16} = (5 \rightarrow 1)$ (час виконання 4 такта), $v_{15} = (1 \rightarrow 5)$ (час виконання 4 такта), $v_{20} = (5 \rightarrow 1)$ (час виконання 4 такта), $v_{26} = (5 \rightarrow 1)$ (час виконання 3 такта), $v_{10} = (1 \rightarrow 5)$ (час виконання 4 такта), $v_{13} = (2 \rightarrow 4)$ (час виконання 4 такта). Заявка $v_{31} = (5 \rightarrow 1)$ буде виконана в 5-м такті, її час виконання становить 4 такта.

Середній час виконання заявок $T_{cp} = 4$ такта.

Імовірність P виконання заявки як відношення кількості виконаних заявок до загальної кількості заявок, які надійшли на відрізок часу моделювання, склало $P = 0,64$.

Однак вказане підвищення ймовірності виконання заявок позначилося на різкому, більш ніж на 10%, підвищенні середнього часу виконання заявок в досліджуваній системі, при обраному сценарії проходження запитів.

Підвищення ймовірності виконання заявок вимагає більш глибокого аналізу вжитих заходів, які можуть бути рекомендовані при «жорсткій», безальтернативній маршрутизації [8]. Ці заходи були прийняті для того, щоб зробити більш точний порівняльний аналіз застосування альтернативної і безальтернативної маршрутизації.

Це пов'язано з такою модифікацією алгоритму безальтернативної маршрутизації, при якій заявка без обмежень може затримуватися в буфері комп'ютера, якщо буфер, в який вона повинна надійти, заповнений повністю. Адже маршрутизація проводиться покроково. Таке припущення суперечить існуючій практиці складання жорсткого маршруту слідування інформаційних

пакетів, закріпленої в протоколах, коли пакет «губиться», якщо буфер проміжного вузла переповнений.

Враховано досвід альтернативної маршрутизації: заявка приймалася в буфер, завантажений не більше 0,75% і без того малого обсягу. Це обмеження прийнято для даного прикладу.

В цілому, вище зазначені проблеми в розглянутому прикладі пов'язані з недостатнім обсягом буферів вузлових комп'ютерів як для прийому «зовнішніх» заявок, так і для просування заявок, прийнятих до обслуговування.

Це говорить про необхідність імітаційного моделювання розробляємих структур ТКС з урахуванням очікуваних потоків заявок.

Висновки до розділу 2

Обсяги буферів вузлових комп'ютерів повинні бути досить великі як для прийому заявок, так і для створення резерву при просуванні заявок, вже прийнятих на обслуговування.

Покрокова маршрутизація (альтернативна та безальтернативна) допускає очікування заявок в буфері поточного знаходження, якщо буфер зсуву неприпустимо завантажений. Тим самим підвищується ймовірність виконання заявок. Зняття заявок з обслуговування стає керованим, залежним від обґрунтованого алгоритму відхилення заявок як «зовнішніх», так і «внутрішніх».

Дослідження невеликого прикладу показало можливість блокування процесу виконання заявок через перевантаження всіх буферів вузлових комп'ютерів. У прикладі приймалося невірне рішення про розвантаження всіх буферів за рахунок зняття з обслуговування останніх заявок. Дане рішення призвело до більш низького значення ймовірності виконання заявок, в порівнянні з застосуванням безальтернативного алгоритму маршрутизації. Це

вказує, що в розробляемому (розділ 3) алгоритмі альтернативної маршрутизації слід знімати з обслуговування лише ті заявки, поточне значення часу $T_{вик}$ виконання яких перевищила допустиме.

Розглянута елементарна підструктура телекомунікаційної мережі (керуючої комп'ютерної мережі) дозволяє сформулювати завдання про мінімальну вартість покриття довільної території (країни, регіону). Для комп'ютерів цієї підструктури утворюються різні відносини суміжності - центрального і периферійних.

3 МОДЕЛЬ КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ УПРАВЛІННЯ БЕЗПРОВОДОВОЮ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОЮ СИСТЕМОЮ З ВИКОРИСТАННЯМ МЕТОДУ АЛЬТЕРНАТИВНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ

3.1 Обґрунтування методу моделювання і вибір критеріїв ефективності

Комп'ютерна мережа в основі телекомунікаційної безпроводової системи являє собою складну систему [7,53], що складається з багатьох, взаємодіючих за допомогою спеціальних каналів зв'язку, об'єктів. Одним з методів дослідження складних систем, з метою їх оптимізації, є метод імітаційного моделювання, який передбачає відтворення процесу функціонування реальної системи в часі.

При цьому адекватно відтворюється робота кожного елемента, модуля, вузла в часі і в залежності від умов його спрацьовування, а також обов'язково зберігається алгоритм взаємодії цих вузлів, як у часі, так і в просторі. Імітаційне моделювання, в свою чергу, ділиться на стохастичне і детерміноване [2,15,53]. При стохастичному моделюванні складну систему намагаються представити взаємодіючими випадковими процесами. Вузли системи не відтворюють реальні, «фізичні» алгоритми функціонування, які споживають потоки вихідних даних і виробляють потоки результатів їх обробки. Ці алгоритми замінені «чорними ящиками», як видається досліднику, адекватно перетворюючи вхідні випадкові потоки заявок у вихідні потоки результатів їх обробки.

Існує розвинений математичний апарат абстрактного опису «чорних ящиків», в основі якого лежать закони розподілу випадкових величин - вхідних і вихідних. Вершиною можливостей тут слід зазначити Ланцюги Маркова та Теорію масового обслуговування. Через застосування складного математичного апарату моделювання з його допомогою часто відносять до

аналітичного. Наприклад, телекомунікаційна безпроводова мережа, а точніше - її комп'ютерна мережа, що характеризується зв'язками з близькими, суміжними вузлами, адекватна відкритій мережі масового обслуговування [18] з чергою. Ця мережа складається з безлічі взаємодіючих вузлів, які обмінюються потоками даних і результатами їх обробки. Направляючи потоки заявок відповідно до трафіком, можна отримувати необхідні імовірнісні характеристики обслуговування: середній час виконання заявки (перебування в системі), середній час перебування в чергах, ймовірність обслуговування і т.д.

Однак необхідно з достатньою точністю представити всі необхідні потоки даних, як з боку користувачів, так і всередині системи - між її вузлами. Більш того, ці потоки залежать від динамічно складних умов їх формування і руху. У реальній системі усі внутрішні потоки визначаються тим знову розробленим алгоритмом маршрутизації, який необхідно дослідити, і підміняти його випадковою функцією немає сенсу. Покроковий динамічний алгоритм маршрутизації реалізує систему прийняття рішень про альтернативне зміщення кожної заявки по суміжним вузлам. Непередбачуваність такого зміщення при одночасній реалізації багатьох маршрутів значно знижує точність апріорних імовірнісних оцінок на рівні випадкових потоків.

Взаємодія ж з користувачами, безсумнівно, представляє випадковий процес. Таким чином, завдання оцінки характеристик комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною мережею, і управління її трафіком зводиться до побудови детермінованої імітаційної моделі. На її вхід випадковим чином повинні подаватися заявки користувачів в псевдореальному масштабі часу - в тактах роботи моделі. Доцільно для кожної реалізації моделі (для кожного експерименту) задавати постійне число 5 заявок, що надійшли в кожному такті. Зміна значення 5 для різних

експериментів відповідає навантаженню на мережу. Однак для підвищення достовірності висновків і наочності, можливо варіювання значення δ протягом часу одного експерименту. Наприклад, за доцільне розгляд інтенсивності потоку заявок по наростанню. Це дозволяє простежити процес адаптації комп'ютерної мережі («опірність») наростаючою перевантаження і порівняти можливості альтернативної і безальтернативною маршрутизації по підвищенню пропускної здатності мережі. Іншим варіюваним параметром моделі є рівна для всіх комп'ютерів величина буфера N . Вона повинна відповідати максимальному потоку завдань, зумовленого технічним завданням на розробку і забезпечувати резерв для внутрішнього переміщення заявок, а також для зберігання затриманих заявок (через перевантаження буферів їх можливого зсуву). Заявка повинна містити адресу вузла відправлення і адресу вузла призначення. Ці адреси виробляються за допомогою датчика випадкових чисел. Закон розподілу адрес (на множині всіх номерів вузлів) може бути рівномірний. Для переважної навантаження певних напрямків передач інформаційних пакетів зазначені адреси повинні формуватися за нормальним законом щодо деякі центральних вузлів, навколо яких концентруються вузли відправлення і вузли призначення. Так може бути відображений дійсний трафік даної території.

Тактована робота моделі повинна досліджуватися до настання встановленого режиму або на заданому діапазоні часу $T_{\text{мод}}$.

Критеріями ефективності є:

- мінімум середнього часу виконання запиту $T_{\text{ср}} \rightarrow \min$;
- максимум ймовірності виконання заявки $P \rightarrow \max$;
- максимум пропускної здатності мережі при обмеженні на ймовірність обслуговування $S_p \rightarrow \max$;
- об'єм N буфера повинен відповідати технічним вимогам по середньому часу і ймовірності виконання заявок.

Оцінки повинні проводитися в порівнянні з застосуванням безальтернативного способу маршрутизації.

3.2 Структура інформаційної взаємодії вузлових комп'ютерів

Схема основних елементів інформаційного забезпечення та взаємодії вузлових комп'ютерів показана на рисунку 3.1 [30]. Дано деякі пояснення. Як у кожній складній системі, час роботи моделі умовно тактується. Такт визначається основними циклами обробки інформації.

У «малому» такті виробляється аналіз (за допомогою циклу по всім комп'ютерам) регістрів з однаковим номером всіх буферів вузлових комп'ютерів БВК. Така обробка на не паралельно моделюючому комп'ютері найбільшою мірою відображає паралельну роботу буферів.

У «великому» такті, що реалізує циклічне виконання робіт малого такту по всім регістрам буферів, проводиться аналіз і зміна (включаючи просування заявок) стану всіх буферів вузлових комп'ютерів.

Так як модель реалізується на одному комп'ютері, необхідна синхронізація запису заявки (просування) в буфер обраного суміжного комп'ютера. Вона повинна виключити негайне використання одним вузловим комп'ютером результату цього запису в тому ж малому такті її аналізу на іншому вузловому комп'ютері. Запис в новому місці повинен аналізуватися не раніше ніж в наступному такті.

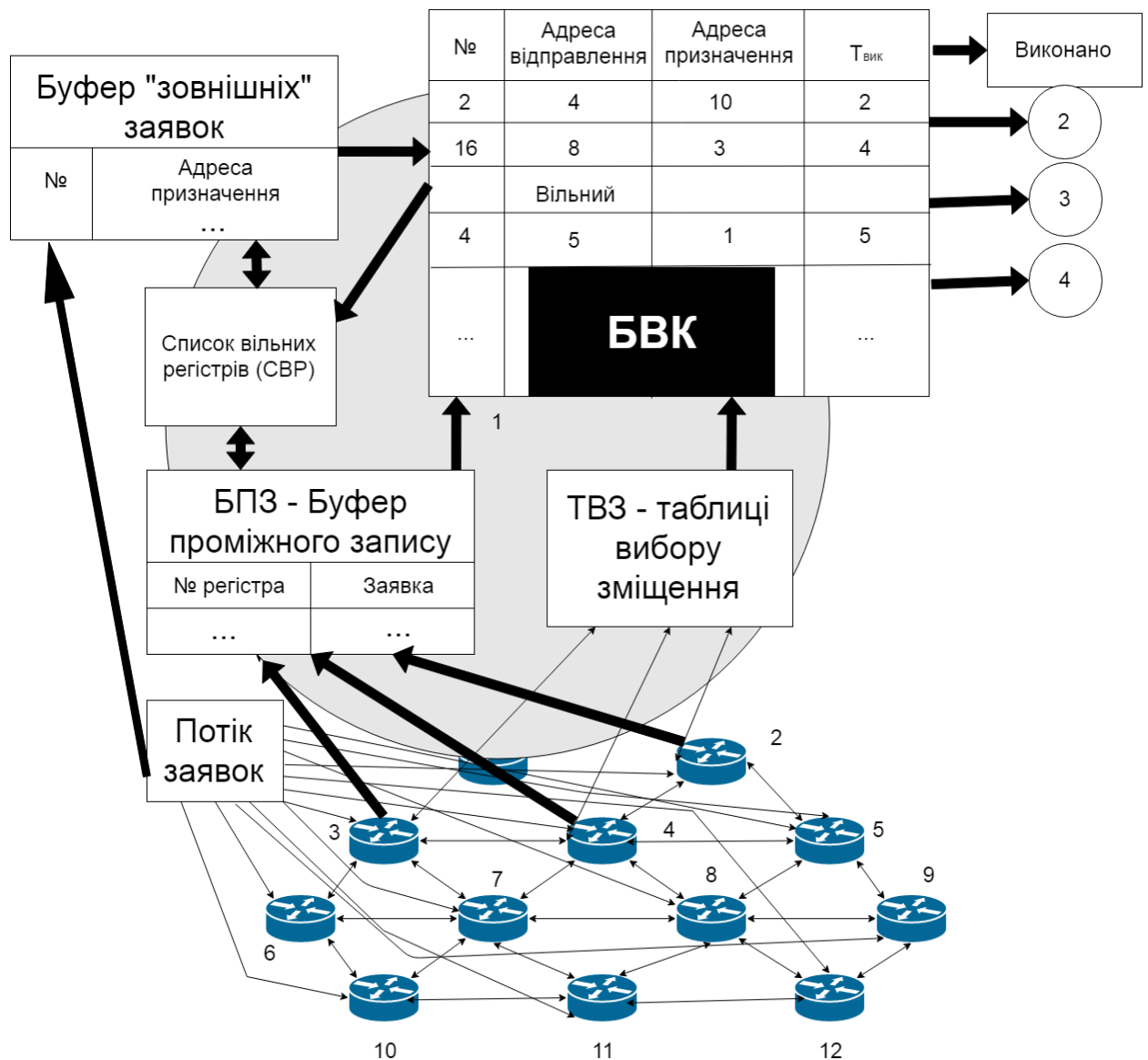


Рисунок 3.1 Інформаційна взаємодія блоків моделі

Для такої синхронізації використовується *буфер проміжного запису* БПЗ. Тоді обробка інформації в малому такті повинна починатися з розміщення заявок, що надійшли за вказаним в них номером регістра буфера. Ці номери, в свою чергу, беруться з початку списку вільних регістрів СВР буфера при організації зміщення заявки в даний буфер. В цьому випадку використаний регістр виключається з СВР, який поповнюється в результаті зсуву (просування) заявок [30].

Кожен регістр БВК - буфера вузлового комп'ютера містить чотири позиції: унікальний номер заявки в системі, що є її ім'ям, адреса

відправлення, адреса призначення, час $T_{вик}$ виконання. Значення $T_{вик}$ накопичується з моменту надходження заявки в процесі просування (включаючи очікування на проміжних вузлах проходження) до вузла призначення.

Передбачається, що заявка умовно виконується в малому такті, при аналізі вміщуючого її регістра вузлового комп'ютера - адресата. Тоді лічильник виконаних заявок збільшується на одиницю. Час її виконання $T_{вик}$ зберігається для знаходження середнього. Заявка знищується, а номер займаного нею регістра доповнює список вільних регістрів СВР даного БВК. Важливим інформаційним джерелом для кожного вузлового комп'ютера є набір таблиць вибору зміщення ТВЗ. У кожній таблиці відображається матриця проходження для того фрагмента логічної нейронної мережі, який відповідає системі прийняття рішень про направлення зміщення при просуванні за даною адресою. Тобто, кожен такий фрагмент відповідає одному з вузлів можливого призначення, за винятком номера даного і суміжних йому комп'ютерів.

ТВЗ викликається для прийняття рішення про усунення аналізованої заявки в БВК суміжного вузлового комп'ютера, на підставі зазначеної в ній адреси призначення. Спочатку в ТВЗ відображені тільки переваги при цьому зміщенні. Остаточний вибір проводиться на основі значень k до завантаження БВК, що приходять від суміжних комп'ютерів.

Основні припущення, прийняті при моделюванні:

– Обсяг буфера заявок одного вузлового комп'ютера обумовлений продуктивністю комп'ютера - кількістю оброблюваних заявок за один «великий» такт. Він повинен вміщати необхідну кількість $N \geq (S_{необ}/n + S_{очік})$ заявок. Це - максимальна кількість заявок в такті, віднесена до одного вузла і збільшена на очікувану кількість заявок, затриманих через переповнення буферів зміщення.

- Щоб обмежити кількість $S_{очік}$ реєстрів, займаних чекають заявками, передбачалося, що накопичений при їх аналізі час виконання не повинен перевищувати довжини D максимального шляху в графі, утвореному мережею ($T_{вик} \leq D$). Це максимальний час, за яке, зміщуючись в кожному такті, заявка може пройти всю мережу «наскрізь». Застрягла таким чином заявка з обслуговування знімається.
- При моделюванні обсяг буфера не варіюється.
- Нові заявки, що надійшли до вузлового комп'ютера, записуються в БВК, заповнений не більше ніж на 90% свого об'єму. Цим створюється резерв і пріоритет для просування заявок, вже прийнятих до обслуговування.

3.3 Алгоритм моделі

Неможливо представити загальний вигляд безпроводової ТКМ на основі тільки чисельних даних основних параметрів - таких як кількість вузлів, фіксована кількість суміжних вузлів, обсяг буфера і ін., - без конкретних топологічних особливостей, що впливають із географічних особливостей і меж покриваємої території: країни, регіону, області і т.д. Більш того, усі зазначені параметри безпосередньо залежать від цієї топології.

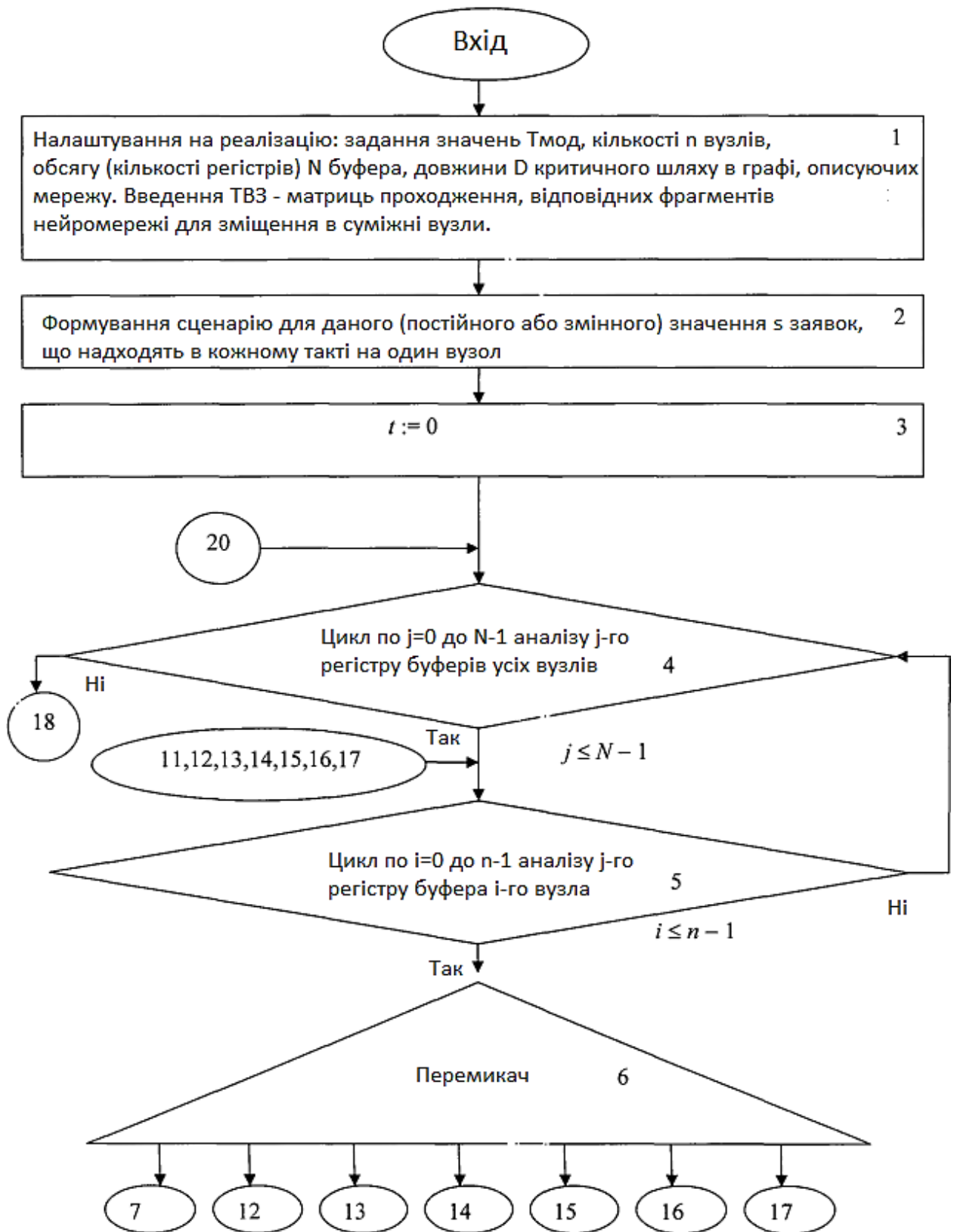
Прикладів таких топологій - існуючих і передбачуваних - так багато, що розробка методики досліджень, застосовної на етапі розробки телекомунікаційної мережі та складеної на конкретних прикладах, більш краща, ніж дослідження конкретної мережі.

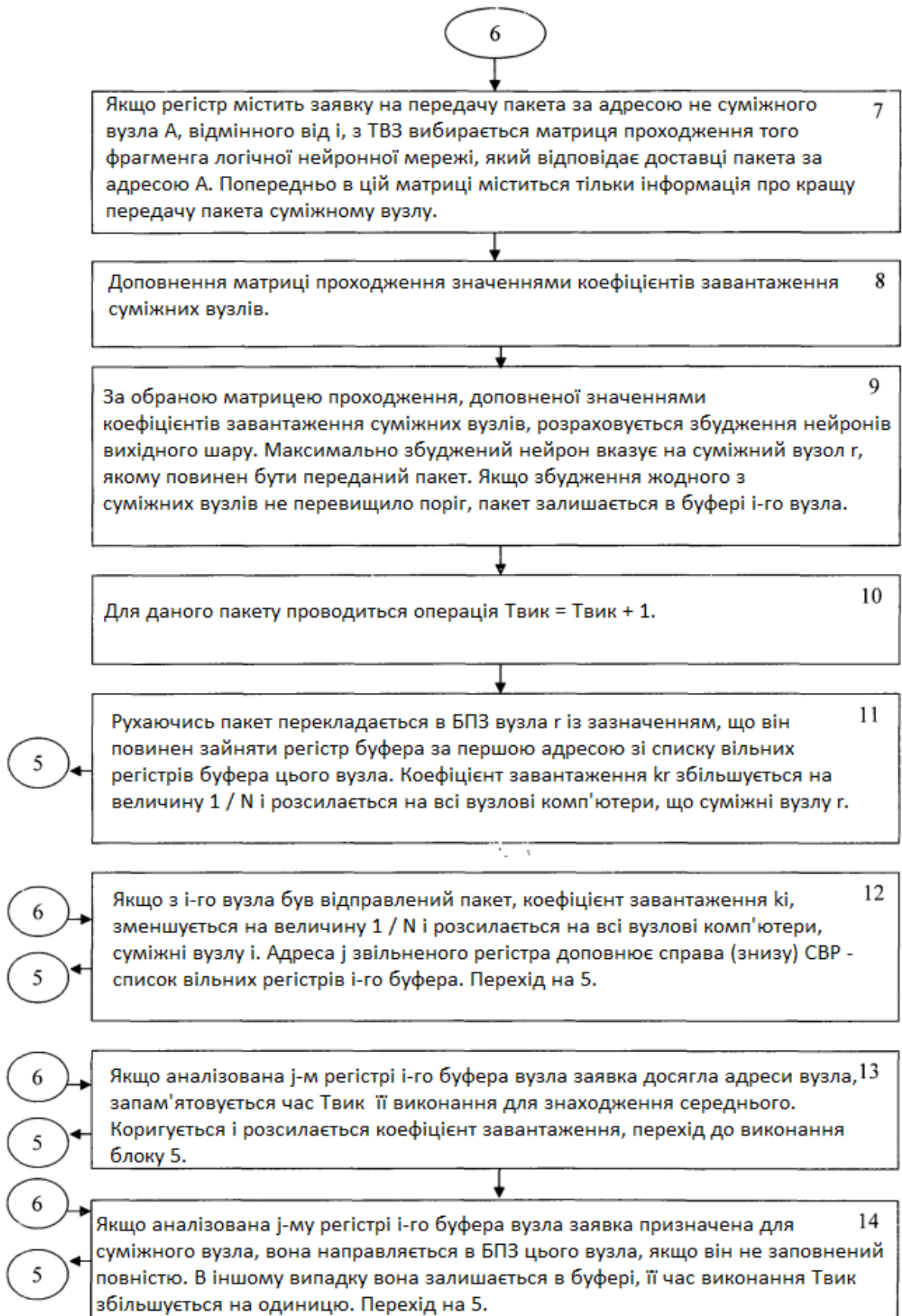
Вище, для принципової можливості збільшення пропускної здатності комп'ютерної мережі в основі ТКС, було розглянуто елементарну підструктуру такої мережі. При її аналізі було виведено алгоритм послідовних дій дослідника відповідно до пропонованого алгоритму

маршрутизації. Узагальнення цього алгоритму було покладено в основу моделювання [9].

Схема такої моделі представлена на рисунку 3.2.

Основна концепція моделювання базується на максимально можливій імітації паралельної і незалежної роботи вузлових комп'ютерів в мережі. Для цього послідовно досліджуються регістри з одним і тим же номером за всіма буферами, щоб по можливості одночасно можна було змінювати стан буферів в єдиному циклі. Обмін між буферами організований з деякою затримкою так, щоб виключити негайне, випереджаюче використання модифікованої інформації до її надходження в буфер.





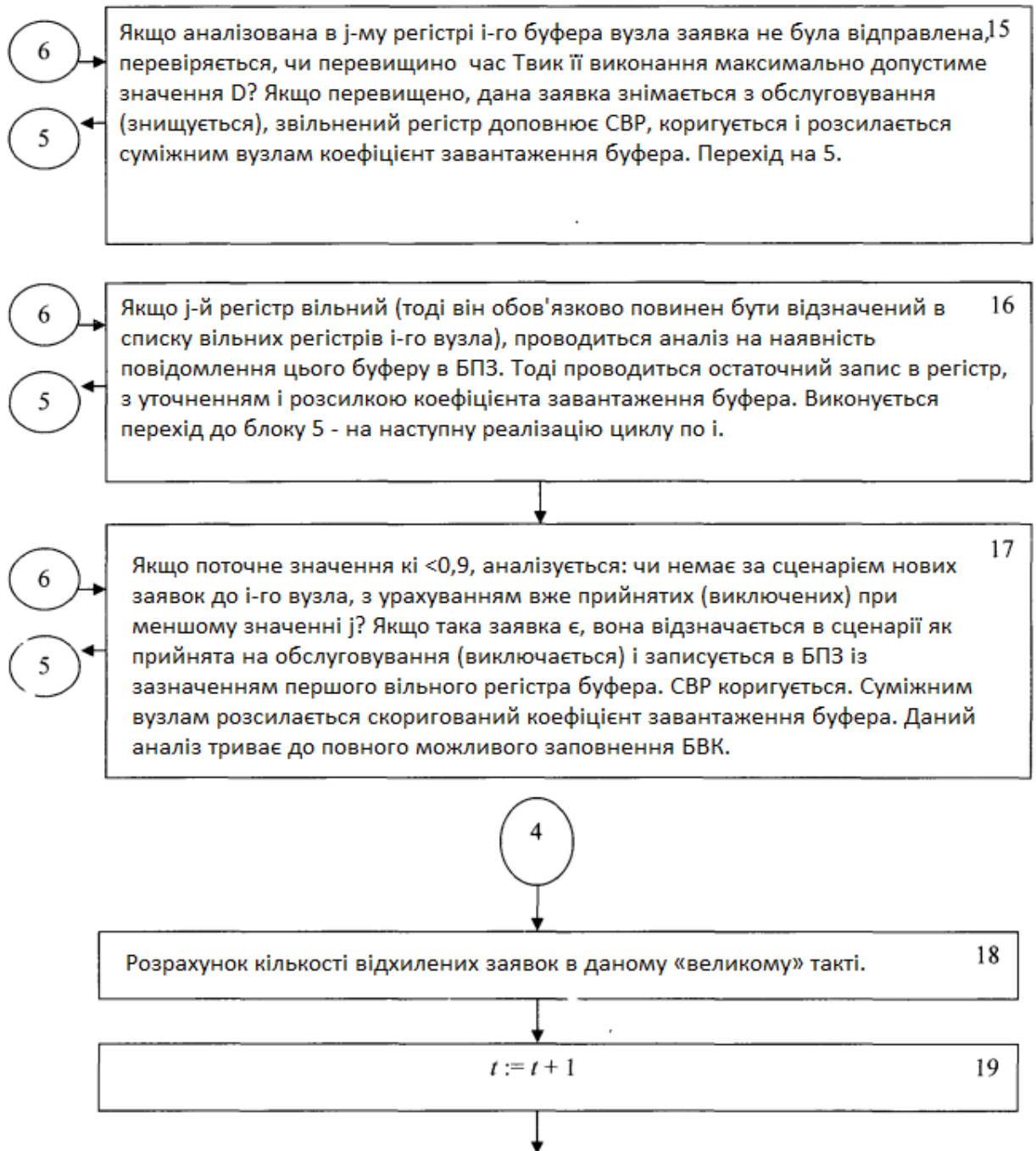




Рисунок 3.2 Блок-схема моделі

Детальне уявлення блоків алгоритму моделі майже не вимагає роз'яснення. Але деякі блоки слід додатково пояснити.

У блоці 5 організовується цикл аналізу реєстра БВК з одним і тим же номером на всіх вузлових комп'ютерах. Це - внутрішній цикл.

У блоці 4 організований зовнішній цикл по реєстрах єдиного буфера, завдяки внутрішньому циклу відображає буфера всіх вузлових комп'ютерів. Така організація циклічної обробки реєстрів буферів дозволяє максимально наблизити послідовну обробку реєстрів з одним номером до паралельної. Паралельно оброблювані в дійсності буфера, при послідовному аналізі реєстрів в моделі максимально наближаються до покрокового паралельного зміну свого стану.

Блок 7 - це один з основних блоків моделі. У ньому представлений найскладніший випадок альтернативного зміщення заявки в буфер суміжного комп'ютера, що вимагає вибору напрямку зміщення за допомогою нейронної мережі. Обробка цього випадку відображена в блоках 8-12.

У блоці 13 обробляється виконана заявка, тобто та, що досягла адреси призначення. Для подальшої статистичної обробки виконану заявку слід пов'язати з часом (номером такту) її надходження.

У блоці 14 обробляється заявка, адреса призначення якої є суміжним вузлом. Тут немає альтернативи зміщення, і заявка переводиться в буфер

попереднього запису за адресою. Якщо цей буфер переповнений, заявка залишається на місці. Її час виконання збільшується на одиницю.

У блоці 15 перевіряється, чи не перевищено час виконання невідправленої з даного регістра заявки допустиме значення? Якщо перевищено, заявка знімається з обслуговування. Цей факт фіксується для подальшої статистичної обробки.

Якщо аналізований регістр вільний (блок 16), проводиться аналіз, чи немає для нього повідомлення в буфері попереднього запису? Якщо такий запис є, вона проводиться в даний регістр. Уточняється і розсилається коефіцієнт завантаження буфера.

У блоці 17 робиться остаточна спроба максимально (не вище ніж на 90%) завантажити буфер аналізованого комп'ютера заявками, які прийшли в даному такті.

У блоках 18 - 21 відображена статистична обробка процесу виконання заявок і реалізація кроку по часу для реалізації зовнішнього циклу по всім буферам.

Уже на етапі формування алгоритму моделі виявилися труднощі, пов'язані з використанням не паралельних засобів моделювання для імітації лавинного, паралельного, динамічно адаптованого процесу, яким виявився процес покрокової альтернативної маршрутизації інформаційних пакетів.

Адже основний ефект такої маршрутизації полягає в тому, що заявки в процесі свого просування намагаються рівномірно завантажувати буфери вузлових комп'ютерів, не створюючи перевантаження окремих буферів. Це призводить до усереднення, а, отже [5], - до мінімізації середнього завантаження цих буферів. Це, в свою чергу, призводить до мінімізації часу одного циклічного огляду регістрів БВК.

Таким чином, скорочується тривалість «великого» умовного такту просування заявок, в одиницях якого вважається час покрокового

проходження заявки по вузлах до вузла призначення. Ці кроки здійснюються швидше, так як комп'ютери на кожному кроці обробляють меншу кількість заявок.

Недосконалість моделі, що полягає в імітації паралельного процесу потоку в мережі на непаралельному комп'ютері, не дозволяє визначати за допомогою таймера дійсний час виконання заявок.

Повинна бути сформульована і вирішена задача мережевого моделювання комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою ТКС. Таким чином, мережа повинна моделюватися мережею. У цьому полягають основні можливості реалізації асинхронної роботи модулів моделі при необхідній синхронізації таких спільних дій вузлових комп'ютерів, як обмін даними.

3.4 Алгоритми формування сценаріїв надходження заявок

3.4.1 Алгоритм формування сценаріїв з рівноймовірнісним вибором адрес відправлення і призначення

Нехай при одній реалізації моделі досліджується постійне в кожному такті кількість s заявок, що надходять на обслуговування комп'ютерній мережі. Номери комп'ютерів утворюють множину $\{0, 1, \dots, n-1\}$. Тоді на весь цикл моделювання $T_{\text{мод}}$ сценарій надходження заявок по «великим» тактам, без розподілу по вузловим комп'ютерам, може бути представлений у Таблиці 3.1

Таблиця 3.1 Адреси відправлення і призначення

Такти	№ заявок	Адреса відправлення	Адреса призначення
	1	4	2
0	2	10	19
...

Для формування адрес відправлення і адрес призначення використовується ДВЧ - датчик випадкових чисел (функція `rand()`), що формує числа α в діапазоні $[0 - 1]$, по рівноймовірному закону.

Використовуємо два звернення до ДВЧ для кожної з 5 заявок в такті. Отримаємо два випадкових числа α_1 і α_2 , що визначають пару « A (адреса відправлення) - B (адреса призначення)»:

$$A = [\alpha_1 * n] \quad (3.1)$$

$$B = [\alpha_2 * n] \quad (3.2)$$

Значення S може бути як постійним, так і різним в кожному такті. Це важливо враховувати, наприклад, при збільшенні інтенсивності обміну протягом деякого часу доби.

3.4.2 Алгоритм формування сценаріїв з урахуванням бажаних напрямків обміну інформаційними пакетами

Вище ми враховували досить грубе припущення про рівноймовірні напрямки обміну інформаційними пакетами. Це справедливо лише на рівні теоретичних досліджень, але не на практиці.

При проектуванні конкретної безпроводової мережі необхідно врахувати реальні переважаючі напрямки обміну, але і не виключаючи деякий фоновий рівноймовірний обмін. Тоді при формуванні реального сценарію необхідно врахувати два фактори:

1. Існування фонового потоку запитів першого типу з рівномірно розподіленими адресами вузлів-відправників і вузлів-одержувачів на всьому діапазоні номерів вузлів. Параметри цього потоку вибираються на основі очікуваних середньостатистичних значень.

2. Існування одного або більше бажаних напрямків передачі інформаційних пакетів, що накладаються на фоновий потік.

З огляду на кращий обмін в двох можливих напрямках, слід виділити два центральних вузла, навколишні вузли яких беруть участь в обміні. Вони бувають і відправниками, і одержувачами. Таким чином, при формуванні однієї заявки на передачу пакета (кадру) за пріоритетним напрямком обміну, необхідно використовувати окіл центрального вузла-відправника А. Згідно із законом розподілу ймовірностей, близького до нормального, заявка на відправлення закріплюється за певним вузлом, відповідно до віддаленості цього вузла від центрального вузла А.

Імітація нормального закону не потрібна, якщо точно відомо, що А єдиний вузол, який утворює бажаний напрямок обміну.

Таким же чином, для іншого центрального вузла В цього напрямку формується адреса вузла-одержувача.

Вибираючи випадковим чином вузли А чи В, можна формувати заявки проходження пакетів з навколишніх вузлів А до навколишніх вузлів В, або навпаки.

Розглянемо докладніше пропонований алгоритм.

Нехай А - центральний вузол деякої області мережі, яка є джерелом заявок високої інтенсивності. Інші r вузлів цієї області, в міру віддалення від вузла А, забезпечують меншу інтенсивність таких заявок, що сходять нанівець на кордоні області. Таким чином, ймовірність формування заявок на передачу пакетів з зазначеній галузі розподілена по нормальному закону з математичним очікуванням, відповідним вузлу А.

Нехай В - центральний вузол іншій області мережі, що складається з вузлів призначення l і є областю прийому заявок високої інтенсивності, що виходять з області вузла А. Інтенсивність «споживання» також відповідає нормальному закону розподілу ймовірностей по вузлах області В.

Необхідно сформувати випадкову адресу вузла-відправлення з області вузла А і випадкову адресу вузла-призначення заявки з області вузла В.

Впорядкуємо безліч вузлів, що входять в область вузла A , включаючи цей вузол, так, щоб отримати послідовність, подібну відображенню нормального закону розподілу ймовірностей формування заявок з центром у вузлі A . А саме, розташуємо номер (унікальне ім'я) вузла A в центрі послідовності. Ліворуч і праворуч в порядку неспадання відстані від вузла A порівну розмістимо номери (унікальні імена) інших вузлів області. Пронумеруємо зліва направо всі номери (унікальні імена) вузлів. Отримаємо дві послідовності, між елементами яких існує взаємно однозначна відповідність:

$$\mathbf{A} = \{A_1, A_2, \dots, A_{[0,5r]}, A, A_{[0,5r]+1}, \dots, A_r\} \quad (3.3)$$

$$\mathbf{I} = \{0, 1, \dots, [0,5r]-1, [0,5r], [0,5r]+1, \dots, r\} \quad (3.4)$$

Як і в попередньому розділі, скористаємося датчиком випадкових чисел ДВЧ. В результаті триразового звернення до ДВЧ знайдемо три випадкових числа $\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3$ (між нулем і одиницею) і розрахуємо (номер μ_1 в другій послідовності, що відповідає номеру вузла A_v з першої послідовності:

$$\mu_1 = r * \frac{\alpha_1 + \alpha_2 + \alpha_3}{3} \quad (3.5)$$

Вузол A_v є вузлом відправлення.

Аналогічно знаходиться адреса вузла призначення. Спочатку складаються дві послідовності - номерів (імен) вузлів-околів вузла B і їх номерів в цій послідовності:

$$\mathbf{B} = \{B_1, B_2, \dots, B_{[0,5l]}, B, B_{[0,5l]+1}, \dots, B_l\} \quad (3.6)$$

$$\mathbf{J} = \{0, 1, \dots, [0,5l]-1, [0,5l], [0,5l]+1, \dots, l\} \quad (3.7)$$

Між елементами цих послідовностей встановлено взаємно однозначна відповідність.

В результаті триразового звернення до ДВЧ знайдемо три випадкових числа $\alpha_4, \alpha_5, \alpha_6$ і розрахуємо номер μ_2 у в другій послідовності, що відповідає номеру вузла B_v з першої послідовності:

$$\mu_2 = l * \frac{\alpha_4 + \alpha_5 + \alpha_6}{3} \quad (3.8)$$

Вузол B_v є вузлом призначення.

Міняючи місцями в алгоритмі вузли A і B , можна створювати заявки, які прямують у зворотному напрямку.

Висновки до розділу 3

1. Завдання оцінки характеристик комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною мережею, і управління її трафіком зводиться до побудови детермінованої імітаційної моделі, що включає до складу модулів реалізацію адаптивного алгоритму покрокової альтернативної маршрутизації. На її вхід випадковим чином повинні подаватися заявки користувачів в псевдореальному масштабі часу - в тактах роботи моделі.

2. Доцільно для кожної реалізації моделі (для кожного експерименту) задавати постійне число s заявок в кожному такті. Зміна значення s для різних експериментів відповідає навантаженню на мережу. Однак, з огляду на те, що завданням моделювання є не отримання абсолютних показників, а порівняння способів маршрутизації, для підвищення достовірності висновків і наочності, можливо варіювання значення s протягом часу одного експерименту. Це призводить до необхідності розгляду інтенсивності потоку заявок по наростанню. Це дозволяє простежити процес адаптації комп'ютерної мережі до наростаючого перевантаження і порівняти можливості альтернативної і безальтернативної маршрутизації по підвищенню пропускної здатності мережі та ймовірності виконання заявок.

3. Основними критеріями ефективності при застосуванні засобів адаптивної маршрутизації, що лежать в основі моделювання, є:

- мінімум середнього часу виконання запиту $T_{CP} \rightarrow \min$;
- максимум ймовірності виконання заявки $P \rightarrow \max$;

- максимум пропускної здатності мережі при обмеженні на ймовірність обслуговування $S_p \rightarrow \max$.

4. Обсяги буферів вузлових комп'ютерів повинні бути досить великі як для прийому заявок, так і для створення необхідного резерву при просуванні заявок, вже прийнятих на обслуговування.

5. Представлений алгоритм і блок-схема імітаційної моделі комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою ТКМ.

6. Розроблено методи побудови сценаріїв надходження заявок на передачу інформаційних пакетів в комп'ютерній мережі. Методи припускають як рівноймовірний розподіл заявок по вузлах мережі, так і виділення одного або декількох більш навантажених напрямків.

4 ОЦІНКА ЕФЕКТИВНОСТІ АДАПТИВНОГО АЛГОРИТМУ АЛЬТЕРНАТИВНОЇ ПОКРОКОВОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ

4.1. Вибір структури комп'ютерної мережі для моделювання

Отже, предметом досліджень є комп'ютерна мережа, на якій задано відношення суміжності вузлових комп'ютерів. Кожному вузловому комп'ютеру відповідає декілька суміжних вузлових комп'ютерів з обмеженою відстанню до них. Безпосередня передача інформаційних пакетів (кадрів) можлива тільки між суміжними вузловими комп'ютерами. Якщо комп'ютер не належить множині суміжних вузлів даного комп'ютера, то зв'язок з ним можливий тільки транзитом [4,31]. При цьому маршрут починається передачею пакета деякого суміжного вузла. Така мережа не може бути довільно доповнена лініями передачі даних, що зв'язують безпосередньо вузли, які не є суміжними, відповідно до обмеження відстані до них.

Основною метою моделювання в даній роботі не є знаходження абсолютних оцінок процесу виконання заявок до комп'ютерної мережі. Видаються більш важливими порівняльні оцінки ефективності застосування альтернативного і безальтернативного алгоритмів покрокової маршрутизації при обробці заявок на передачу інформаційних пакетів (кадрів) в мережі.

Розглянемо приклад комп'ютерної мережі, зображеної на рисунку 3.1 і представлений граф на рисунку 4.1.

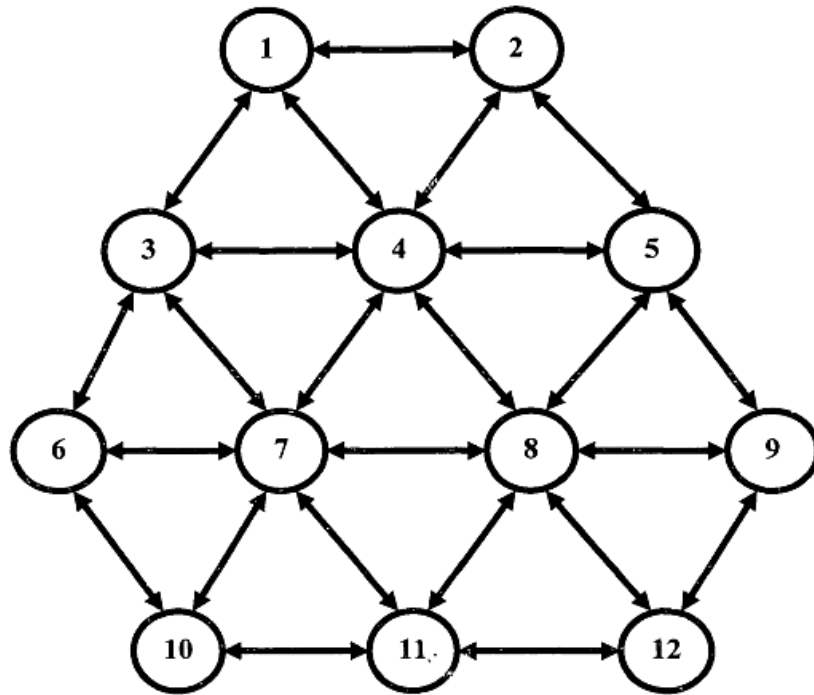


Рисунок 4.1 Граф телекомунікаційної мережі

На рисунку 4.1. показано відношення суміжності вузлових комп'ютерів. Відповідно до нього повинні бути розроблені логічні нейронні мережі для кожного вузлового комп'ютера, що визначають напрямки зміщення заявок для транзитної доставки інформаційних пакетів за адресами комп'ютерів, які не є суміжними. Нейронні мережі представлені за допомогою таблиць вибору зсуву (ТВЗ). Ці таблиці спочатку містять матриці проходження (без значень коефіцієнтів завантаження,) фрагментів логічної нейронної мережі, кожен з яких відображає один або кілька можливих адрес призначення, крім суміжних комп'ютерів.

У кожній матриці проходження, складеної для одного або декількох адрес призначення, використовуються ваги кращого зміщення. Вони не можуть бути рекомендовані поза розглядом топологічної і навіть географічної структури мережі, а також основних потоків заявок. Тому в розглянутому прикладі при виборі значень таких ваг заданий довільно, що має на увазі аналіз конкретної мережі і уявну доцільність. Наприклад, необхідно враховувати природне прагнення рухатися в напрямку адреси

призначення. Тому ваги зв'язків, що ведуть у зворотному напрямку, покладаються рівними нулю. Однак враховуються і не зовсім прямі, а і кілька кружних шляхів просування заявок. Як правило, ваги таких зсувів значно менше одиниці [21,30].

Розглянемо докладно побудову ТВЗ для вузлового комп'ютера 1 при виборі зміщення заявок, слідуючих вузловими комп'ютерами 5-12.

Фрагмент логічної нейронної мережі для адреси призначення 5, зазначеного в заявці, аналізованій вузловим комп'ютером 1, представлений на рисунку 4.2.

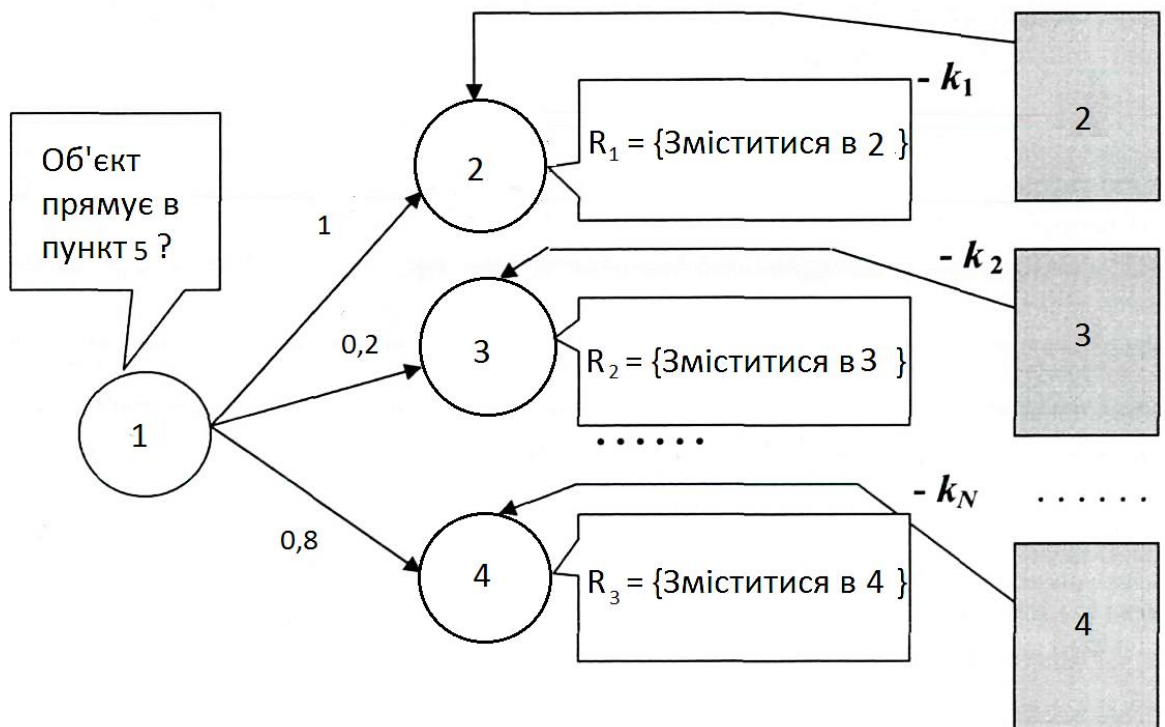


Рисунок 4.2 Фрагмент логічної нейронної мережі для визначення зміщення при проходженні інформаційного пакету до комп'ютера 5

Матриця проходження для виконання необхідного зсуву, в якій динамічно будуть проставлені значення коефіцієнтів завантаження буферів суміжних комп'ютерів, представлена в Таблиці 4.1.

Таблиця 4.1 Матриця проходження фрагмента логічної нейронної мережі - Таблиця зсуву для передачі пакета від комп'ютера 1 комп'ютера 5

Адрес призначення	Суміжні вузли		
	2	3	4
5	2	3	4
Ваги переважного зміщення	1	0,2	0,8
Ваги зворотних зв'язків	-к ₂	-к ₃	-к ₄
Рішення R ₂ : Передати пакет вузлу 2	1 - к ₂		
Рішення R ₃ : Передати пакет вузлу 3		0,2 - к ₃	
Рішення R ₄ : Передати пакет вузлу 4			0,8 -к ₄

Для комп'ютера 1 і всіх транзитних адрес призначення (включаючи розглянуту адресу 5) складемо єдину таблицю (Таблиця 4.2), де в правих стовпцях будемо вказувати варіант безальтернативного зміщення заявок. Для скорочення обсягу залишимо в цій таблиці (і всіх подібних далі) рядки матриць проходження, відповідні апріорно (з міркувань здорового глузду) завданням бажаних ваг зміщення.

Таблиця 4.2 Таблиця переважного зміщення для комп'ютера 1

Адреса призначення	Альтернативне зміщення			Безальтернативне зміщення		
	Суміжні комп'ютери			Суміжні комп'ютери		
	2	3	4	2	3	4
5	1	0,2	0,8	1		
6	0,1	1	0,2		1	6
7, 10, 11		1	1		1	
8	0,8	0,5	1			1
9	1		1	1		
12	0,8	0,5	1			1

Таблиця 4.3 Таблиця переважного зміщення для комп'ютера 2

Адреса призначення	Альтернативне зміщення			Безальтернативне зміщення		
	Суміжні комп'ютери			Суміжні комп'ютери		
	1	4	5	1	4	5
3	1	1		1		
6	1	1	0,5		1	
7, 10, 11	0,8	1	0,8		1	
8		1	1			1
9	0,2	0,8	1			1
12	0,2	1	1		1	

Таблиця 4.4 Таблиця кращого зміщення для комп'ютера 3

Адреса призначення	Альтернативне зміщення				Безальтернативне зміщення			
	Суміжні комп'ютери				Суміжні комп'ютери			
	1	4	6	7	1	4	6	7
2	1	0,8			1			
5	0,6	1		0,6		1		
8, 9, 12		1		1		1		
10			1	1			1	
11		0,6	0,6	1				1

Таблиця 4.5 Таблиця кращого зміщення для комп'ютера 4

Адреса призначення	Альтернативне зміщення						Безальтернативне зміщення					
	Суміжні комп'ютери						Суміжні комп'ютери					
	1	2	3	5	7	8	1	2	3	5	7	8

6			1		1				1			
9				1		1				1		
10			0,5		1	0,5					1	
11			0,2	0,2	1	1						1
12				0,5	0,5	1						1

Таблиця 4.6 Таблиця кращого зміщення для комп'ютера 5

Адреса призначення	Альтернативне зміщення				Безальтернативне зміщення			
	Суміжні комп'ютери				Суміжні комп'ютери			
	2	4	8	9	2	4	8	9
1	1	0,8	0,2		1			
3	0,5	1		0,5		1		
6, 7, 10	0,2	1	1	0,2		1		
11			1	0,6			1	
12			0,8	1				1

Таблиця 4.7 Таблиця кращого зміщення для комп'ютера 6

Адреса призначення	Альтернативне зміщення			Безальтернативне зміщення		
	Суміжні комп'ютери			Суміжні комп'ютери		
	3	7	10	3	7	10
1	1	0,5		1		
2, 4, 5	1	1		1		
8, 9, 12	0,5	1	0,5		1	
11		1	1			1

Таблиця 4.8 Таблиця кращого зміщення для комп'ютера 7

Адреса призначення	Альтернативне зміщення						Безальтернативне зміщення					
	Суміжні комп'ютери						Суміжні комп'ютери					
	3	4	6	8	10	11	3	4	6	8	10	11
1	1	1					1					
2	0,4	1		0,4				1				
5	0,2	1		1		0,2		1				
9		0,2		1		0,2				1		
12				0,8	0,5	1						1

Таблиця 4.9 Таблиця кращого зміщення для комп'ютера 8

Адреса призначення	Альтернативне зміщення						Безальтернативне зміщення					
	Суміжні комп'ютери						Суміжні комп'ютери					
	4	5	7	9	11	12	4	5	7	9	11	12
1	1	0,5	0,5				1					
2	0,8	1	0,2					1				
3	1		1				1					
6	0,5		1		0,5				1			
10	0,2		1		1	0,5					1	

1	1	1	0,5		1			
2	1	1		0,5		1		
3	1	0,5	0,5		1			
4	1	1	0,5	0,5	1			
5	0,5	1		0,5		1		
6	1	0,5	1		1			
9	0,5	1		1				1

Таблиця 4.13 Таблиця кращого зміщення для комп'ютера 12

Адреса призначення	Альтернативне зміщення			Безальтернативне зміщення		
	Суміжні комп'ютери			Суміжні комп'ютери		
	8	9	11	8	9	11
1	1	0,8	0,8	1		
2	0,8	1	0,5		1	
3	0,8	0,2	1			1
4	1	0,5	0,5	1		
5	1	1	0,5	1		
6	1	0,5	1			1
7	1	0,5	1			1
10	0,5		1			1

Обсяг буфера N вибирається з міркувань мінімальної достатності для усередненого завантаження в процесі обробки потоку заявок. Адже великий

обсяг буфера призводить до підвищення вимог до продуктивності обчислювальних засобів або до збільшення довжини такту обробки заявок.

У той же час, модельований обсяг буфера не повинен виключати конфлікти, що виникають при просуванні заявок, демонструючи переваги алгоритму альтернативної маршрутизації в порівнянні з безальтернативною. При моделюванні $N = 6$.

4.2. Обґрунтування сценаріїв надходження заявок

Конкретизація цілей моделювання служить вибору необхідних сценаріїв надходження заявок на обслуговування комп'ютерною мережею.

1. Головним завданням моделювання є порівняльна оцінка середнього часу виконання заявок - для альтернативної та безальтернативної покрокової маршрутизації. Для вирішення цього завдання експерименти моделювання повинні бути основані на сценаріях, де в кожному такті часу $T_{\text{мод}}$ має формуватися постійна кількість s заявок. Кілька l тактів доповнюють цей час моделювання. Вони повинні бути «порожніми» - щоб дослідник міг упевнитися в остаточному виконанні всіх заявок. Значення s має наростати від експерименту до експерименту. Це необхідно для побудови залежності середнього часу виконання заявок від їх інтенсивності в такті: $T_{\text{вик (ср)}}(s)$.

Однак у зазначеній порівняльній оцінці не становлять інтерес точні значення часу виконання. Досить порівняти очікувані перевищення деякого мінімального часу виконання заявок. Мінімальний час (в тактах) виконання заявки рівно збільшеною на одиницю довжини шляху від адреси відправлення до адресою призначення, якщо в кожному такті виробляється її зміщення. Це означає, що при аналізі альтернативного і безальтернативного алгоритмів маршрутизації необхідно досліджувати середнє перевищення дійсного часу виконання з їх допомогою заявок у порівнянні з мінімально можливим часом їх виконання.

Одночасно йде підрахунок «відмовних» заявок, тобто, заявок, знятих з обслуговування через перевантаження буферів. Ці заявки або не приймаються на обслуговування через перевантаження буферів комп'ютерів, на які вони надходять, або накопичений динамічно час їх виконання перевищив допустиме. Тоді ймовірність P виконання заявки всією мережею в цілому знаходиться як відношення кількості виконаних заявок до кількості всіх заявок. Таким чином, може бути побудована залежність

$$P(S), \text{ де } S = s \times T_{\text{мод}} \quad (4.1)$$

Алгоритм моделі враховує, що прийняті на обслуговування заявки виконуються на фоні виконання раніше надійшовших. Це створює навантаження на мережу. У зв'язку з такою обробкою заявок доцільно для кожного такту локалізувати ймовірність виконання заявок, що надійшли в даному такті, у відповідності зі значенням s .

2. Для імітації максимального навантаження на порівняно невелику ТКМ доцільно вибрати «наскрізні» сценарії, які передбачають переважну передачу інформаційних пакетів в різних напрямках від однієї границі мережі до протилежної, як було показано в 2.2. Тут стає особливо актуальним порівняння перевищення мінімально можливого часу виконання заявок для альтернативної та безальтернативною маршрутизації. Це враховується при моделюванні.

3. Представляє інтерес випадок, коли сценарій проходження заявок протягом часу моделювання (крім l останніх тактів) організований за принципом наростання інтенсивності $s(t)$ потоку заявок по тактам.

Такий сценарій дозволяє визначити, на якому кроці, при якій інтенсивності потоку відбуваються суттєві затримки в часі виконання заявок, тобто, встановити потактову залежність середнього часу виконання заявок від кількості надійшовших в кожному такті. Такий сценарій також дозволяє визначити, коли, при якому динамічно сформованому наростаючому

навантаженні, частота відмов починає перевищувати допустиме значення, обумовлене технічним завданням на розробку системи.

Приклад сценарію з постійною інтенсивністю потоку заявок по тактам, призначеного для дослідження наведеної вище (Рисунок 4.1) комп'ютерної мережі при $T_{\text{мод}} = 10$, наведено в таблиці 4.14. Тут $s = 12$, $S = 120$.

Таблиця 4.14 Сценарій з постійною інтенсивністю потоку заявок

Такти	Заявки на передачу
0	$v_1 = (3 \rightarrow 9)$, $v_2 = (1 \rightarrow 11)$, $v_3 = (5 \rightarrow 6)$, $v_4 = (9 \rightarrow 3)$, $v_5 = (5 \rightarrow 10)$, $v_6 = (2 \rightarrow 11)$, $v_7 = (6 \rightarrow 12)$, $v_8 = (11 \rightarrow 2)$, $v_9 = (6 \rightarrow 5)$, $v_{10} = (12 \rightarrow 3)$, $v_{11} = (10 \rightarrow 2)$, $v_{12} = (12 \rightarrow 1)$,
1	$v_{13} = (2 \rightarrow 10)$, $v_{14} = (1 \rightarrow 12)$, $v_{15} = (3 \rightarrow 9)$, $v_{16} = (6 \rightarrow 5)$, $v_{17} = (10 \rightarrow 2)$, $v_{18} = (12 \rightarrow 3)$, $v_{19} = (12 \rightarrow 3)$, $v_{20} = (9 \rightarrow 3)$, $v_{21} = (1 \rightarrow 11)$, $v_{22} = (9 \rightarrow 6)$, $v_{23} = (5 \rightarrow 10)$, $v_{24} = (10 \rightarrow 5)$,
2	$v_{25} = (1 \rightarrow 12)$, $v_{26} = (5 \rightarrow 10)$, $v_{27} = (12 \rightarrow 3)$, $v_{28} = (11 \rightarrow 2)$, $v_{29} = (12 \rightarrow 2)$, $v_{30} = (9 \rightarrow 6)$, $v_{31} = (9 \rightarrow 10)$, $v_{32} = (1 \rightarrow 11)$, $v_{33} = (1 \rightarrow 11)$, $v_{34} = (10 \rightarrow 5)$, $v_{35} = (9 \rightarrow 1)$, $v_{36} = (2 \rightarrow 11)$
3	$v_{37} = (9 \rightarrow 6)$, $v_{38} = (1 \rightarrow 11)$, $v_{39} = (9 \rightarrow 1)$, $v_{40} = (9 \rightarrow 3)$, $v_{41} = (12 \rightarrow 1)$, $v_{42} = (3 \rightarrow 9)$, $v_{43} = (11 \rightarrow 1)$, $v_{44} = (10 \rightarrow 1)$, $v_{45} = (1 \rightarrow 12)$, $v_{46} = (3 \rightarrow 12)$, $v_{47} = (12 \rightarrow 3)$, $v_{48} = (10 \rightarrow 2)$
4	$v_{49} = (1 \rightarrow 12)$, $v_{50} = (5 \rightarrow 10)$, $v_{51} = (12 \rightarrow 1)$, $v_{52} = (2 \rightarrow 11)$, $v_{53} = (5 \rightarrow 10)$, $v_{54} = (12 \rightarrow 1)$, $v_{55} = (2 \rightarrow 11)$, $v_{56} = (2 \rightarrow 11)$, $v_{57} = (9 \rightarrow 6)$, $v_{58} = (10 \rightarrow 1)$, $v_{58} = (1 \rightarrow 1)$, $v_{60} = (6 \rightarrow 12)$
5	$v_{61} = (3 \rightarrow 12)$, $v_{62} = (12 \rightarrow 1)$, $v_{63} = (1 \rightarrow 12)$, $v_{64} = (12 \rightarrow 1)$, $v_{65} = (12 \rightarrow 3)$, $v_{66} = (11 \rightarrow 1)$, $v_{67} = (6 \rightarrow 9)$, $v_{68} = (11 \rightarrow 1)$, $v_{69} = (6 \rightarrow 5)$, $v_{70} = (3 \rightarrow 12)$, $v_{71} = (11 \rightarrow 2)$, $v_{72} = (12 \rightarrow 2)$
6	$v_{73} = (1 \rightarrow 12)$, $v_{74} = (11 \rightarrow 2)$, $v_{75} = (10 \rightarrow 2)$, $v_{76} = (12 \rightarrow 3)$, $v_{77} = (2 \rightarrow 12)$, $v_{78} = (6 \rightarrow 9)$, $v_{79} = (10 \rightarrow 5)$, $v_{80} = (11 \rightarrow 2)$, $v_{81} = (10 \rightarrow 2)$, $v_{82} = (11 \rightarrow 2)$, $v_{83} = (1 \rightarrow 12)$, $v_{84} = (2 \rightarrow 11)$

7	$v_{85} = (11 \rightarrow 2), v_{86} = (3 \rightarrow 12), v_{87} = (1 \rightarrow 12), v_{88} = (5 \rightarrow 6),$ $v_{89} = (9 \rightarrow 3), v_{90} = (6 \rightarrow 12), v_{91} = (3 \rightarrow 12), v_{92} = (12 \rightarrow 1),$ $v_{93} = (1 \rightarrow 11), v_{94} = (2 \rightarrow 12), v_{95} = (3 \rightarrow 12), v_{96} = (12 \rightarrow 1)$
8	$v_{97} = (1 \rightarrow 11), v_{98} = (2 \rightarrow 12), v_{99} = (3 \rightarrow 12), v_{100} = (12 \rightarrow 1),$ $v_{101} = (10 \rightarrow 1), v_{102} = (1 \rightarrow 11), v_{103} = (5 \rightarrow 10), v_{104} = (1 \rightarrow 11),$ $v_{105} = (12 \rightarrow 3), v_{106} = (11 \rightarrow 2), v_{107} = (3 \rightarrow 12), v_{108} = (11 \rightarrow 2)$
9	$v_{109} = (1 \rightarrow 11), v_{110} = (2 \rightarrow 12), v_{111} = (5 \rightarrow 10), v_{112} = (1 \rightarrow 12),$ $v_{113} = (9 \rightarrow 6), v_{114} = (6 \rightarrow 2), v_{115} = (3 \rightarrow 12), v_{116} = (11 \rightarrow 2),$ $v_{117} = (12 \rightarrow 3), v_{118} = (11 \rightarrow 2), v_{119} = (3 \rightarrow 12), v_{120} = (11 \rightarrow 2)$

Приклад сценарію з наростаючою інтенсивністю наведено в Таблиці 4.15. Тут s росте по тактам від $s = 10$ (в такті 0) до 24 (в такті 7).

Таблиця 4.15 Сценарій надходження заявок з наростаючою інтенсивністю

Такти	Заявки на передачу
0	$v_1 = (10 \rightarrow 2), v_2 = (1 \rightarrow 12), v_3 = (11 \rightarrow 1), v_4 = (1 \rightarrow 10),$ $v_5 = (12 \rightarrow 2), v_6 = (9 \rightarrow 6), v_7 = (12 \rightarrow 3), v_8 = (10 \rightarrow 9),$ $v_9 = (12 \rightarrow 6), v_{10} = (1 \rightarrow 11),$
1	$v_{11} = (12 \rightarrow 3), v_{12} = (11 \rightarrow 1), v_{13} = (2 \rightarrow 10), v_{14} = (5 \rightarrow 6),$ $v_{15} = (1 \rightarrow 5), v_{16} = (5 \rightarrow 1), v_{17} = (4 \rightarrow 2), v_{18} = (2 \rightarrow 4),$ $v_{19} = (1 \rightarrow 5), v_{20} = (5 \rightarrow 1), v_{21} = (2 \rightarrow 4), v_{22} = (4 \rightarrow 2),$
2	$v_{23} = (6 \rightarrow 9), v_{24} = (1 \rightarrow 12), v_{25} = (11 \rightarrow 2), v_{26} = (5 \rightarrow 6),$ $v_{27} = (2 \rightarrow 11), v_{28} = (1 \rightarrow 12), v_{29} = (11 \rightarrow 2), v_{30} = (2 \rightarrow 10),$ $v_{31} = (5 \rightarrow 6), v_{32} = (1 \rightarrow 11), v_{33} = (12 \rightarrow 3), v_{34} = (10 \rightarrow 1),$ $v_{35} = (12 \rightarrow 2), v_{36} = (11 \rightarrow 3),$
3	$v_{37} = (12 \rightarrow 2), v_{38} = (6 \rightarrow 5), v_{39} = (10 \rightarrow 1), v_{40} = (12 \rightarrow 1),$ $v_{41} = (1 \rightarrow 12), v_{42} = (2 \rightarrow 11), v_{43} = (1 \rightarrow 11), v_{44} = (2 \rightarrow 10),$ $v_{45} = (11 \rightarrow 2), v_{46} = (12 \rightarrow 1), v_{47} = (10 \rightarrow 2), v_{48} = (9 \rightarrow 3),$

	$v_{49} = (6 \rightarrow 5), v_{50} = (2 \rightarrow 10), v_{51} = (1 \rightarrow 12), v_{52} = (12 \rightarrow 2),$
4	$v_{53} = (12 \rightarrow 3), v_{54} = (11 \rightarrow 1), v_{55} = (2 \rightarrow 10), v_{56} = (5 \rightarrow 6),$ $v_{57} = (1 \rightarrow 12), v_{58} = (2 \rightarrow 11), v_{58} = (1 \rightarrow 11), v_{60} = (2 \rightarrow 11),$ $v_{61} = (3 \rightarrow 9), v_{62} = (10 \rightarrow 1), v_{63} = (12 \rightarrow 2), v_{64} = (10 \rightarrow 2),$ $v_{65} = (6 \rightarrow 5), v_{66} = (2 \rightarrow 10), v_{67} = (1 \rightarrow 12), v_{68} = (12 \rightarrow 2),$ $v_{69} = (12 \rightarrow 3), v_{70} = (10 \rightarrow 1),$
5	$v_{71} = (11 \rightarrow 2), v_{72} = (12 \rightarrow 2), v_{73} = (1 \rightarrow 12), v_{74} = (11 \rightarrow 2),$ $v_{75} = (10 \rightarrow 2), v_{76} = (12 \rightarrow 3), v_{77} = (2 \rightarrow 12), v_{78} = (6 \rightarrow 9),$ $v_{79} = (10 \rightarrow 5), v_{80} = (11 \rightarrow 2), v_{81} = (10 \rightarrow 2), v_{82} = (11 \rightarrow 2),$ $v_{83} = (1 \rightarrow 12), v_{84} = (2 \rightarrow 11), v_{85} = (11 \rightarrow 2), v_{86} = (3 \rightarrow 12),$ $v_{87} = (1 \rightarrow 12), v_{88} = (5 \rightarrow 6), v_{89} = (9 \rightarrow 3), v_{90} = (6 \rightarrow 12),$
6	$v_{91} = (3 \rightarrow 12), v_{92} = (12 \rightarrow 1), v_{93} = (1 \rightarrow 11), v_{94} = (2 \rightarrow 12),$ $v_{95} = (3 \rightarrow 12), v_{96} = (12 \rightarrow 1), v_{97} = (11 \rightarrow 2), v_{98} = (12 \rightarrow 2),$ $v_{99} = (1 \rightarrow 12), v_{100} = (5 \rightarrow 6), v_{101} = (2 \rightarrow 12), v_{102} = (11 \rightarrow 2),$ $v_{103} = (12 \rightarrow 2), v_{104} = (6 \rightarrow 5), v_{105} = (10 \rightarrow 1), v_{106} = (12 \rightarrow 1),$ $v_{107} = (2 \rightarrow 12), v_{108} = (5 \rightarrow 6), v_{109} = (1 \rightarrow 11), v_{110} = (12 \rightarrow 1),$ $v_{111} = (10 \rightarrow 1), v_{112} = (12 \rightarrow 1),$
7	$v_{113} = (12 \rightarrow 2), v_{114} = (6 \rightarrow 5), v_{115} = (10 \rightarrow 1), v_{116} = (12 \rightarrow 1),$ $v_{117} = (1 \rightarrow 12), v_{118} = (2 \rightarrow 11), v_{119} = (1 \rightarrow 11), v_{120} = (2 \rightarrow 10),$ $v_{121} = (11 \rightarrow 2), v_{122} = (12 \rightarrow 1), v_{123} = (10 \rightarrow 2), v_{124} = (9 \rightarrow 3),$ $v_{125} = (6 \rightarrow 5), v_{126} = (2 \rightarrow 10), v_{127} = (1 \rightarrow 12), v_{128} = (12 \rightarrow 2),$ $v_{129} = (10 \rightarrow 1), v_{130} = (12 \rightarrow 1), v_{131} = (1 \rightarrow 10), v_{132} = (9 \rightarrow 3),$ $v_{133} = (3 \rightarrow 12), v_{134} = (12 \rightarrow 2), v_{135} = (12 \rightarrow 2), v_{136} = (6 \rightarrow 5)$

Як зазначалося вище, для порівняльного аналізу ефективності застосування альтернативного і безальтернативного зміщення необхідно визначити нижню оцінку середнього часу виконання заявки для даної комп'ютерної мережі і даного сценарію.

Очевидно, мінімальний час виконання заявки (в тактах) дорівнює довжині найкоротшого шляху від адреси відправлення до адреси призначення, якщо в кожному такті виробляється її зміщення, збільшеної на одиницю за рахунок такту надходження.

Отже, при аналізі альтернативного і безальтернативного алгоритмів маршрутизації необхідно досліджувати середнє перевищення дійсного часу виконання заявок у порівнянні з мінімально можливим часом.

4.3 Порівняльна оцінка ефективності застосування алгоритмів альтернативної і безальтернативної покрокової маршрутизації в комп'ютерній мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною системою

4.3.1 Мета моделювання

Нагадаємо, що метою досліджень є створення методу адаптивної покрокової маршрутизації на основі алгоритму альтернативного зміщення, що дозволяє:

- мінімізувати середній час $T_{\text{вик}}$ виконання заявок за рахунок аналізу альтернативних шляхів просування, тобто, за рахунок зниження ступеня впливу конфліктів між заявками на вузлових комп'ютерах;
- максимізувати ймовірність P їх виконання за рахунок зниження часу затримки в рамках допустимого в буферах вузлових комп'ютерів;
- порівняти пропускну здатність комп'ютерної мережі, як максимально можливу кількість виконаних заявок, що надійшли в одному такті, при заданому обмеженні на ймовірність їх виконання.

Спільне виконання цих вимог дозволяє отримати максимальну пропускну здатність проектованої безпроводової ТКМ при обґрунтованому,

на етапі складання технічного завдання, обмеження допустимої ймовірності P_0 обслуговування.

4.3.2 Оцінка середнього часу виконання заявок

На рисунку 4.3 наведені графіки залежності середнього часу $T_{вик}$ виконання заявок від їх інтенсивності s надходження на мережу (Рисунок 4.1), що містить $n = 12$ вузлових комп'ютерів. Графіки складені для варіантів застосування алгоритму альтернативного зміщення і для безальтернативного зміщення. Залежності отримані на основі аналізу п'яти сценаріїв при $s = 12$ (наведено вище), 13, 14, 15, 16 для розміру буфера $N=6$

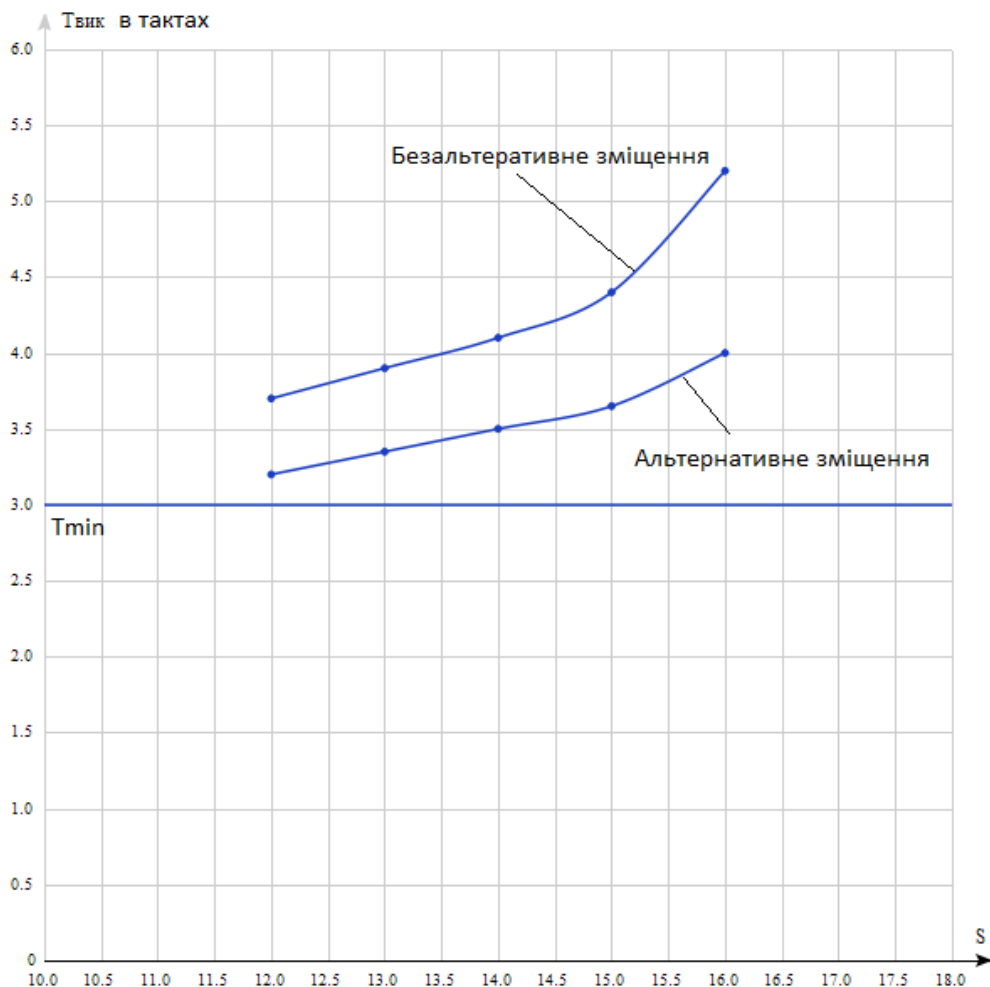


Рисунок 4.3 Залежність часу виконання заявки від інтенсивності потоку для альтернативного і безальтернативного алгоритмів зміщення

Аналіз графіків показує:

- Конфлікти на буферах вузлових комп'ютерів з ростом значення s надають все більш істотний вплив на зростання середнього часу виконання заявок.
- Перевищення середнього часу виконання заявок при застосуванні алгоритму альтернативного зміщення $\Delta T_{альт}$ над мінімально можливим часом, для діапазону зміни s : $12 \leq s \leq 16$, змінюється в межах $0,2 \leq \Delta T_{альт} \leq 1$.
- Перевищення середнього часу виконання заявок при застосуванні алгоритму безальтернативного зміщення $\Delta T_{безальт}$ мінімально можливим часом, для того ж діапазону зміни s змінюється в межах $0,7 \leq \Delta T_{безальт} \leq 2,2$.

Таким чином, при обраних вихідних даних моделювання, альтернативне зміщення заявок, що прагне просунути заявку в напрямку адреси призначення по менш завантаженим буферам (з урахуванням кращого зміщення), за рахунок зниження часу вирішення конфліктів дозволяє істотно знизити середній час виконання заявки. У порівнянні з алгоритмом безальтернативного зміщення цей час знижується від 8,6% - для $s = 12$, до 23% - для $s = 16$.

4.3.3 Оцінка ймовірності виконання заявок

На рисунку 4.4 наведені графіки залежності ймовірності виконання заявок для тих же, досліджених раніше, значень s інтенсивності потоку заявок, відображених в сценаріях.

Графіки побудовані на основі відношення кількості виконаних (при реалізації моделі за таким сценарієм до загальної кількості заявок, відображених в сценарії).

Аналіз графіків показує:

1. Конфлікти на буферах, пов'язані з їх переповненням, призводять до суттєвих затримок просування заявок. Затримки часу, що перевищують допустимі, призводять до зняття заявок з обслуговування. Ці конфлікти призводять також до відмов на обслуговування заявкам, що надходять ззовні.

2. Алгоритм альтернативного зміщення демонструє більш високу «опірність» перевантажень буферів попутних комп'ютерів, в своєму постійному прагненні зрівняти завантаження суміжних вузлових комп'ютерів. Це призводить до підвищення відповідності вимогам технічного завдання. Так, наприклад, на рисунку 4.4 вказано необхідний рівень ймовірності виконання заявок, що дорівнює 0,9. Видно, що при безальтернативному зміщенні цей рівень ще досяжний при $s = 14$. Алгоритм альтернативного зміщення забезпечує цей рівень при $s = 15$. Це на 7% збільшує пропускну здатність мережі S_p з урахуванням даного обмеження на ймовірність виконання заявки.

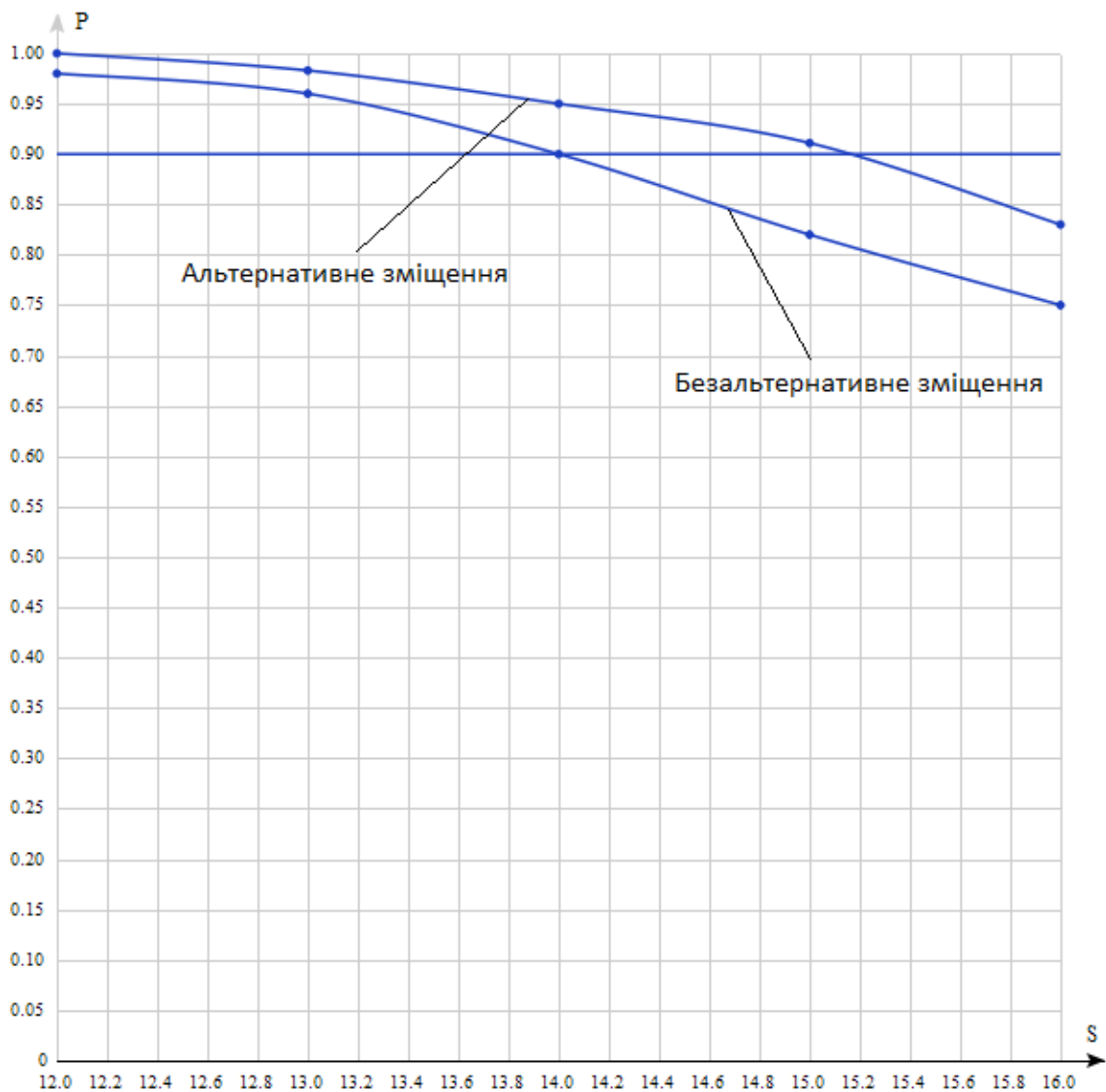


Рисунок 4.4 Залежність ймовірності виконання заявок від інтенсивності потоку для альтернативного і безальтернативного алгоритмів зміщення

4.3.4 Моделювання сценаріїв з наростаючою інтенсивністю потоку заявок

Таке моделювання по тактам дозволяє з більшою ілюстративністю і з більшою очевидністю уявити переваги алгоритму альтернативної покрокової маршрутизації.

На рисунку 4.5 наведені графіки залежності середнього часу виконання заявок в рамках одного сценарію при змінюваному по тактах значенні s від 10 до 24, як представлено в Таблиці 4.15. відображено середній час виконання заявок, що надійшли в кожному такті. Однак через різке зростання часу виконання і інтенсивного зняття з обслуговування графіки обмежені розглядом значення $s = 20$.

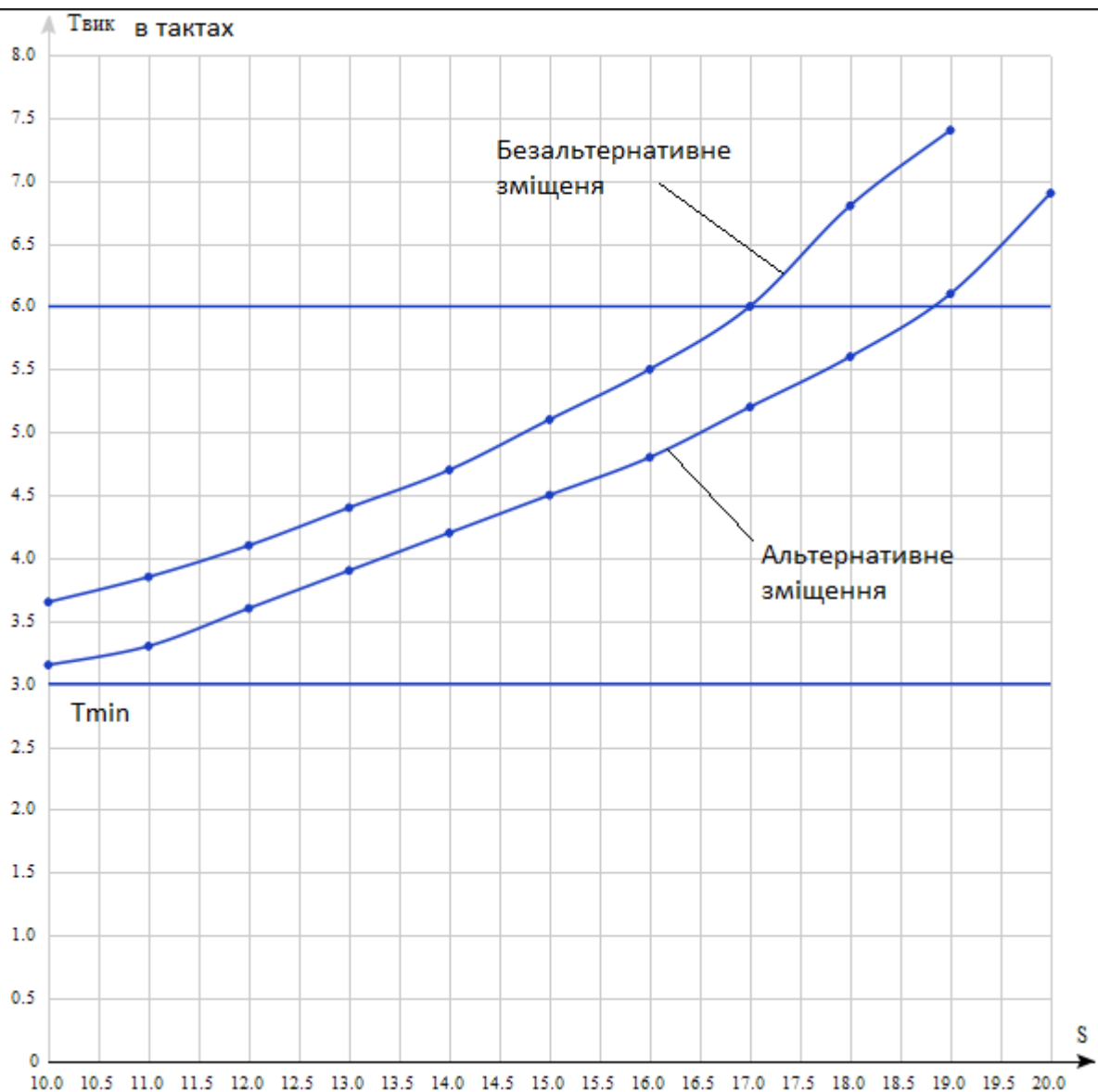


Рисунок 4.5 Залежність часу виконання заявок від наростаючої інтенсивності їх потоку

при значенні $t = 5$, відповідному значенню $s = 20$, нарощувати потік заявок (збільшувати значення s) немає сенсу через прийнятих в модельованих алгоритмах значень допустимого (накопичуваного) часу виконання заявок. Якщо вважати, що цей час дорівнює $2T_{min}$, то до заявок 6-го такту при застосуванні альтернативного алгоритму справа просто не дійде: всі буфери будуть переповнені. Адже всі знову надходженні заявки виконуються на фоні вже оброблюваних. В даному випадку потік, який визначається значенням $s=18$, визначає максимальну пропускну здатність за часом виконання.

Для безальтернативного алгоритму зсуву недоступний вже 4-й такт. Тобто, його пропускну здатність визначається значенням $s=17$.

Процес виконання заявок (точніше, - зняття їх з виконання) особливо наочний при розгляді залежностей ймовірності виконання заявок від потактового завантаження мережі згідно розглянутого сценарію (рисунок 4.6).

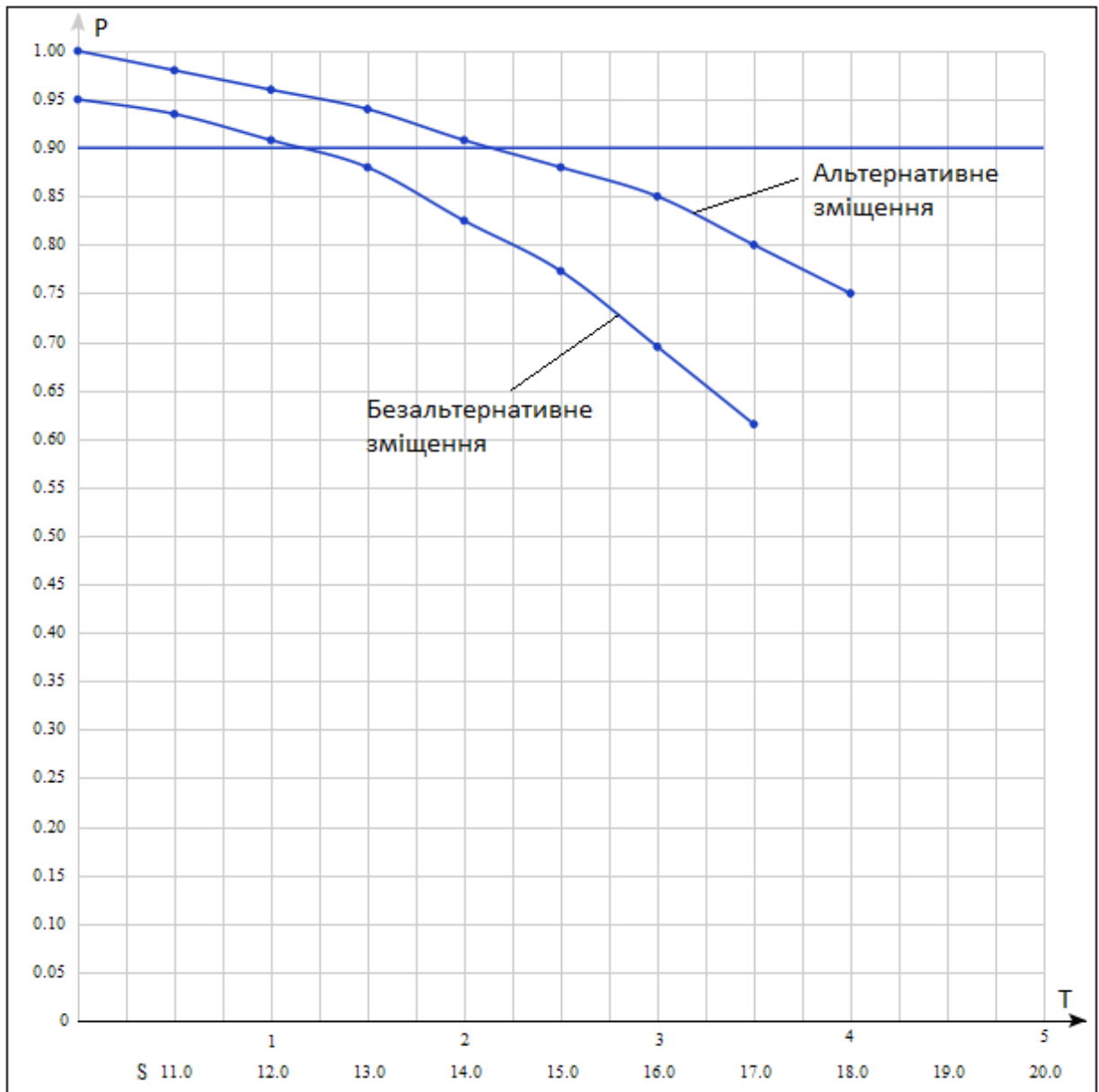


Рисунок 4.6 Залежність ймовірності виконання заявок від наростаючої інтенсивності їх потоку

За графіками, зокрема, видно, що якщо ймовірність виконання заявки обмежена величиною 0,9, то за даних умов моделювання для алгоритму безальтернативного зміщення це значення досягається при $s=12$. Застосування алгоритму альтернативного зміщення дозволяє досягти цього обмеження при $s=14$.

Таким чином, пропускна здатність мережі збільшується на 14%.

За всіма поданими графіками можна зробити висновок про переваги альтернативного алгоритму покрокової маршрутизації.

4.4. Модель комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною системою - інструментальний засіб проектування

Вище йшлося про те, що побудова безпроводової телекомунікаційної мережі, як на абстрактному, так і на практичному рівні доцільно звести до вивчення і побудови комп'ютерної мережі, що управляє нею. Вузлові комп'ютери цієї мережі пов'язані специфічними лініями обміну даними, що породжують ставлення суміжності на безлічі комп'ютерів мережі. Техніка зв'язку з цим - радіоканали, що диктує це відношення суміжності, може детально вивчатися після того, як під її впливом сформована структура комп'ютерної мережі зі ставленням суміжності комп'ютерів.

Тоді весь процес проектування великими блоками можна уявити на рисунку 4.7.

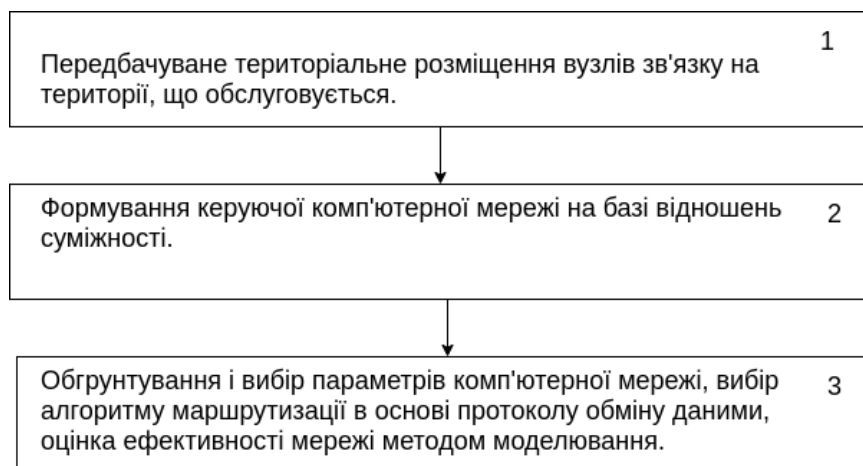


Рисунок 4.7 Етапи обґрунтування розробки безпроводової телекомунікаційної мережі

Очевидно, представлена в даній роботі модель може бути використана в якості інструментального засобу при вирішенні завдань блоку 3.

Для цього повинні бути вивчені і вирішені наступні питання:

1. Формування множин суміжних комп'ютерів для кожного вузлового комп'ютера.
2. Визначення ваг бажаних напрямків зсуву - для кожного вузлового комп'ютера і кожної можливої адреси призначення, крім суміжних вузлів. Вибір кращих зсувів і їх ваг визначається здоровим глуздом. Він повинен виключити можливість виконання «петель», здійснювати спрямований рух в сторону адреси призначення, надавати достатній альтернативний маневр, збільшувати довжину маршруту лише в крайніх ситуаціях перевантаження мережі.
3. Побудова для кожного комп'ютера безлічі таблиць зміщення на основі матриць проходження фрагментів логічної нейронної мережі. В якості зворотного зв'язку в кожному фрагменті використовуються коефіцієнти завантаження буферів суміжних комп'ютерів.
4. Визначення переважаючих напрямків обміну в телекомунікаційній мережі і їх імовірнісних характеристик для відображення в модельованих сценаріях за алгоритмом, представленим в 4.2.
5. При обробці результатів моделювання має бути відображений той факт, що знаходяться не порівняльні оцінки ефективності методу маршрутизації, а абсолютні значення цих оцінок: середній час виконання заявки і ймовірність виконання заявок. Ці значення залежать від модельованого потоку заявок

Висновки до розділу 4

1. Структура досліджуваних комп'ютерних мереж не піддається узагальненню. Оцінка ефективності маршрутизації в таких мережах базується на характерних прикладах структури і топології зв'язків.
2. Дослідження обраної комп'ютерної мережі знаходить ілюстративне, методологічне значення. Воно допомагає виявити переваги та недоліки запропонованого методу маршрутизації.

3. Підготовка вихідних даних для організації комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною мережею, повністю залежить від відносин суміжності, заданого на цій мережі. Вона полягає в побудові фрагментів загальної логічної нейронної мережі для покрокового вибору маршрутів зміщення в суміжний вузол. Фрагменти відповідають вузловим комп'ютерам. У них відображено прийняття рішення для кожної адреси призначення, за винятком суміжних.

4. Запропонований алгоритм покрокового альтернативного зміщення порівнюється з безальтернативним способом такого зміщення. Однак розглянутий при цьому алгоритм (безальтернативний) також реалізує покрокову маршрутизацію. Ідеї, що лежать в його основі, використовуються при складанні та навчанні комутаційних таблиць комутаторів, як показано в 1.3, проте в широкому сенсі не використовуються в існуючих мережевих протоколах передачі даних. Отже, він є новим, допускає як попередню, так і динамічну оптимізацію (навчання і перенавчання) при «жорсткому» призначенню напрямку зсуву. В силу малої трудомісткості він може більш широко використовуватися в основі мережевих протоколів передачі даних.

5. Порівняльні оцінки, отримані при моделюванні обраної структури мережі, її характеристик і обраних сценаріїв проходження заявок, показали:

5.1. Перевищення середнього часу виконання заявок при застосуванні алгоритму альтернативного зміщення $\Delta T_{альт}$ над мінімально можливим часом, для діапазону зміни $s : 1 \leq s \leq 16$, змінюється в межах $0,3 \leq \Delta T_{альт} \leq 1$.

5.2. Перевищення середнього часу виконання заявок при застосуванні алгоритму безальтернативного зміщення $\Delta T_{безальт}$ над мінімально можливим часом, для того ж діапазону зміни s змінюється в межах $0,6 \leq \Delta T_{безальт} \leq 2,2$.

5.2. При обраних вихідних даних моделювання, альтернативне зміщення заявок, що прагне просунути заявку в напрямку адреси призначення по менш завантаженим буферам (з урахуванням кращого зміщення), за рахунок зниження

часу вирішення конфліктів дозволяє істотно знизити середній час виконання заявки. У порівнянні з алгоритмом безальтернативного зміщення цей час знижується від 8% - для $s = 12$, до 23% - для $s = 16$.

5.3. Порівняльна оцінка ймовірності виконання заявок показала, що алгоритм альтернативного зміщення демонструє більш високу «опірність» перевантажень буферів попутних комп'ютерів. Так, наприклад, при необхідному рівні ймовірності виконання заявок, що дорівнює 0,9, виявляється, що при безальтернативному зміщенні цей рівень ще досяжний при $s = 14$. Алгоритм альтернативного зміщення забезпечує цей рівень при $s = 15$. Це на 7% збільшує пропускну здатність S_p мережі з урахуванням даного обмеження.

5.4. Аналіз сценаріїв з наростаючою інтенсивністю потоку заявок показує різке зростання середнього часу виконання заявок, що супроводжується різким зниженням ймовірності їх виконання. За графіками, зокрема, видно, що якщо ймовірність виконання заявки обмежена величиною 0,9, то за даних умов моделювання для алгоритму безальтернативного зміщення це значення досягається при $s = 12$. Застосування алгоритму альтернативного зміщення дозволяє досягти обмеження при $s = 14$. Таким образом, пропускну спроможність сети збільшується на 14%.

За всіма поданими графіками можна зробити висновок про переваги альтернативного алгоритму покрокової маршрутизації.

6. Розроблена модель комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною системою, може бути самостійно використана при проектуванні такої системи. При конкретному виборі варіанту системи повинні бути досліджені основні особливості передбачуваного трафіку: основні напрямки інформаційного обміну підвищеної інтенсивності, ймовірнісні оцінки розподілу щільності повідомлень між вузлами або областями мережі. Для складання сценаріїв проходження заявок, з урахуванням бажаних напрямків в мережі, необхідно використовувати алгоритм, запропонований в розділі 3.

ЗАГАЛЬНІ ВИСНОВКИ

1. Було розглянуто методи машинного навчання, що можуть бути використані при побудові адаптивних ТКС.

2. Було проведено дослідження використання нейронної мережі як методу машинного навчання при побудові адаптивного алгоритму маршрутизації в безпроводовій ТКС.

3. За всіма поданими в роботі графіками можна зробити висновок про переваги альтернативного алгоритму покрокового управління маршрутизацією адаптивної безпроводової ТКС.

4. Важливою перевагою покрокової альтернативної маршрутизації є те, що заявки в процесі свого просування прагнуть рівномірно завантажувати буфери вузлових комп'ютерів, не створюючи перевантаження окремих буферів, за рахунок пошуку обхідних шляхів слідування. Це призводить до усереднення, а, отже, до мінімізації середнього завантаження цих буферів. Такий ефект, в свою чергу, призводить до мінімізації часу циклічного огляду регістрів буфера. Тобто, скорочується тривалість умовного такту роботи системи, в одиницях якого вважається час покрокового просування заявки. Ці кроки здійснюються швидше. Недосконалість моделі, що полягає в імітації паралельного процесу обслуговування потоку в мережі на не паралельному комп'ютері, не дозволяє засікати за допомогою таймера дійсний час виконання заявок. Повинна бути поставлена задача мережевого моделювання комп'ютерної мережі, що управляє безпроводовою телекомунікаційною системою.

5. Алгоритм роботи логічної нейронної мережі, що представляє метод обробки нечітких даних, виключно простий, не трудомісткий і легко розпаралелюється. Проблеми навчання, що представляє теоретичні та практичні труднощі для «традиційних» нейронних мереж, тут не існує. Це дає можливість в майбутньому застосовувати на вузлах паралельні векторні спецпроцесори - нейрокомп'ютери паралельної архітектури.

6. Логічна нейронна мережа, що реалізується матрицею проходження, легко модифікується і розширюється. Ваги, з якими враховуються окремі чинники, легко змінюються на основі експериментальних даних. Може виявитися, що в майбутньому з'являться нові чинники, що впливають на вибір зсуву, тобто маршруту проходження інформаційного пакета. Такі фактори можуть з'явитися в разі мобільних вузлів, які змінюють взаємне розташування, при зміні складу суміжних, доступних вузлів, при змінному енергетичному балансі, при наявності атмосферних або штучних радіоперешкод, в радіаційному осередку і т.д. Нові фактори можуть бути пов'язані з пріоритетом адреси відправлення пакета, з пріоритетом адреси призначення, з терміновістю передачі, з якістю зв'язку і т.д. Облік цих впливів безпосередньо вказує на можливість адаптації розподіленого управління безпроводової телекомунікаційної мережі для підвищення її живучості та надійності.

5. Алгоритм покрокового безальтернативного зміщення, з яким порівнювався пропонуваній алгоритм альтернативного зміщення, відомий тим, що він лежить в основі роботи комутаторів локальних мереж. У більш широкому аспекті, як метод управління маршрутизацією в комп'ютерній мережі, він не використовується. Однак він містить елементи адаптації, чим відрізняється від алгоритмів маршрутизації, що традиційно використовуються в протоколах передачі даних. Ці елементи укладаються:

а) У покроковому ухваленні рішення про усунення і можливості очікування вивільнення буфера зміщення. Традиційно, якщо буфер зсуву переповнений, - заявка знімається з обслуговування.

У попередньому виборі і можливості динамічної зміни цього вибору кращого (безальтернативного) зміщення. Зважаючи на малу трудомісткість і можливості його періодичної адаптації до трафіку мережі, цей алгоритм може бути покладено в основу протоколу передачі даних.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Барский, А. Б. Логические нейронные сети: учебное пособие / А. Б. Барский. - М.: ИНТУИТ, БИНОМ. Лаборатория знаний, 2007. - 352 с.
2. Барский, А. Б. Моделирование: курс лекций на электронном носителе / А. Б. Барский. - М.: МИИТ, 2002.
3. Барский, А. Б. Нейронные сети логического вывода / А. Б. Барский, курс лекций. LAP - Lambert Academic Publishing, 2011.
4. Барский, А. Б. Нейросетевые технологии на транспорте /А. Б. Барский // Мир Транспорта, - М.: № 2, 2011, с. 4 - 11.
5. Барский, А. Б. Параллельные информационные технологии: / А. Б. Барский. - М.: ИНТУИТ, БИНОМ. Лаборатория знаний, 2007. - 352 с.
6. Бобков, А. В. Беспроводные сети Wi-Fi: учебное пособие / А. В. Бобков, В. А. Платонов [и др.]. - М.: БИНОМ. Лаборатория знаний , 2007. 215 с.
7. Бусленко, Н. П. Моделирование сложных систем / Н. П. Бусленко. - М.: Наука, 1978.-399 с.
8. Вентцель, Е. С. Теория вероятностей и её инженерные приложения / Е. С. Вентцель, Л.А. Овчаров. - М.: Наука, 1988. - 480 с.
9. Вирт, Н. Алгоритмы и структуры данных / Н. Вирт, пер. с англ. - СПб.: Невский Диалект, 2001. - 406 с.
- 10.П.Вишневецкий, В. М. Широкополосные беспроводные сети передачи информации / В. М. Вишневецкий, А.И. Ляхов, С. Л. Портной, И. В. Шахнович. - М.: Техносфера, 2005. - 592 с.
- 11.Горелов, Г. В. Телекоммуникационные технологии на железнодорожного транспорта / Г. В. Горелов, В.А. Кудряшов, В.В. Шмытинский // Под ред. Г. В. Горелов. - М.: УМК МПС России, 1999. - с. 576.
- 12.Горелов, Г.В. Таныгин Ю.И. Радиосвязь с подвижными объектами железнодорожного транспорта : учебник для вузов железнодорожного транспорта. - М.: 2006. - 263 с.

13. Джим, Г. Беспроводные сети первый шаг [Электронный ресурс] / Г. Джим. - Режим доступа: http://www.lan23.ru/books/Wi-Fi_2.pdf.
14. Джон, Р. Беспроводная компьютерная сеть Wi-Fi своими руками / Р. Джон. - СПб.: Наука и Техника, 2009. - 348 с.
15. Зайченко, Ю. П. Исследование операций / Ю. П. Зайченко. - Киев: Вища школа, 1979. - 386 с.
16. Иванов, Д. В. Применение аппарата нечёткой логики для маршрутизации в беспроводных ячеистых сетях / Д. В. Иванов // Телекоммуникации. - М.: Наука и технологии, 2009, №5. с. 13-18.
17. Иванов, Д. В. Разработка метода маршрутизации для беспроводной ячеистой сети с учётом качества обслуживания: дис. ... канд. т. наук: 05.13.13 / Иванов Дмитрий Викторович. - М., 2009. - 163 с.
18. Каган, Б. М. ЭВМ и системы / Б. М. Каган. - М.: Энергоатомиздат, 1991. - 592 с.
19. Маршрутизация в сетях Ethernet [Электронный ресурс] - Режим доступа: <http://www.quizful.net/post/ethernet-routing>.
20. Маршрутизация пакетов в сетях [Электронный ресурс] - Режим доступа: http://daremez.my1.ru/publ/ks/4_marshrutizacija_paketov_v_setjakh/1-1-0-8.
21. Мохаммед, М. Н. С. Оценка алгоритма пошаговой альтернативной маршрутизации в беспроводной телекоммуникационной сети / М. Н. С. Мохаммед // Труды научно - практической конференции Неделя науки - 2013 «Наука МИИТа - транспорту». - М.: МГУПС(МИИТ), 2013. - IV- 38. - ISBN 978-5-7876-0215-9.
22. Нечеткая логика, нейронные сети и генетические алгоритмы [Электронный ресурс] - Режим доступа: http://bookasutp.ru/Chapter5_7.aspx.
23. Олифер, В. Г. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы: учебник для вузов. 3-е изд / В. Г. Олифер. - СПб: Питер, 2005. - 960 с.

24. Перепелкин, Д. А. Метод адаптивной ускоренной маршрутизации для повышения эффективности функционирования корпоративных сетей [Электронный ресурс] / Д. А. Перепелкин - Режим доступа: <http://tm.ifmo.ru/tm2010/src/046bs.pdf>.
25. Развитие систем искусственного интеллекта [Электронный ресурс] - Режим доступа: <http://it-claim.ru/Education/Course/Knowledge/Files/r1.pdf>.
26. Развитие технологии беспроводных сетей: стандарт IEEE 802.11 [Электронный ресурс] - Режим доступа: http://www.zaomtk.com/mtk/i. fle/3_DOC_WIFIRus.pdf
27. Рошан, П. Основы построения беспроводных локальных систем стандарта 802.11. : Пер. с англ / П. Рошан, Д. Лиэри. - М. : Издательский дом "Вильямс", 2004. - 304 с.
28. Сайд Мохаммед, М. Н. Альтернативный алгоритм маршрутизации данных в Wi-Fi системах / М. Н. Сайд Мохаммед // Труды научно - практической конференции Неделя науки - 2011 «Наука МИИТа - транспорту». - М.: МГУПС(МИИТ), 2011. - IV- 5. - ISBN 978-5-78760202-9.
29. Сайд Мохаммед, М. Н. Адаптивная динамическая маршрутизация в телекоммуникационных системах беспроводной связи / М. Н. Сайд Мохаммед // I международной научной конференции "современное общество: проблемы, идеи, инновации" Ставрополь.: Логос, 2012. - с]80-83. - ISBN 978-5-905519-01-7.
30. Сайд Мохаммед, М. Н. Выбор смещения при пошаговой маршрутизации в беспроводной сети / М. Н. Сайд Мохаммед, А. Б. Барский // Мир Транспорта, - М.: №2, 2013. с. 30 - 37.
31. Сайд Мохаммед, М. Н. Технология Wi-Fi и логика нейросети / М. Н. Сайд Мохаммед // Мир Транспорта, - М.: №2, 2011, с.112 - 115.
32. Сан, В. А. Критерии выбора сетевого оборудования/ В. А. Сан, Б. В. Желенков // Мир Транспорта, - М.: №1, 2012Гс 128—131.

33. Сан, В. А. Прогнозирование интернет - трафика / В. А. Сан, Б. В. Желенков // Мир Транспорта, - М.: № 3, 2011, с. 124 - 127.
34. Сан, В. А. Расчёт прогнозируемого трафика в сети/ В. А. Сан // Мир Транспорта, -М.: № 3, 2010, С. 130 - 133.
35. Сети и системы связи [Электронный ресурс] - Режим доступа:
http://www.ccc.ru/magazine/depot/97_02/read.html70302.htm/
36. Смирнова, Е. В. Построение коммутируемых компьютерных сетей: учебное пособие / Е. В. Смирнова, А. В. Пролетарский, И. В. Баскаков, Р. А. Федотов. - М.: Национальный Открытый Университет «ИНТУИТ»: БИНОМ. Лаборатория знаний, 2012. - 367 с.
37. Смирнова, Е. В. Управление коммутируемой средой / Е. В. Смирнова, А. В. Пролетарский, И. В. Баскаков, Р. А. Федотов. - М.: РУСАКИ, 2011.-335 с.
38. Соловьёв, В. П. Защищённые беспроводные и мобильные коммуникации: учебное пособие / В. П. Соловьёв, Д. В. Иванов, Н. Н. Пуцко. - М.: МИИТ, 2007.
39. Столлингс, В. Беспроводные линии связи и сети / В. Столлингс. - М.: Вильямс, 2003.-640 с.
40. Столлингс, В. Современные компьютерные сети / В. Столлингс. - СПб .: Питер, 2003. - 783 с.
41. PHP-ML - Machine Learning library for PHP [Электронный ресурс] - Режим доступа: <https://github.com/php-ai/php-ml>
42. Шахнович, И. В. Сети городского масштаба: решения рабочей группы IEEE 802.16 в жизнь / И. В. Шахнович // ЭЛЕКТРОНИКА: Наука, Технология, Бизнес, 2003, № 8, с. 50 - 56.
43. Шахнович, И. В. Современные технологии беспроводной связи. Издание второе, исправленное и дополненное/ И. В. Шахнович. - М.: Техносфера, 2006. - 288 с.

44. Alandjani, G. Fuzzy routing in ad hoc networks / G. Alandjani, E. Johnson // Performance, Computing, and Communications Conference: Conference Proceedings of the 2003 IEEE International. - 2003. - P.525 - 530.
45. Adaptive Routing in Wireless Communication Networks using Swarm Intelligence [Электронный ресурс] - Режим доступа: http://www.marksmannet.com/RobertMarks/REPRINTS/2001_04_AdaptiveRoutingInWireless.pdf.
46. Dai, H. A node-centric Load balancing algorithm for wireless sensor networks / H. Dai, R. Han // Proceedings of IEEE global telecommunications conference. - San Francisco, 2003. V. 1. - P. 548 - 552.
47. Fonseca, R. Beacon Vector routing: scalable point - to point routing in wireless sensor networks/ R. Fonseca [et.al.] // Proceeding of the 2nd symposium on networked systems design and implementation. - Boston, 2005. - P. 329 -342.
48. IEEE 802.11 Wireless Local Area Networks [Электронный ресурс] - Режим доступа: <http://www.ieee802.org/1/>.
49. Introduction to Artificial Neural Networks (ANN) [Электронный ресурс] - Режим доступа: <http://dev.emcelettronica.com/introduction-to-artificial-neural-networks-ann>.
50. IP маршрутизация [Электронный ресурс] - Режим доступа: <http://www.soslan.ru/tcp/tcp09.html>.
51. Rea, S. Multi- metric routing decisions for ad hoc networks using fuzzy logic / S. Rea, D. Pesh // 1st International Symposium on Wireless Communication Systems. - 2004. - P. 403 - 407.
52. Real - Time Location System [Электронный ресурс] - Режим доступа: <http://www.ekahau.com/real-time-location-system/technology>.
53. Spall, J. Introduction to Stochastic Search and Optimization: Estimation, Simulation and Control / J. Spall. - San - Francisco: Wiley Blackwell, 2003.- 618 p.
54. Status of Project IEEE 802.11s [Электронный ресурс] - Режим доступа: http://grouper.ieee.org/groups/802/11/reports/tgs_update.htm.

55. Wi-Fi на транспорте [Электронный ресурс] - Режим доступа:
http://www.json.ru/files/news/2013-08-20_wifi_MW_RU.pdf.
56. Zhang, Y. Broadband Mobile Multimedia: techniques and applications / Y. Zhang, S. Mao, L. Yang, T. Chen. - Boca - raton: Auerbach publications. - 2008. - 566 p.
57. Bob Violino. Machine learning: When to use each method and technique. InfoWorld. SEP 6, 2018 [Электронный ресурс] - Режим доступа:
<https://www.infoworld.com/article/3300618/machine-learning-when-to-use-each-method-and-technique.html>