

Міністерство оборони України
Військовий інститут телекомунікацій та інформатизації

На правах рукопису

Здоренко Юрій Миколайович

УДК 621.391

МЕТОДИ РОЗПОДІЛУ РЕСУРСІВ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ КАНАЛІВ
НА ОСНОВІ ВИКОРИСТАННЯ НЕЧІТКИХ НЕЙРОННИХ МЕРЕЖ

05.12.02 – телекомунікаційні системи та мережі

Дисертація на здобуття наукового ступеня
кандидата технічних наук

Науковий керівник:
Масесов Микола Олександрович,
кандидат технічних наук, старший науковий
співробітник

Київ – 2016

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ.....	4
ВСТУП	8
РОЗДІЛ 1. Аналіз процесу розподілу ресурсів	
телекомунікаційних каналів як об’єкту наукового дослідження...	14
1.1. Загальна характеристика процесу розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів.....	14
1.2. Аналіз наукових і технологічних рішень з розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів.....	20
1.2.1. Аналіз методів статичного розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу	20
1.2.2. Аналіз методів динамічного розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу.....	29
1.3. Аналіз методів активного управління чергами пакетів, що надійшли для передавання по телекомунікаційним каналам.....	36
1.4. Обґрунтування вибору наукового апарату для розробки методів розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів. Формулювання наукової задачі та часткових завдань дослідження.....	44
Висновки до розділу 1.....	49
РОЗДІЛ 2. Метод розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу на основі нечітких нейронних мереж.....	
2.1. Постановка наукової задачі з розробки методу розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу.....	51
2.2. Синтез нейро-нечіткої системи прогнозування інтенсивності надходження пакетів різних класів для	

передавання по каналу	55
2.2.1. Синтез нечіткої нейронної мережі для прогнозування кількості пакетів, що надійдуть до системи в циклі 1.....	55
2.2.2. Синтез нечіткої нейронної мережі для визначення кількості пакетів, що надійдуть до системи в циклі 2.....	63
2.3. Основні етапи розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу.....	73
2.4. Оцінка ефективності розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу	82
2.4.1. Оцінка втрат пакетів і сумарного виграшу в результаті розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу.....	82
2.4.2. Дослідження методу динамічного розподілу пропускної здатності за результатами лабораторного експерименту.....	86
2.5. Оцінка впливу імовірності втрат пакетів на середній об'єм передаваної мультимедійної інформації.....	101
Висновки до розділу 2.....	111
РОЗДІЛ 3. Метод нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів у маршрутизаторі телекомунікаційної мережі.....	113
3.1. Основні етапи нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів у маршрутизаторі телекомунікаційної мережі.....	113
3.2. Синтез нейро-нечіткої системи прогнозування кількості пакетів заданого класу, що будуть відкинуті у наступному циклі	117
3.3. Оцінка ефективності управління відкиданням пакетів у маршрутизаторі телекомунікаційної мережі.....	127

3.4. Дослідження методу нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів у маршрутизаторі телекомунікаційної мережі за результатами лабораторних експериментів.....	134
Висновки до розділу 3.....	143
ВИСНОВКИ.....	145
СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ.....	148
ДОДАТОК А Акт про реалізацію результатів дисертації в навчальному процесі.....	172

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ

ІЧГ	– імовірно-часовий граф
ТКМ	– телекомунікаційна мережа
AQM (Active Queue Management)	– активне управління чергами
ANFIS (Adaptive neuro fuzzy Inference System)	– адаптивна нейро-нечітка система
ARED (Adaptive RED)	– адаптивний метод випадкового завчасного визначення перевантаження
DiffServ (Differentiated Services)	– технологія диференційованого обслуговування
DRED (Dynamic RED)	– метод динамічного випадкового завчасного визначення перевантаження
DRR (Deficit Round Robin)	– дисципліна циклічного обслуговування з дефіцитом часу
FIFO (First In – First Out)	– дисципліна обслуговування пакетів в порядку їх надходження

FIS (Fuzzy Inference System)	–	нечітка система логічного виводу
ITU–T (International telecommunication union – telecommunication sector)	–	сектор телекомунікацій Міжнародного союзу електрозв'язку
GPS (Generalized Processor Sharing)	–	ідеалізована модель розподілу ресурсів процесору
HOL (Head of Line)	–	початок пакетної черги
IntServ (Integrated Services)	–	технологія інтегрованого обслуговування
IP (Internet Protocol)	–	інтернет протокол
PQ (Priority Queuing)	–	дисципліна пріоритетного обслуговування
QoS (Quality of Service)	–	якість обслуговування
RED (Random Early Detection)	–	метод випадкового завчасного визначення перевантаження

RR (Round Robin)	–	дисципліна циклічного обслуговування
SLA (Service Level Agreement)	–	договір про рівень обслуговування
TCP (Transmission Control Protocol)	–	протокол управління передачею
WFQ (Weighted Fair Queuing)	–	дисципліна зваженого справедливого обслуговування
WRR (Weighted Round Robin)	–	дисципліна зваженого циклічного обслуговування

ВСТУП

Актуальність теми. Прискорений розвиток інформаційної інфраструктури України та її інтеграція зі світовою інфраструктурою є одним із пріоритетних завдань вітчизняної інфокомунікаційної галузі. Основою інформаційної інфраструктури є сучасні мультисервісні телекомунікаційні мережі. Ефективність функціонування таких мереж визначається наявністю та обсягом ресурсів, необхідних для передавання по них трафіку з різними вимогами. Однак ресурси телекомунікаційних каналів, а саме, канална пропускна здатність та розмір буферів маршрутизаторів на шляху слідування пакетів, є обмеженими. Тому одним із найважливіших напрямів забезпечення якісного та економічно обґрунтованого передавання інформаційних потоків в таких мережах є вирішення завдання забезпечення ефективного розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів.

Практика підтверджує потребу застосування нових динамічних (адаптивних) методів розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів. У науковій літературі наявні результати наукових досліджень, спрямованих на їх розробку та реалізацію. Проте активне впровадження таких методів стримується на даний час у зв'язку з недостатністю їхнього теоретичного обґрунтування та недосконалістю з позицій практичної цінності.

Серед перспективних напрямків розв'язання окремих наукових задач розподілу мережних ресурсів можна відзначити праці Дробот О.А., Лаврута О.О., Лемешка О.В., Польщикова К. О., Усачева О.М.. Наявні підходи можна розділити на дві групи: перша група оснований на потокових моделях та методах, друга – на пакетному аналізі.

Наявні результати теоретичних та експериментальних розробок дають підстави вважати, що ефективна реалізація процесу розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів в мультисервісних мережах, в умовах нестационарного вхідного навантаження, можлива на основі застосування моделей та методів, що базуються на пакетному аналізі з використанням

наукового апарату інтелектуальних систем. Розв'язанню окремих наукових задач у цьому напрямку присвячено праці Abdeljaber H., Baklizi M., Chabaa S., Chrysostomou C., Гостєва В.І., Деарта В. Ю., Польщикова К. О., Султанова А. Х., Фомина В. В. [15 – 17, 19, 51 – 54, 63, 66, 76, 82, 85, 91, 102, 106 – 109, 173, 174].

Найбільші потенційні можливості мають гібридні системи, які поєднують переваги нечіткої логіки та нейронних мереж. Сучасні телекомунікаційні мережі характеризуються швидкою зміною станів, випадковим характером більшості процесів, високим рівнем нестаціонарності трафіку, що не дозволяє забезпечити ефективність їх функціонування статичними методами. Для забезпечення високої ефективності процесу розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів необхідна наявність попередніх даних про можливі стани телекомунікаційної мережі. Отримання цих даних є можливим при використанні нечітких систем. Нечіткі системи дозволяють знаходити нелінійні залежності між множиною вхідних поточних величин та вихідним параметром, що характеризує майбутній стан телекомунікаційної мережі. Нейронні мережі дозволяють здійснити початкове налаштування параметрів нечітких систем та їх адаптацію в процесі функціонування телекомунікаційної мережі. Тому актуальними є дослідження, спрямовані на застосування наукового апарату нечітких нейронних мереж для підвищення ефективності розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів.

Зв'язок роботи з науковими програмами, планами, темами. Дисертаційна робота виконувалась у Військовому інституті телекомунікацій та інформатизації і пов'язана з реалізацією положень «Концепції конвергенції телефонних мереж і мереж із пакетною комутацією в Україні», «Концепцією національної програми інформатизації» та «Основних засад розвитку інформаційного суспільства в Україні на 2007-2015 роки». Дослідження проводились в рамках виконання науково-дослідницьких робіт: шифр «Цифра» (Військовий інститут телекомунікацій та інформатизації) і

«Методи і моделі забезпечення якості обслуговування, надійності та безпеки в інформаційно-телекомунікаційних мережах» (№ДР 0110U004619, Полтавський національний технічний університет імені Юрія Кондратюка).

Мета і задачі досліджень. Метою роботи є забезпечення якісного та економічно обґрунтованого передавання інформаційних потоків в телекомунікаційній мережі.

Для досягнення поставленої мети в роботі розв'язані такі завдання:

- 1) аналіз наявних методів розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів;
- 2) розробка нового методу розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу;
- 3) удосконалення методу управління відкиданням пакетів у маршрутизаторах телекомунікаційної мережі;
- 4) оцінка ефективності використання пропонованих методів розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів на основі математичного моделювання та лабораторного експерименту.

Об'єктом дослідження є процес розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів.

Предмет дослідження – методи і моделі розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів.

Методи дослідження. Для прийняття рішення про перерозподіл пропускної здатності вихідного інтерфейсу використано апарат лінійного програмування. Процедура прийняття рішення про управління буферним ресурсом базується на використанні теорії імовірностей. На основі застосування нечітких нейронних мереж здійснювалось прогнозування інтенсивності надходження пакетів різних класів для передавання по каналу та визначалась імовірність відкидання пакету у транзитному маршрутизаторі. Для обґрунтування рекомендацій кінцевому користувачу щодо передачі мультимедійних потоків з заданою якістю використовувався математичний апарат імовірнісно-часових графів. Перевірка достовірності пропонуємих в

роботі методів здійснювалася шляхом проведення лабораторних експериментів.

Наукова новизна одержаних результатів. Під час розв'язання поставлених задач були отримані наступні нові наукові результати:

1. *Вперше* розроблено метод динамічного розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу, який, *на відміну від наявних* методів, передбачає використання нейро-нечіткого прогнозування для визначення інтенсивності надходження пакетів різних класів для передавання по каналу. Застосування методу *дозволяє* максимізувати сумарний виграш та зменшити втрати пакетів в результаті передавання інформаційних потоків по телекомунікаційним каналам.

2. *Вперше* на основі використання імовірнісно-часових графів розроблено математичні моделі передавання мультимедійного потоку в телекомунікаційній мережі, які, *на відміну від наявних*, відбивають залежність характеристик доставки цього потоку від імовірності наявності бітових помилок у пакеті та імовірності його відкидання внаслідок перевантаження маршрутизаторів. Використання моделей *дозволяє* оцінити середню тривалість мультимедійного потоку, передавання якого можна здійснити при заданій імовірності відкидання пакету.

3. *Удосконалено* метод нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів у транзитному маршрутизаторі *у частині* того, що в процесі обчислення імовірності відкидання пакету враховується зміна пропускної здатності каналу, що виділяється для обслуговування пакетів різних класів. Застосування методу *дозволяє* зменшити середню пакетну затримку й скоротити втрати пакетів у порівнянні з використанням наявних методів управління чергами.

Практичне значення отриманих результатів полягає у можливості їх застосування для побудови апаратно-програмних засобів з розподілу пропускної здатності вихідного інтерфейсу та управління відкиданням пакетів в маршрутизаторах телекомунікаційних мереж.

Результати дисертації використано в навчальному процесі кафедри «Бойового застосування математичного та програмного забезпечення АСУ» Військового інституту телекомунікацій та інформатизації, зокрема, в процесі викладання навчальної дисципліни «Апаратні засоби мереж спеціального призначення» (акт реалізації від 18.03.2015 року).

У рамках дисертаційного дослідження отримано патент на корисну модель «Спосіб нейро-нечіткого управління пакетною чергою вихідного порту маршрутизатора телекомунікаційної мережі» (№72989 Україна. u 201200752; заявл. 25.01.2012; опубл. 10.09.2012, Бюл. №17).

Особистий внесок здобувача. Основні результати дисертаційної роботи отримано самостійно та опубліковано в спеціалізованих фахових виданнях [40, 49, 51, 55 – 60, 62, 64, 65, 67, 68, 170, 171, 204]. У роботах, опублікованих у співавторстві, особисто автору належать такі наукові результати:

у роботі [58] автор провів аналіз методів управління завчасним відкиданням пакетів;

у [65, 68] автор провів аналіз існуючих методів розподілу пропускної здатності телекомунікаційних каналів та обґрунтував необхідність використання динамічних методів;

у [65] автором розроблено метод розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу на основі рішення задачі лінійного програмування;

у [170, 171] автором розроблено нейро-нечіткі системи прогнозування вхідного навантаження для методу розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу;

у [55] автором удосконалено метод управління відкиданням пакетів та проведена оцінка його ефективності;

у [49] автором розроблено математичні моделі передавання мультимедійного потоку в телекомунікаційній мережі та обґрунтовані

рекомендації для кінцевого користувача щодо тривалості потоку (та об'єму інформації), що може передатися з заданою якістю.

Апробація результатів дисертації. Результати роботи обговорено на таких наукових конференціях і форумах: Науково-практична конференція «Інформаційні технології та інформаційна безпека в науці, техніці та навчанні» (Севастополь, 2009); 9-а науково-технічна конференція «Математичне моделювання та інформаційні технології» (Одеса, 2009); 5-ий науково-практичний семінар «Пріоритетні напрямки розвитку телекомунікаційних систем та мереж спеціального призначення» (Київ, 2009); 4-ий Міжнародний радіоелектронний форум «Прикладна радіоелектроніка. Стан та перспективи розвитку – МРФ-2011» (Харків, 2011); 19-а міжнародна науково-технічна конференція «Інформаційні системи і технології» (Нижній Новгород, 2013); Науково-практична конференція «Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку» (Харків, 2013); 12-а міжнародна наукова конференція «Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science – TCSET'2014» (Львів, 2014); Second International Scientific-Practical Conference. Problems of Infocommunications Science and Technology (IEEE PIC S&T'2015), (Харків, 2015).

Публікації. Основні результати дисертаційної роботи опубліковано в 18 наукових працях (сім наукових статей [51, 56, 57 – 59, 65, 68] надруковано у фахових виданнях України, дві статті [49, 170] – у наукових періодичних виданнях інших держав, решту публікацій [40, 56, 60, 62, 64, 67, 171, 204] складають тези доповідей на наукових конференціях). Здобувач також має один патент на корисну модель.

Структура та об'єм дисертації. Дисертація складається зі вступу, трьох розділів та висновків, списку використаної літератури, додатку. Загальний обсяг дисертаційної роботи становить 172 сторінки. Список використаної літератури містить 205 найменувань на 24 сторінках.

РОЗДІЛ 1

АНАЛІЗ ПРОЦЕСУ РОЗПОДІЛУ РЕСУРСІВ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ КАНАЛІВ ЯК ОБ'ЄКТУ НАУКОВОГО ДОСЛІДЖЕННЯ

1.1. Загальна характеристика процесу розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів

Невід'ємною складовою системи забезпечення якості обслуговування (Quality of Service, QoS) у сучасних телекомунікаційних мережах є реалізація розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів. Від ефективності цього процесу залежить якість функціонування мережі в цілому. Для оцінки якості обслуговування міжнародними рекомендаціями [146, 147] визначено ряд параметрів та їх конкретні значення для різних видів трафіку. До цих параметрів відносять:

- міжкінцева затримка;
- коливання затримки (джиттер);
- допустима величина втрат пакетів;
- величина пропускної здатності.

Зазначені параметри та рекомендації щодо їх конкретних значень мають бути враховані при розподілі ресурсів телекомунікаційних каналів.

Під телекомунікаційним каналом розуміється телекомунікаційне обладнання відправника та одержувача, середовище поширення сигналів (лінії зв'язку) на шляху слідування пакетів, що також включає телекомунікаційне обладнання проміжних вузлів (маршрутизатори) [111]. Ресурси телекомунікаційних каналів є обмеженими. Під ресурсами розуміється ємність буферів маршрутизаторів, а також величина пропускної здатності каналів [31]. Обмеженість буферної ємності маршрутизаторів не може бути компенсована простим збільшенням її об'єму. Оскільки збільшення розміру буферу маршрутизатору може призвести до значного

зростання затримки пакетів у даному вузлі. Збільшення затримки є негативним явищем при передаванні будь-якого трафіку, а при використанні TCP потоків може спричинити повторну передачу пакетів [194, 201]. Відомо, що міжкінцева затримка включає дві основні складові: затримку поширення пакетів по каналах мережі та затримку обслуговування пакетів у вузлах мережі (маршрутизаторах) [45, 75, 77]. Друга зазначена складова здійснює визначальний вплив на значення міжкінцевої затримки пакетів у мережі. Тому збільшення розміру буферу маршрутизатору може бути виправданим лише при пропорційному збільшенні швидкості зчитування пакетів процесором маршрутизатору, що забезпечить обмеження максимально можливої затримки пакетів. З іншої сторони, швидкість зчитування та обробки пакетів для відправки, процесором маршрутизатора, є еквівалентною пропускній здатності каналу. Пропускна здатність каналу визначається характеристиками лінії зв'язку та конкретною технологією передачі. Тому шлях збільшення пропускної здатності каналів, обмежується допустимим об'ємом фінансових витрат провайдерів для заміни ліній зв'язку та комутаційного обладнання на більш високошвидкісне.

Актуальними на сьогодні є напрямки наукових досліджень, спрямовані на досягнення ефективного розподілу пропускної здатності каналів і буферів маршрутизаторів в умовах обмеженості мережних ресурсів. Наявний також альтернативний напрямок, що полягає в пошуку оптимальних шляхів передавання трафіку (маршрутизації) в залежності від поточної завантаженості маршрутизаторів. Результати досліджень такого напрямку, у більшій мірі, відносяться до рішення задач ефективного управління трафіком.

Для забезпечення якісного та економічно обґрунтованого передавання інформаційних потоків в телекомунікаційній мережі особливої уваги потребує аналіз ефективності розподілу пропускної здатності каналів і буферного ресурсу маршрутизаторів.

Механізми, які забезпечують процес розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів, мають враховувати наступні особливості

функціонування сучасних телекомунікаційних мереж:

- мультисервісність мережі;
- невизначеність та неповнота інформації про поточний стан мережі та її елементів;
- випадковий характер трафіку та його нестаціонарність;
- обмеженість мережних ресурсів.

Під мультисервісністю розуміється здатність мережі забезпечити різний рівень обслуговування для різних класів трафіку з відповідними вимогами (гарантіями) щодо параметрів QoS.

Невизначеність та неповнота інформації про стан мережі та її елементів обумовлені, насамперед, випадковим характером параметрів надійності, які характеризують збої та відмови її окремих вузлів, а також випадковою залежністю кількості активних користувачів від часу доби.

Випадковий характер кількості активних користувачів на різних проміжках часу, а також непередбачуваність запитів кожного конкретного користувача обумовлює випадковий характер трафіку з різним рівнем пульсацій. При цьому важливою є здатність мережі забезпечувати стабільне передавання інформації в широких діапазонах зміни вхідних параметрів. Під вхідними параметрами розуміється кількість активних користувачів, потоків, класів, черг.

Враховуючи вищезазначені особливості, методи розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів повинні задовольняти наступним вимогам:

- забезпечувати відповідну якість обслуговування для різних класів трафіку;
- мати високу ступінь масштабованості;
- забезпечувати ефективність управління для вхідного навантаження з випадковим характером, незалежно від його закону розподілу та рівня пульсацій;
- мати адаптивний характер та можливість зміни своїх параметрів.

У рамках основних концепцій побудови телекомунікаційних мереж

використано різні наукові та технологічні рішення щодо розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів.

Наявні такі основні концепції, у межах яких проводяться теоретичні та практичні дослідження, спрямовані на підвищення ефективності розподілу мережних ресурсів:

- з максимальними зусиллями (Best Effort);
- диференційованих сервісів (DiffServ);
- інтегрованих сервісів (IntServ).

Трафік даних, що передається в мережі побудованої згідно концепції Best Effort не має пріоритетів [95, 127]. Тому основні дослідження щодо ефективного розподілу ресурсів, у межах даної концепції, зосереджені на забезпеченні принципу справедливого розподілу ресурсів. Цей принцип полягає в тому, що пропускна здатність повинна надаватися різним потокам даних одного класу за критерієм «max-min» [31]. Кожному з потоків надається такий об'єм пропускної здатності, який є не меншим за мінімальний її об'єм, що отримується будь-яким іншим потоком. Наявна при цьому пропускна здатність розподіляється рівномірно між усіма потоками. А ресурси потокам виділяються не більше запрошених та в порядку надходження пакетів.

До основних результатів досліджень розподілу буферних ресурсів відноситься розробка превентивних механізмів, які забезпечують регулювання величини заповнення буферу [121]. Такий підхід спрямований на усунення ефекту «відкидання хвоста» (Tail Drop) з його значними недоліками та забезпечує принцип справедливого розподілу ресурсів.

Результати досліджень процесу розподілу мережних ресурсів за концепцією Best Effort довели її неможливість гарантувати прийнятні значення пакетних затримок та пропускної здатності, достатніх для якісного передавання повідомлень. Тому використання Best Effort не дозволяє забезпечити мультисервісність у сучасних телекомунікаційних мережах.

Необхідність забезпечення різного рівня обслуговування для різних

потоків трафіку призвела до розвитку концепції IntServ [97]. Розподіл мережних ресурсів у межах концепції ґрунтується на попередньому резервуванні пропускної здатності та буферних ресурсів. Потреба в забезпеченні резервування ресурсів призвела до розробки відповідних службових протоколів. Однак, у наслідок збільшення кількості потоків, спостерігається зростання мережного трафіку за рахунок передавання службової інформації. Крім того, реалізація в маршрутизаторах механізмів попереднього резервування вимагає зберігання у пам'яті апаратних пристроїв характеристик кожного з потоків. При цьому збільшення кількості потоків потребує додаткової пам'яті та ускладнює виконання обчислень. Тож попереднє резервування ресурсів має низку переваг щодо гарантій QoS, але не задовольняє вимогам високої масштабованості сучасних телекомунікаційних мереж.

У рамках концепції DiffServ [95] кожний пакет, що передається, зараховується в граничному маршрутизаторі до певного класу обслуговування. Такий підхід до реалізації управління чергами має високу масштабованість. Встановлення пріоритетів та попередня класифікація пакетів в процесі обслуговування дозволили розділити потоки в маршрутизаторах на класи та здійснити фіксований розподіл пропускної здатності між визначеними класами. Такий розподіл ресурсів не потребує відстеження характеристик кожного з потоків. Загальна пропускна здатність вихідного каналу маршрутизатору провайдера, який забезпечує гарантоване під'єднання до нього N користувачів, визначається за умовою:

$$C \geq \sum_{i=1}^N C_i, \quad (1.1)$$

де C_i – мінімально гарантована частка пропускної здатності для i -го користувача.

При цьому у випадку наявності вільної пропускної здатності, коли деякі користувачі не активні, цей ресурс розділяється між усіма наявними (активними) користувачами у відповідності до призначених їм вагових

коефіцієнтів. Такий підхід спрямований на забезпечення зваженого максимінного принципу справедливого розподілу ресурсів [31].

Розподіл буферних ресурсів для різних класів трафіку здійснюється за порядком надходження пакетів. Особливістю є поділ загального буферу на декілька частин (черг), у відповідності до кількості класів трафіку. Кожна така черга призначена для обслуговування окремого класу трафіку. Причому розмір її визначається адміністративно, у залежності від вимог конкретного класу трафіку щодо максимальної затримки та мінімально відведеної для даного класу пропускної здатності каналу. Дослідження процесу розподілу буферних ресурсів стосуються визначення порядку налаштування превентивного механізму для кожного з класів обслуговування. Оскільки різні типи трафіку мають різні вимоги щодо якості обслуговування, в тому числі й до величини втрат пакетів [104], то зазначені механізми розподілу буферу повинні враховувати ці вимоги.

Початкові параметри процесу розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів визначаються провайдером телекомунікаційних послуг:

- за кожним класом трафіку закріплюється частина буферу певної ємності – черга фіксованої довжини;
- за кожною чергою закріплюється певна частина пропускної здатності каналу.

При цьому процес розподілу ресурсів телекомунікаційного каналу зводиться до:

- управління дисципліною обслуговування пакетів різних класів для відправлення в загальний канал;
- управління порядком застосування превентивних заходів щодо обмеження величини заповнення черги для кожного із класів трафіку.

Під дисципліною обслуговування розуміється порядок (послідовність) вибору пакетів активних класів для відправлення в канал.

Результати проведеного аналізу показують, що у відповідності до основних особливостей функціонування сучасних телекомунікаційних

мереж, концепція DiffServ є однією з пріоритетних, у рамках якої є можливість реалізувати ефективні методи розподілу мережних ресурсів з забезпеченням вимог до сучасних телекомунікаційних мереж.

1.2. Аналіз наукових і технологічних рішень з розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів

1.2.1. Аналіз методів статичного розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу

Провайдери телекомунікаційних послуг значно розширили кількість сервісів, що надаються кінцевим користувачам. Окрім того, різні користувачі в межах одного типу сервісу можуть обслуговуватися за різними тарифами та на різних умовах. Це зумовило необхідність використання обладнання, в якому є можливість розділу трафіку на класи. Такий розділ здійснюється на основі зчитування заголовків пакетів, що надходять до маршрутизатору. Для цього в заголовку IP-пакету є поле пріоритету Type of Services (ToS), що визначає тип сервісу. У рамках концепції DiffServ передбачено використання поля Differentiated Services Code Point (DSCP) [161], що розширює дане поле до шести біт. Кількість біт, відведених у заголовку пакетів для визначення пріоритету, визначає максимальну можливу кількість класів, на які може бути поділений трафік у такій мережі. Використання поля ToS надає можливість визначити вісім класів трафіку, а поля DSCP – шістдесят чотири. Згідно з останніми рекомендаціями ІТУ–Т Y.1541 [104, 147] можна виокремити такі класи трафіку:

- трафік високої інтерактивності;
- інтерактивний трафік;
- транзакції даних, що характеризуються високим рівнем інтерактивності;
- інтерактивні транзакції даних;
- трафік з низьким рівнем втрат;
- традиційний трафік даних в IP мережах.

Використання поля пріоритету в заголовку IP пакету надає змогу здійснити класифікацію й розподіл трафіку за чергами у відповідності до зазначених рекомендацій.

Ефективним розподілом пропускної здатності телекомунікаційного каналу вважається такий розподіл ресурсів, при якому забезпечується максимальне їх використання, а втрати пакетів є мінімальними. Особливо важливим при цьому є вибір дисципліни (порядку) відправлення пакетів із різних черг у загальний канал.

Більшість практично реалізованих у телекомунікаційному обладнанні дисциплін обслуговування із забезпеченням гарантій якості обслуговування можна розділити на такі типи [79]:

- дисципліни з використанням абсолютного пріоритету;
- дисципліни зі зваженим циклічним зверненням;
- дисципліни, що ґрунтуються на моделі розподілу ресурсів процесору (Generalized Processor Sharing, GPS).

Одним з найпростіших шляхів розподілу пропускної здатності є використання пріоритетних черг, при якому певні класи пакетів одержують переваги в обслуговуванні [119]. Однак використання методів пріоритетного обслуговування може призвести до повної монополізації каналу пакетами найвищого пріоритету (найбільшої вартості), а пакети нижчих класів будуть обслуговуватись при цьому за залишковим принципом. Тому в чистому вигляді таку схему розподілу використовувати не рекомендується.

Значна кількість дисциплін, реалізованих у сучасних маршрутизаторах, ґрунтується на ідеалізованій моделі GPS [166]. Згідно з цією моделлю розділені на класи обслуговування потоки пакетів, відправляються до відповідних черг. У моделі GPS час є безперервним. В будь-який момент часу кожний клас потоків отримує частку пропускної здатності каналу C_i , що визначається призначеною цьому класу вагою ω_i та кількістю активних класів обслуговування N :

$$C_i = C \frac{\omega_i C}{\sum_{j=1}^N \omega_j C}. \quad (1.2)$$

Активним вважають такий клас, пакети якого знаходяться в чергах маршрутизатора та потребують обслуговування. В процесі розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу за моделлю GPS для будь-якого пакету k , що надходить до черги i маршрутизатору в момент часу $a_{i,k}$, обчислюється параметр $F_{i,k}$, тобто час закінчення обслуговування. Визначення цього параметра здійснюється із врахуванням бітової довжини пакету та величини пропускної здатності каналу, що виділена для обслуговування пакетів даного класу. Згідно з моделлю GPS черги пакетів обслуговуються циклічно [31]. В межах кожного циклу з кожної черги забирається один біт для передавання в канал. Тривалість таких циклів не є постійною й визначається кількістю активних потоків N . Кількість циклів $V(t)$, що відбулись до часу t визначається з такого співвідношення:

$$\frac{dV(t)}{dt} = \frac{C}{N(t)}. \quad (1.3)$$

Якщо пакет k черги номер i має розмір $L_{i,k}$, то при швидкості один біт/цикл він буде обслуговуватися $L_{i,k}$ циклів. Для обчислення параметру $F_{i,k}$, для пакету k , який надходить до порожньої i -ої черги маршрутизатору в момент часу $a_{i,k}$, використовується такий вираз:

$$F_{i,k} = V(a_{i,k}) + L_{i,k}. \quad (1.4)$$

Якщо пакет надходить до непорожньої черги, що містить інший пакет, то обчислення величини $F_{i,k}$ потрібно виконувати з урахуванням часу обслуговування цього пакету, тобто:

$$F_{i,k} = F_{i,k-1} + L_{i,k}. \quad (1.5)$$

Об'єднання двох останніх виразів дає загальну формулу для визначення параметру $F_{i,k}$:

$$F_{i,k} = \max\{F_{i,k}, V(a_{i,k})\} + L_{i,k}. \quad (1.6)$$

Співвідношення (1.3)-(1.6) [31] дозволяють визначити час завершення обслуговування для кожного вхідного пакету. Розрахований час завершення обслуговування лише приблизно дорівнює реальному значенню цієї величини, оскільки кількість активних черг є змінною. Визначений параметр $F_{i,k}$ використовується для прийняття рішення про послідовність відправлення пакетів у канал. Алгоритм управління дисципліною обслуговування в межах кожного із циклів обслуговування здійснює процедуру сортування перших пакетів (Head of Line, HOL) усіх черг за параметром $F_{i,k}$. Пакети відправляються в канал у порядку збільшення цього параметра. Для прийняття рішення про відправлення аналізуються тільки HOL-пакети всіх наявних черг. Розглянута модель обслуговування має ряд властивостей [31]:

- забезпечення гарантії пропускної здатності для кожного із класів обслуговування пакетів та відсутність можливості впливу на гарантії інших класів;
- забезпечення принципу «справедливого розподілу ресурсів» для всіх наявних класів обслуговування;
- врахування розміру пакету $L_{i,k}$ в процесі прийняття рішення про розподіл пропускної здатності;
- забезпечення гарантії щодо затримки пакетів у чергах маршрутизатора;
- здійснення розподілу пропускної здатності у відповідності до умови (1.2) з використанням адміністративно призначених статичних вагових коефіцієнтів.

Безпосередня реалізація моделі GPS в реальному обладнанні є неможливою. Тому на практиці використовується моделювання GPS в безперервному часі для прийняття рішення про розподіл пропускної здатності при обслуговуванні пакетів. Такий підхід дозволяє здійснити апроксимацію GPS.

При апроксимації серверу GPS, пакети обираються для відправлення у відповідності до значень часу завершення обслуговування. Значення цієї функції обчислюється для кожного пакету за допомогою алгоритму GPS в безперервному часі. Найбільшого поширення й практичної реалізації в сучасних маршрутизаторах набула дисципліна зваженого справедливого обслуговування (Weighted Fair Queue, WFQ) [124]. Для апроксимації GPS та прийняття рішення про розподіл пропускної здатності за дисципліною WFQ обчислюється функція так званого віртуального часу [31]. В процесі обслуговування пакетів різних класів згідно з WFQ розглядають такі події:

- 1) надходження пакету до певної черги;
- 2) відправлення пакету сервером GPS в канал.

Момент часу настання j -ої події позначимо t_j , тобто $t_1 = 0$ є моментом надходження першого пакету. Для всіх $j=2,3,..$ на інтервалі часу $[t_{j-1}, t_j]$ кількість класів обслуговування є постійною величиною N . Значення функції віртуального часу $V(t)$ для моментів, коли сервер є вільним, дорівнює нулю. Тоді, розглядаючи певний період зайнятості, який починається в момент часу $t_1 = 0$, значення функції віртуального часу визначається за виразами [31]:

$$V(0) = 0;$$

$$V(t_{j-1} + \tau) = V(t_{j-1}) + \frac{\tau}{\sum_{i=1}^N w_i}, \text{ для } \tau < t_j - t_{j-1}, j = 2, 3. \quad (1.7)$$

Швидкість зміни цієї функції визначається її похідною:

$$\frac{dV(t_j + \tau)}{d\tau} = \frac{1}{\sum_{i=1}^N w_i}. \quad (1.8)$$

У відповідності до виразу (1.2):

$$C_i = w_i C \frac{dV(t_j + \tau)}{d\tau}. \quad (1.9)$$

Згідно з виразом (1.8) швидкість зміни параметру $V(t)$ залежить від

кількості активних класів протягом інтервалу часу та загальної пропускної здатності каналу. Тому при постійній кількості активних класів протягом певного інтервалу часу величина $V(t)$ є постійною та характеризує швидкість обслуговування пакетів одного класу. Параметр $V(t)$ залежить від кількості активних класів. Тому пропускна здатність, що надається i -му класу обслуговування протягом інтервалу часу тривалістю τ , визначається вагою та кількістю активних класів. У системі розподілу, реалізованій із застосуванням умови (1.2), пропускна здатність у найгіршому випадку (коли всі наявні класи є активними) буде розподілятися пропорційно статичним вагам, що присвоєні даним класам. Якщо хоча б один із потоків не є активним, пропускна здатність будь-якого i -го класу буде збільшуватися пропорційно його ваговому коефіцієнту.

Прийнято, що k -ий пакет прибуває до i -ої черги в момент часу $a_{i,k}$. Розмір даного пакету $L_{i,k}$. Віртуальний час початку та закінчення обслуговування позначимо $S_{i,k}$ та $F_{i,k}$ відповідно. Для всіх черг $F_{i,0} = 0$. Тоді значення функцій $F_{i,k}$ та $S_{i,k}$ визначаються за наступними співвідношеннями [31]:

$$S_{i,k} = \max\{F_{i,k-1}, V(a_{i,k})\}, \quad (1.10)$$

$$F_{i,k} = S_{i,k} + \frac{L_{i,k}}{w_i C}. \quad (1.11)$$

З прибуттям кожного нового пакету функція $V(t)$ обчислюється знову, а для пакету розраховується функція $F_{i,k}$. HOL-пакети усіх активних черг відправляються в канал у порядку збільшення даної функції.

Такий порядок відправки пакетів вимагає постійного відслідковування в маршрутизаторі кількості активних черг, а з прибуттям кожного нового пакету здійснення перерахунку функції $F_{i,k}$. Окрім цього, у кожному циклі передавання необхідно здійснювати сортування HOL-пакетів за значенням $F_{i,k}$. Така процедура є досить складною при великій кількості класів. Однак

результати показані в [159], дозволяють стверджувати, що механізми на базі WFQ з апроксимацією GPS дозволяють забезпечити розподіл ресурсів на низько- і високошвидкісних інтерфейсах. В [92, 167, 167] показано, що WFQ з досить високою точністю апроксимує роботу GPS.

Велика кількість робіт присвячена удосконаленню WFQ у частині апроксимації ідеалізованої моделі. В роботах [116, 129, 153, 180] рішення про порядок обслуговування приймається аналогічно WFQ, але процес розрахунку функції віртуального часу здійснюється іншим шляхом. В роботі [133] рішення про обслуговування взагалі приймається на підставі функції віртуального часу початку обслуговування. Це спрощує процедуру прийняття рішення в процесі вибору пакету для обслуговування. Результатом такого напрямку досліджень стала розробка дисциплін Virtual Clock, WF2Q, WF2Q+ та ін.

У практично реалізованих механізмах управління дисципліною обслуговування, які моделюють сервер GPS, можна виокремити такі особливості [31]:

- пакети розділяються на класи обслуговування і спрямовуються до відповідних черг;
- значення функції віртуального часу $V(t)$ обчислюється після надходження кожного пакета;
- функція $F_{i,k}$ обчислюється для кожного вхідного пакета, потім в порядку збільшення цієї функції обслуговуються HOL-пакети;
- в процесі обчислення значення функції віртуального часу закінчення обслуговування $F_{i,k}$ для пакету, що надходить до черги, враховується статичний ваговий коефіцієнт w_i , який призначений пакетам цього класу;
- розподіл вільної пропускної здатності між активними класами N має статичний характер і здійснюється у відповідності до їхніх вагових коефіцієнтів.

Таким чином, даний напрямок дозволяє реалізувати процес розподілу

пропускної здатності з забезпеченням принципу «справедливого розподілу ресурсів» та гарантіями щодо затримки та пропускної здатності за статичною схемою.

Дисципліни, що ґрунтуються на зваженому циклічному обслуговуванні (Weighted Round Robin, WRR) також набули широкого практичного використання. Суть дисципліни WRR полягає в послідовному зверненні до активних черг для відправлення пакетів [149]. Пакети в межах однієї черги відправляються в порядку надходження. Кількість пакетів для відправки в канал з кожної активної черги в межах поточного циклу обслуговування визначається за призначенням цій черзі ваговим коефіцієнтом w_i . Цикл обслуговування – це інтервал часу, протягом якого здійснюється обслуговування всіх N активних черг. Ваговий коефіцієнт визначає частку процесорного часу (пропускної здатності C), яку необхідно виділити даній черзі в кожному циклі обслуговування. Сума всіх призначених вагових коефіцієнтів дорівнює одиниці, що відповідає всій пропускній здатності каналу:

$$\sum_{i=1}^N w_i = 1. \quad (1.12)$$

Гарантована пропускна здатність, що надається i -й черзі визначається за формулою:

$$C_i = w_i C. \quad (1.13)$$

Враховуючи, що кількість активних черг N та величина їх заповнення змінюються з часом, тривалість циклу обслуговування не є постійною величиною. Тому зменшення кількості активних черг протягом ділянки часу, що дорівнює максимальному циклу обслуговування, призведе до пропорційного збільшення пропускної здатності інших класів. Недоліком дисципліни WRR є неможливість забезпечити гарантії щодо пропускної здатності та затримки пакетів, коли пакети мають різний розмір $L_{i,k}$. Для врахування розміру пакету в процесі розподілу пропускної здатності запропоновано ряд підходів [187], результатом яких стала поява дисциплін

Deficit Round Robin (DRR) та Modified Deficit Round Robin (MDRR). В цих дисциплінах для прийняття рішення про відправлення пакету в межах кожного циклу обслуговування використовується спеціальний параметр – квант (частка) процесорного часу, який виділяється кожній з черг. Даний параметр є постійним та пропорційним ваговому коефіцієнту черги. При зверненні до i -ої черги, величина кванту порівнюється з часом необхідним для обслуговування k -го HOL-пакету з розміром $L_{i,k}$. Якщо величина кванту більша за час, потрібний для обслуговування даного пакету, то пакет обслуговується, а залишок часу переходить в новий цикл, в іншому випадку значення кванту зберігається та додається в наступному циклі. Даний процес повторюється, доки значення кванту не буде достатнім для обслуговування даного пакету. Дисципліни DRR та MDRR знайшли практичне використання в наявних маршрутизаторах для IP-мереж, оскільки дозволяють забезпечити гарантії різних класів незважаючи на величину пакету.

Розглянуті вище дисципліни обслуговування, що ґрунтуються на використанні абсолютного пріоритету, зваженого циклічного звернення та моделюванні віртуального часу GPS, в тій чи іншій мірі, дозволяють забезпечити мультисервісність ТКМ з певним рівнем гарантій для різних класів трафіку в процесі розподілу пропускнуої здатності. Пропускна здатність вихідного каналу розподіляється між активними класами пропорційно їх ваговим коефіцієнтам. Однак випадковий характер процесів в сучасних ТКМ та статичне управління чергами можуть призводити до втрат пакетів, збільшення їх затримок в маршрутизаторі. Особливості ТКМ, що пов'язані з випадковим характером трафіку, а також невизначеністю станів мережі або її елементів, не можуть бути враховані при використанні методів розподілу, які ґрунтуються на вищезазначених дисциплінах обслуговування пакетів. Це пов'язано з тим, що в даному випадку не відстежується динаміка функціонування ТКМ.

Отже, наявні методи розподілу пропускнуої здатності телекомунікаційних каналів мають низьку адаптивність, що не дозволяє

забезпечити ефективний розподіл пропускної здатності в маршрутизаторах сучасних ТКМ. Низька ефективність процесу розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів, в свою чергу, не дозволяє забезпечити якісну передачу інформаційних потоків та призводить до збільшення витрат, необхідних для передавання інформації в такій мережі. Перспективним напрямком підвищення ефективності процесу розподілу пропускної здатності є врахування динаміки функціонування ТКМ у відповідних методах розподілу мережних ресурсів.

1.2.2. Аналіз методів динамічного розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу

Пропускна здатність телекомунікаційного каналу може бути розподілена між декількома класами обслуговування множиною варіантів, згідно з обраним методом управління обслуговуванням пакетів. Такий вибір визначається, передусім, цільовою функцією за якою оптимізується система розподілу пропускної здатності.

Одним з найбільш поширених підходів, направлених на забезпечення динамічного розподілу пропускної здатності телекомунікаційних каналів в маршрутизаторах, є використання потокових моделей (flow-based models). Такий підхід дозволяє здійснити перерозподіл пропускної здатності вихідного інтерфейсу маршрутизатору шляхом рішення оптимізаційних задач управління чергами. Загальний підхід щодо побудови потокових моделей для динамічного балансування черг маршрутизатора представлений в [32].

В роботі [3] динамічний характер процесу розподілу пропускної здатності надається шляхом динамічного перерозподілу інтенсивності i -го потоку між різними чергами. Оптимізаційна задача направлена на мінімізацію верхнього порога завантаженості черг з врахуванням таких характеристик потоку, як розмір пакету та його пріоритет.

В роботі [73, 74] запропоновано ієрархічний метод балансування черг. Метод передбачає два рівні розрахунків: на верхньому рівні здійснюється попередній розподіл потоків з закріпленням за ними певної частки пропускної здатності вихідного інтерфейсу. На нижньому рівні кожна з визначених черг розділяється на частини, в межах яких здійснюється балансування вхідного навантаження в відповідності до різних потокових моделей. Вибір конкретної потокової моделі визначається характером вхідних потоків і розрахований на дві умови:

- агрегований трафік складається з великої кількості окремих потоків невеликої інтенсивності;
- умова низької та середньої завантаженості інтерфейсу.

Підхід щодо розподілу пропускної здатності оснований на потокових моделях є одним з перспективних, що дозволяє забезпечити покращення основних показників якості. Кожна з запропонованих моделей [32] має свою область застосування, а використання ієрархічного підходу для забезпечення динамічного розподілу пропускної здатності та буферного ресурсу [73, 74] дозволяє змінювати поточну модель на іншу, адаптуючись до зміни умов функціонування.

Важливе значення при використанні потокових моделей має характер вхідного трафіку. Потокові моделі ґрунтуються на використанні середніх (або максимальних) значень інтенсивностей потоків. Використання максимальних значень є невиправданим з економічної точки зору. Середні значення інтенсивностей будуть коректними при стаціонарному характері трафіку. Нестационарний трафік характеризується миттєвими сплесками інтенсивності, що можуть виникати випадковим чином. Усереднення в умовах нестационарності вхідних потоків може призводити до збільшення втрат пакетів, що виникають через переповнення буферу та не враховуються при прийнятті рішень. Разом з тим, для такого трафіку є характерною властивість самоподібності. Завдяки цьому такий трафік може бути спрогнозований, а результати прогнозування використані для рішення задачі

розподілу ресурсів. Тому, в умовах нестаціонарності вхідних потоків, для динамічного розподілу пропускної здатності та буферного ресурсу перспективними вважаються моделі, які ґрунтуються на пакетному аналізі.

В основу динамічної зміни пропускної здатності в таких моделях покладено зміну вагових коефіцієнтів, призначених кожному класу пакетів [31, 126, 138, 194].

Загальновідомим засобом адаптивного управління чергами пакетів є підхід, що базується на забезпеченні вимог QoS для наявних класів трафіку та справедливому розподілі пропускної здатності [135, 142, 145, 151, 165, 190, 197, 199]. В роботі [197] здійснюється зміна вагових коефіцієнтів для WRR в залежності від середньої довжини черги. Середня довжина черги розраховується з використанням low-pass фільтра і використовується для перерахунку вагового коефіцієнту для вищого класу. Використання low-pass фільтра є досить поширеним в системах управління телекомунікаційними мережами для розрахунку середніх значень певних величин, наприклад, для обчислення середньої довжини черги згідно з методом RED. Однак даний підхід має значний недолік, оскільки при розрахунку використовуються сталі величини, значення яких добирають евристично. Окрім того, згідно з цим підходом проблематично забезпечити вимоги щодо якості обслуговування для нижчих класів пакетів (Assured Forwarding (AF) та Best Effort). В роботі [145] використовується адаптивне налаштування вагових коефіцієнтів для WRR в залежності від середньої величини пакету. Вагові коефіцієнти перераховуються в залежності від розрахованої середньої величини пакету. Здійснена таким чином зміна пропускної здатності, повинна забезпечити вимоги QoS та справедливий розподіл пропускної здатності. Аналіз вищезазначених робіт показує, що запропоновані в них методи адаптації ґрунтуються на евристичних моделях та потребують правильного налаштування під конкретні умови функціонування.

Відомі методи управління чергами пакетів, що ґрунтуються на використанні нечіткої логіки [2, 7, 8]. В умовах невизначеності та неповноти

інформації про поточний стан мережі та її елементів, а також при випадковому характері трафіку з невідомим законом розподілу, такі методи є досить перспективними. Нечіткі системи логічного виводу Fuzzy Inference System (FIS) [9, 17, 19, 24, 37, 78, 188, 200] дозволяють приймати рішення в умовах нечіткої або неповної інформації про стан ТКМ або її елементів. Загальний підхід для управління чергами пакетів різних класів з використанням нечіткої логіки викладений в роботах [113-115, 118, 121, 90, 128, 130-132, 156, 157, 160, 185, 188, 202, 205]. В процесі прийняття рішення про розподіл пропускної здатності каналу для передавання пакетів різних класів на основі нечіткого логічного виводу експертом обираються вхідні змінні та вихідна (керуюча) змінна. Потім здійснюється фазифікація вхідних змінних, необхідних для логічного виводу. На цьому етапі для кожної змінної добираються вид (форма, кількість термів) та межі функцій належності. Потім складається база нечітких правил, яка є основою нечіткої системи логічного виводу [23, 25]. На підставі складених правил здійснюється процедура нечіткого логічного виводу. Результатом цієї процедури є вихідна змінна, що має чітке значення, яке використовується для прийняття рішення про перерозподіл пропускної здатності. В роботах [160, 185] вихідною змінною системи FIS є індекс пріоритету пакетів. На підставі даного індексу приймається рішення про черговість обслуговування пакетів. Для отримання індексу пріоритету в роботі [185] використовується три вхідних змінних (час прибуття пакету, довжина черги та інтенсивність трафіку). В роботі [160] для цього використовується п'ять вхідних змінних (час прибуття пакету, час очікування, довжина черги, величина пакету та тип сервісу). В роботі [114] як вихідна змінна системи логічного виводу прийнято ваговий коефіцієнт w_i , що визначає частку пропускної здатності в наступному циклі обслуговування для даного класу пакетів. При цьому використовують такі вхідні змінні: затримку згідно вимог для трафіку реального часу та пропуску здатність для трафіку даних. Кожна з цих змінних має п'ять термів.

Подібні системи використовуються для управління й іншими

процесами в телекомунікаційних мережах. Недоліками таких систем є складність вибору та налаштування функцій належності вхідних величин (покладається на експерта), а також їх низька масштабованість. Окрім того, в цих системах практично не враховується зміна характеру трафіку, що є неприйнятним в умовах нестационарного вхідного навантаження.

Досить поширеним є підхід до розподілу ресурсів каналної пропускної здатності, що ґрунтується на економічній оптимізації [111, 112, 136, 139, 144, 148, 155, 162, 168, 183, 184, 198]. Згідно з концепцією DiffServ в сучасних телекомунікаційних мережах між мережними провайдерами та кінцевими користувачами складається договір про рівень сервісного обслуговування, одним з елементів якого є порядок оплати за надані послуги [28]. Виходячи з цього, з'являються передумови для оптимізації розподілу пропускної здатності на основі економічних критеріїв. Даний підхід базується на забезпеченні кращого обслуговування тих користувачів, які сплачують більшу вартість за переданий трафік. Відповідно до цього провайдери можуть надавати більше ресурсів тим користувачам, що сплачують більше. Кожному i -му класу трафіку призначається певна вартість передачі його пакетів маршрутизатором r_i . В межах циклу обслуговування кількість пакетів для передавання в загальний канал ємністю C з різних черг перераховується таким чином, щоб значення цільової функції було максимальним:

$$\sum_{i=1}^n r_i w_i C \rightarrow \max. \quad (1.14)$$

Кількість пакетів у такому випадку є еквівалентною призначеним ваговим коефіцієнтам w_i .

В [139, 144, 183] запропоновано використання цільової функції (1.14) для адаптивної зміни вагових коефіцієнтів дисципліни обслуговування WFQ з урахуванням додаткових вимог щодо затримки пакетів. Цільова функція

виду (1.14) характеризує сумарний виграш, що отримується від передачі пакетів певних класів.

Використовують чимало схем оплати телекомунікаційних послуг, що можуть бути застосовані на практиці [112, 179]. Однак найбільшого поширення набула оплата за використаний трафік [141]. В даній схемі користувач оплачує передавання певного об'єму трафіку, виходячи з його фіксованої вартості. Інша схема передбачає оплату за доступ до надання телекомунікаційних послуг і може бути зведена до попередньої схеми. Оскільки об'єм трафіку користувача, переданий за певний інтервал часу, обмежується наданою йому пропускною здатністю, можна обчислити середню вартість передавання одного пакету. Використання вищезазначених схем оплати дозволяє забезпечити диференційований підхід при розподілі пропускної здатності телекомунікаційного каналу не тільки між різними класами трафіку (дані, голос, відео), а й між різними користувачами. Тому вищезгадані схеми оплати можуть бути застосовані для динамічної зміни вагових коефіцієнтів при використанні цільової функції (1.14).

Проте не розв'язаним залишається питання щодо забезпечення ефективного розподілу пропускної здатності в наступних циклах передачі [143, 184]. Надання занадто малої пропускної здатності в поточному циклі, в умовах нестационарного вхідного навантаження, може призвести до переповнення черг та втрат пакетів в наступних циклах обслуговування. Для рішення цього питання необхідно мати дані про вхідне навантаження в наступних циклах обслуговування на етапі прийняття рішення. Використання цієї інформації дозволить здійснити обслуговування пакетів різних класів в такому порядку, щоб загальний виграш при цьому був максимальним, а втрати пакетів мінімальними. Така задача розподілу пропускної здатності може бути розв'язана з використанням математичного апарату лінійного програмування [11]. При цьому дані про вхідне навантаження в наступних циклах обслуговування можуть бути отримані шляхом використання систем

прогнозування трафіку. Даний тип систем можна розробити на основі гібридних нейро-нечітких систем [14].

Таким чином, існує чимало підходів до динамічного розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу. Однак їх використання стримується через недостатнє теоретичне обґрунтування та невідповідність умовам функціонування сучасних телекомунікаційних мереж. Одним з перспективних напрямків є використання потокових моделей. Але їх використання потребує рішення додаткових задач пов'язаних з знаходженням параметрів потоку. В умовах нестационарного вхідного навантаження, це може призводити до ускладнення таких моделей. Для таких умов пропонується динамічний розподіл пропускної здатності та буферного ресурсу здійснювати на рівні пакетів. Даний підхід може бути використаний при реалізації ієрархічних методів або їх доповненні, при виявленні нестационарності вхідних потоків.

Особливої уваги заслуговує підхід для розподілу пропускної здатності, що ґрунтується на урахуванні економічного критерію. Динамічний розподіл пропускної здатності, при застосуванні такого підходу, дозволить реалізувати відповідні моделі на рівні пакетів. Оптимізація процесу розподілу пропускної здатності, з використанням економічного критерію та врахуванням даних прогнозу про вхідне навантаження, дозволить забезпечити високу якість передачі інформаційних потоків. Очікується, що наслідком такої оптимізації стане зниження імовірності відкидання пакетів, а також збільшення економічного виграшу, що отримується від їх передачі. Однак відсутність параметрів, що враховують вхідне навантаження в майбутніх циклах, та недосконалий перерозподіл пропускної здатності знижують ефективність функціонування ТКМ. Тому необхідно розробити метод розподілу пропускної здатності каналу на основі врахування очікуваного вхідного навантаження для майбутніх послідовних циклів обслуговування, що дозволить уникнути зайвих втрат пакетів.

Окрім того, необхідно зазначити, що знайдені значення імовірності

відкидання пакетів для певного класу трафіку не можуть бути використані для обґрунтування рекомендацій кінцевому користувачу щодо об'єму переданої інформації при заданих характеристиках якості. Тому існує необхідність в розробці відповідної математичної моделі, яка б дозволила знаходити відповідні залежності. Використання такої моделі дозволить оцінити ефективність застосування відповідного методу розподілу з точки зору кінцевого користувача.

1.3. Аналіз методів активного управління чергами пакетів, що надійшли для передавання по телекомунікаційним каналам

Розподіл буферного ресурсу в сучасних маршрутизаторах реалізований за статичною схемою. Найвні класи обслуговування адміністративно розподіляються на окремі черги для забезпечення диференційованого підходу при розподілі буферних ресурсів.

Наукові дослідження, спрямовані на підвищення ефективності розподілу буферних ресурсів представлені в [32-36]. У цих роботах пропонується динамічний перерозподіл буферного ресурсу, так зване балансування буферу, коли розмір черги, закріпленої за окремим класом, не є статичним, а буферні ресурси розподіляються динамічно між класами в залежності від інтенсивності вхідних потоків. В роботах [32, 33] пропонується потокова модель активного управління чергами в якій узгоджено вирішуються задачі розподілу пропускної здатності та превентивного обмеження заповнення черг. Використання поточкових моделей для рішення задач розподілу ресурсів є перспективним за умови коректного визначення характеристик потоку. В умовах нестационарного вхідного навантаження, їх використання потребує вирішення додаткових задач. Тому в межах даних досліджень пропонується використання моделей та методів оснований на пакетному аналізі.

Динаміку навантаження планується враховувати при адаптивній зміні

пропускної здатності. Такий підхід, в рамках забезпечення якості обслуговування для різних класів трафіку, є еквівалентним балансуванню буферних ресурсів. Тому підвищення ефективності процесу розподілу буферного ресурсу буде розглядатися в рамках методів превентивного обмеження заповнення статичних черг в межах кожного класу.

Кожна з визначених черг має фіксований розмір, а пакети певного класу обслуговуються у ній в порядку надходження (за принципом «First Input – First Output», FIFO) [150]. В [31] показані істотні недоліки FIFO. Перспективним напрямком теоретичних та практичних досліджень, спрямованих на забезпечення ефективного розподілу буферних ресурсів, є впровадження методів превентивного (завчасного) обмеження величини заповнення буферної ємності. Результати цих досліджень реалізовані в сучасному обладнанні. Сукупність методів, призначених для забезпечення превентивних заходів, отримала назву активного управління чергами (Active Queue Management, AQM). В основі цих методів є випадкове завчасне відкидання пакетів.

Зазначені методи спрямовані на усунення недоліків «відкидання хвоста» (Tail Drop) та забезпечення «справедливої буферизації» між різними потоками в межах одного класу. Одним з найпоширеніших методів, реалізованих в сучасних маршрутизаторах, став метод випадкового завчасного виявлення перевантаження (Random Early Detection, RED) [121]. Згідно з цим методом для кожного вхідного пакету визначається можливість бути розміщеним в черзі для подальшого передавання у вихідний інтерфейс маршрутизатора. Якщо така можливість є, то пакет ставиться в чергу, в іншому випадку – відкидається. Виходячи з цього, всі операції, що виконуються згідно з методами AQM і пов'язані з завчасним відкиданням пакетів, є складовою частиною процесу розподілу буферних ресурсів. Початок реалізації RED, у більшості сучасних маршрутизаторів, здійснюється шляхом активізації завчасного відкидання на відповідному інтерфейсі. До цього завчасне відкидання вимкнене і пакети обслуговуються

до заповнення черги. У випадку переповнення буферу всі нові пакети, які надходять до повної черги, відкидаються. Після активізації RED, процес завчасного відкидання запускається з параметрами, значення яких рекомендуються для всієї множини випадків використання. В ряді робіт [80, 81, 110, 158], показані значні недоліки такого підходу. Тому виробниками обладнання передбачена можливість адміністративної зміни основних параметрів RED. До основних параметрів RED відносять:

- поточна величина розміру черги q^B ;
- максимальна величина розміру черги T_{max} ;
- мінімальна величина розміру черги T_{min} ;
- максимальне значення функції імовірність відкидання P_{max} ;
- ваговий коефіцієнт для визначення середньої довжини черги w_q .

Для кожного i -го пакету, що надходить на вхід маршрутизатора, спочатку визначається значення середньої довжини черги avg за такою формулою:

$$avg_i = (1 - w_q)avg_{i-1} + w_q q_i^B. \quad (1.15)$$

Цей параметр є основою для визначення імовірності відкидання $P_{i \text{ відк}}$ для i -го пакету, яка визначається за такою формулою:

$$P_{i \text{ відк}} = \frac{P_{max}(avg_i - T_{min})}{T_{max} - T_{min}}. \quad (1.16)$$

Значення параметру T_{max} встановлюється рівним розміру буферної ємності. Значення параметру T_{min} обчислюється у відповідності до рекомендацій з розрахунку від 0,3 до 0,6 від величини T_{max} . Усім пакетам, для яких розрахований параметр avg є меншим за T_{min} , надається місце в буфері. Згідно з RED процес відкидання пакетів починається при досягненні параметром avg мінімальної визначеної межі T_{min} . На інтервалі $[T_{min}, T_{max}]$ імовірність відкидання збільшується лінійно від 0 до P_{max} . На основі отриманої імовірності відкидання пакету $P_{i \text{ відк}}$ розраховується остаточна

імовірність відкидання з врахуванням кількості невідкиннутих пакетів n , рахуючи з останнього відкинутого:

$$P_o = \frac{P_{i \text{ відк}}}{(1 - nP_{i \text{ відк}})} \quad (1.17)$$

Потім приймається рішення про надання даному пакету місця в буфері або про його відкидання. Остаточна імовірність відкидання P_o порівнюється з псевдовипадковим числом R , що має рівномірний розподіл на інтервалі $[0, 1]$. Якщо для i -го пакету $P_o \geq R$, то пакет відкидається, в іншому випадку – пакет отримує місце в черзі. У випадку перевищення параметром avg верхньої межі черги T_{max} всі пакети відкидаються з імовірністю рівною одиниці. Особливої уваги у вищезазначеному процесі надання доступу до буферного ресурсу для вхідних пакетів заслуговує порядок налаштування параметрів RED та їх оновлення. В умовах функціонування сучасних телекомунікаційних мереж, при випадковому характері вхідного навантаження, використання рекомендованих статичних значень цих параметрів може призвести до значних втрат пакетів та неефективного розподілу буферних ресурсів. Разом з тим, можливість зміни параметрів RED, дозволяє налаштувати його під конкретні умови функціонування телекомунікаційної мережі. Проте при цьому існує необхідність рішення складної задачі їх підбору та оновлення з врахуванням умов функціонування ТКМ та параметрів вхідного навантаження. Це безпосередньо пов'язано з евристичною схемою реалізації RED. Кожен з вхідних параметрів RED, який має бути відповідним чином налаштований, впливає на ефективність розподілу буферного ресурсу. Налаштування параметру T_{min} визначає межу, коли в процесі буферизації, пакету може бути відмовлено в постановці в чергу. Від того, наскільки рано почнуться такі відмови, залежить кількість відкиннутих пакетів та середня величина затримки пакетів в черзі. Параметр T_{max} має вирішальне значення в процесі визначення середньої затримки пакетів, оскільки затримка напряму залежить від розміру черги, яка

виділяється даному класу обслуговування та швидкості зчитування з неї пакетів. Параметр P_{max} визначає, наскільки агресивно буде здійснюватися відмова в обслуговуванні пакетів. Збільшення значень цього параметру призведе до збільшення кількості пакетів, яким буде відмовлено в буферизації. При цьому значення середньої затримки буде зменшено. Ваговий коефіцієнт w_q є визначальним при розрахунку середньої довжини черги avg . Даний параметр здійснює безпосередній вплив на інерційність зміни значень параметру avg . При збільшенні значень w_q RED починає швидше реагувати на зміну поточної довжини черги, що знаходить своє відображення в зменшенні інерційності при зміні параметру avg . У певних випадках (при значних сплесках трафіку) це може бути неприпустимим, оскільки призведе до невиправданих втрат пакетів. З іншої сторони, зменшення параметру w_q , може викликати занадто повільну зміну параметру avg , що в певних випадках буде призводити до невиправданої відсутності відмов в буферизації. Для зменшення недоліків RED був запропонований метод Gentle RED. У ньому, на відміну від класичного RED, процес відмови в наданні буферного ресурсу поділяється на два етапи. Для цього інтервал $[T_{min}, T_{max}]$ розбивається на дві частини точкою T_{min1} . Функція $P_{i\text{ відк}}(avg)$ на інтервалі $[T_{min}, T_{min1}]$ змінюється лінійно до максимального значення P_{max1} , а на інтервалі $(T_{min1}, T_{max}]$ до максимального значення P_{max} . При цьому $P_{max} > P_{max1}$, що забезпечує дві фази – помірну та агресивну. Однак при цьому виникає додаткова проблема щодо вибору значення параметру T_{min1} [123].

Необхідність забезпечення мультисервісності сучасних ТКМ призвела до появи методів Multilevel RED (MRED), RED In/Out (RIO), Weighted RED (WRED), [31], Stabilized RED [164]. Згідно з ними, превентивні заходи можуть бути реалізовані на кожній з визначених черг. При цьому ускладнюється задача налаштування параметрів відповідного методу для

ефективного управління буферним ресурсом. Однак, зазначені методи, аналогічно RED, ґрунтуються на евристичних моделях зі статичним налаштуванням параметрів на основі експертних даних. Це призводить до неефективного управління процесом доступу до буферних ресурсів при функціонуванні ТКМ в умовах невизначеності та випадковому характері трафіку. Складність вибору параметрів RED, а також низька ефективність використання його з рекомендованими значеннями параметрів для трафіку сучасних телекомунікаційних мереж призвела до проведення низки досліджень [4, 91, 105, 122, 186] щодо можливої адаптації цих параметрів. В результаті адаптивні методи управління чергами реалізовано на практиці у низці сучасних маршрутизаторів. Найбільшого поширення серед таких методів набув Adaptive RED (ARED) [120]. Сутність даного методу полягає в адаптивній зміні основних параметрів RED в залежності від інтенсивності вхідного трафіку. Зміна інтенсивності вхідного трафіку відслідковується для коректування параметрів в процесі прийняття рішення про надання місця в буфері для вхідних пакетів або їх відкидання. Зі збільшенням інтенсивності вхідного навантаження система адаптації налаштовує параметри RED більш жорстко, внаслідок чого кількість пакетів, які отримують відмову в буферизації, збільшується. Зі зменшенням інтенсивності вхідного трафіку параметри RED налаштовуються таким чином, що кількість пакетів, які розміщуються в буфері, зростає, а відповідна кількість відмов зменшується. Згідно з ARED якщо середня черга avg збільшується і виходить за межі визначеного інтервалу, то максимальна імовірність відкидання P_{max} починає адитивно збільшуватися з кроком α до значення 0,5. В іншому випадку зі зменшенням avg параметр P_{max} мультиплікативно зменшується з кроком β до значення 0,01. Значення для параметрів α і β підбираються експериментально і приймають з врахуванням обмежень такі значення: $\alpha < 0,25P_{max}$ і $\beta > 0,83$. Значення параметру w_q оновлюється з врахуванням поточної пропускної здатності виділеної для каналу C (пакетів/секунду), в

відповідності до співвідношення: $w_q = 1 - \exp(-\frac{I}{C})$. Даний підхід хоча й має більшу складність в процесі прийняття рішень про надання буферних ресурсів різним пакетам, але є більш ефективним у порівнянні зі звичайним RED, бо дозволяє в більшій мірі врахувати особливості телекомунікаційної мережі та трафіку, що надходить.

Детальний аналіз показує, що ARED також реалізований за евристичною схемою. Значної уваги заслуговує вибір періодичної зміни (адаптації) параметрів ARED. Інтенсивність трафіку в сучасних телекомунікаційних мережах може змінюватися стрибкоподібно, а сам трафік характеризується різним рівнем пачковості, то період адаптації може бути занадто великим для коректного реагування. Це призводить до некоректного налаштування параметрів ARED, неефективного використання буферу, бо пакети, що мали бути буферизовані, відкидаються, чи, навпаки, буферизуються ті пакети, які необхідно було відкинути.

Іншим відомим методом динамічного управління буферним ресурсом маршрутизатора, що враховує пачковість трафіку, є Dynamic RED (DRED) [86]. При використанні DRED динамічно змінюються параметри w_q та P_{max} . Для відстеження динаміки вхідного навантаження вводяться додаткові параметри: *surplus* та *warning line*. Це дещо ускладнює процес прийняття рішення про надання буферного ресурсу. Але основним недоліком при цьому виступає евристичний характер параметрів, що використовуються. Так для динамічної зміни коефіцієнту w_q , використовується параметр *warning line*. Значення для параметру *warning line* обране евристичним шляхом і розраховується за рекомендаціями розробників DRED на основі загального розміру буферу B за наступним співвідношенням:

$$warning\ line = \frac{B}{2}. \quad (1.18)$$

Згідно з DRED якщо $avg < warning\ line$, то параметр w_q розраховується як в класичному RED, в іншому випадку – параметр w_q обчислюється за формулою:

$$w_q = \begin{cases} w_{q-1} & R \in [0; 0,1]; \\ 4w_{q-1} & R \in [0,1; 0,2]; \\ 8w_{q-1} & R \in [0,2; 0,3]; \\ 12w_{q-1} & R \in [0,3; 0,4]; \\ 16w_{q-1} & R \in [0,4; 0,5]; \\ 20w_{q-1} & R \in [0,5; 1]. \end{cases} \quad (1.19)$$

Параметр R визначає величину пачковості вхідного трафіка, віднесену до розміру буферу, та обчислюється за допомогою співвідношення:

$$R = \frac{surplus}{B} = \frac{q_i^B - avg}{B}. \quad (1.20)$$

Параметр $surplus$, як видно з (1.20), визначає величину відхилення поточної черги від її середнього значення.

Зазначені вище параметри налаштовуються у відповідності до експертних рекомендацій, тому не можна стверджувати про можливість забезпечення високої ефективності процесу розподілу буферних ресурсів при їх застосуванні для всієї множини випадків. Наприклад, в [158] доведено неможливість забезпечити вибір універсальних параметрів для всіх випадків використання RED.

Тому до основних недоліків вищезазначених методів можна віднести:

- евристичний характер та відсутність наукового обґрунтування механізмів розподілу буферних ресурсів;
- складність визначення характеристик потоку в умовах нестационарного вхідного навантаження;
- складність визначення періодичності та характеру адаптивної зміни

параметрів управління.

Вказані недоліки можуть призвести до неефективного розподілу буферного ресурсу: збільшення середньої затримки пакетів в вузлі або збільшення втрат пакетів через надмірне відкидання. Тому використання даних методів в сучасних маршрутизаторах має свою область застосування.

Використання адаптивних систем при розподілі ресурсів телекомунікаційних каналів є одним з перспективних напрямів підвищення ефективності даного процесу. Евристичне підґрунтя методів управління чергами, які практично використовуються в маршрутизаторах, та складність проведення адаптації вхідних параметрів не дозволяють ефективно вирішити задачу розподілу в умовах нестаціонарного трафіку. В останні роки значно збільшилась кількість досліджень, спрямованих на реалізацію адаптивного налаштування систем розподілу мережних ресурсів, які ґрунтуються на використанні систем з нечіткою логікою. Даний напрям вважається перспективним, враховуючи вищезазначені особливості функціонування сучасних ТКМ.

1.4. Обґрунтування вибору наукового апарату для розробки методів розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів. Формулювання наукової задачі та часткових завдань дослідження

В умовах невизначеності та випадкового нестаціонарного характеру трафіку перспективним напрямком управління телекомунікаційними ресурсами є використання математичного апарату нечіткої логіки [15, 84, 85, 106-109, 196, 203]. Результатом відповідних досліджень стала поява методів Fuzzy RED [15, 106, 109] й Adaptive GRED [85], в яких пропонується використовувати методи нечіткої логіки для отримання значення імовірності відкидання пакетів в процесі функціонування ТКМ. Як вхідні змінні такої нечіткої системи логічного виводу використовують середнє значення довжини черги та швидкість зміни довжини черги. Вихідною змінною є

імовірність відкидання пакету. В основі нечіткої системи лежить набір нечітких правил-продукцій. Такі правила складені суб'єктивно на базі експертної інформації. При цьому обчислення середньої довжини черги здійснюється з використанням виразу (1.15), що потребує коректного налаштування вагового коефіцієнту w_q .

Аналіз перспективних шляхів підвищення ефективності процесу розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів, що базуються на використанні нечітких систем логічного виводу, показав, що існує множина різних варіантів вхідних та вихідних параметрів, а також множина варіантів їх налаштування. Оскільки вхідні величини можуть змінюватися в значних межах, це повинно бути враховано при доборі для них функцій належності, а також при складанні нечітких правил [93]. Тобто для забезпечення коректного функціонування нечітких систем логічного виводу виникають задачі вибору функцій належності вхідних та вихідних змінних, налаштування цих функцій та коректного складання правил-продукцій. Не зважаючи на значні переваги зазначених систем, пов'язаних з можливістю функціонування в умовах невизначеності, виникає потреба в додаткових механізмах їх налаштування. Особливо це стосується умов нестаціонарності вхідного навантаження, коли виникає задача адаптивного налаштування нечітких систем. Перспективним науковим напрямком є використання гібридних систем, що ґрунтуються на поєднанні нечітких систем логічного виводу та нейронних мереж [9, 24, 26, 27, 29, 30, 41, 72, 78, 103, 125, 140]. Нейронні мережі [71] є засобом, який можна використати для налаштування нечіткої системи логічного виводу [193]. З цією метою створено адаптивні нейро-нечіткі системи (Adaptive neuro fuzzy Inference System, ANFIS) [191]. В останні роки даний тип систем використовується для рішення різних задач управління в ТКМ [22, 24, 100, 102, 152, 163]. Це пов'язано з тим, що значно спрощується (автоматизується) процес створення бази правил-продукцій та налаштування функцій належності для вхідних та вихідних змінних [44, 94, 101]. Даний тип систем пропонується використати для управління вікном перевантаження в мережах

на основі стеку протоколів TCP/IP [22]. Такі системи широко використовуються для рішення задач прогнозування різних величин [82, 102]. В роботі [102] пропонується здійснювати прогнозування тривалості часу між надходженнями пакетів до серверу.

Особливістю нейро-нечітких систем є необхідність їх навчання. Враховуючи динамічний характер процесів, що проходять під час функціонування ТКМ, для отримання коректного значення управляючого параметру на виході нейро-нечіткої системи, вона повинна бути навчена актуальною вибіркою. З цією метою проводиться періодичне перенавчання таких систем з використанням алгоритму оберненого поширення помилки [1, 83, 137, 181].

Евристичний характер наявних методів активного управління чергами знижує ефективність їхнього використання для розподілу буферного ресурсу. Враховуючи час, необхідний для здійснення управління, рішення про розподіл буферної пам'яті в сучасних телекомунікаційних мережах повинно прийматися завчасно на основі даних прогнозу про вхідне навантаження. Для вирішення задач мережного управління використовуються різні моделі прогнозування: авторегресійні, моделі проінтегрованого середнього [18, 178, 182,], нейронні мережі [76] тощо [5]. Враховуючи наведені вище особливості сучасних телекомунікаційних мереж, для отримання інформації про кількість пакетів, що мають надійти в наступних циклах, пропонується використати нейро-нечіткі системи [52-54, 66, 173, 174, 192]. Перевагою такого типу систем є можливість перенавчання та адаптації до зміни умов функціонування телекомунікаційної мережі.

Нейро-нечіткі системи можуть бути використані для прогнозування вхідного навантаження в процесі активного управління пакетними чергами. Забезпечення превентивних засобів, що базується на використанні нейро-нечітких систем, пропоновані в роботах [51, 55, 63, 160].

В статті [63] запропонований метод нейро-нечіткого управління інтенсивністю відкидання пакетів в вузлах мобільної ТКМ спеціального

призначення. Застосування даного методу дозволяє підвищити ефективність використання буферного ресурсу, а саме мінімізувати кількість відкинутих пакетів та зменшити середній час перебування пакетів в черзі. Основна ідея цього методу полягає в тому, що імовірність відкидання пакетів в поточному циклі обчислюється на підставі даних, отриманих в результаті нейро-нечіткого прогнозування величини навантаження в поточному циклі та величини втраченого навантаження в наступному циклі при пасивному управлінні пакетною чергою.

Для отримання результатів прогнозу використовуються значення вхідного навантаження у кількох попередніх циклах, проте не враховується можливість зміни пропускної здатності виділеної для телекомунікаційного каналу. Прийняття рішення про відкидання пакету здійснюється на основі розрахованої імовірності його відкидання. В умовах наявності на вході каналу декількох пакетних черг, для обслуговування яких пропускна здатність динамічно змінюється, розглянутий вище метод не може бути застосований.

Тому постала необхідність удосконалення методу активного нейро-нечіткого управління пакетними чергами з урахуванням можливої зміни значень пропускної здатності каналу, яка надається для обслуговування пакетів різних класів. Динаміка зміни пропускної здатності має бути врахована при знаходженні значення імовірності відкидання пакетів.

Аналіз наукових і технологічних рішень з розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів показав, що наявні методи й моделі не дозволяють забезпечити ефективне передавання інформаційних потоків в сучасних телекомунікаційних мережах в умовах нестаціонарності вхідного навантаження. Обмеженість мережних ресурсів та статичний характер реалізованих в обладнанні методів їх розподілу призводять до зниження ефективності функціонування ТКМ у цілому. Це, в першу чергу, відображають кінцеві показники, за допомогою яких оцінюється якість наданих послуг користувачам. Унаслідок використання статичних методів

розподілу ресурсів може збільшуватися міжкінцева затримка передавання пакетів, зростає кількість втрачених пакетів та кількість їх повторних передач, знижуються обсяги інформації, доставленої адресатові з потрібною якістю.

Більшість процесів у сучасних ТКМ мають економічне підґрунтя. Тому необхідно враховувати, що низька ефективність процесу розподілу телекомунікаційних ресурсів призводить до зайвих витрат на передавання інформації. Унаслідок втрат пакетів кінцеве обладнання ініціює повторні передачі, які додатково збільшують об'єм трафіку. Зважаючи на те, що передача кожного пакету має певну вартість, низька ефективність розподілу телекомунікаційних ресурсів призводить до збільшення економічних витрат на передавання конкретного інформаційного потоку чи повідомлення.

Потокові моделі, що є досить перспективними, мають свою область застосування. В умовах нестационарного вхідного навантаження вони потребують додаткових ускладнень, пов'язаних з необхідністю правильного визначення інтенсивностей вхідних потоків. Тому, перспективним за таких умов, вважаються методи і моделі основані на аналізі обслуговування окремих пакетів.

Одним з таких підходів, що може бути використаний для розробки нових методів і моделей на рівні пакетів, є підхід оснований на застосуванні гібридних систем, створених при поєднанні наукового апарату нечіткої логіки та нейронних мереж. Їх використання, дозволяє ефективно вирішувати різні технологічні задачі, пов'язані з адаптивним управлінням в ТКМ [15, 22, 66, 82, 91, 102, 125, 131, 152, 182, 186, 192, 196]. Тому актуальною науково-технічною задачею є розробка теоретично обґрунтованих методів розподілу каналних ресурсів на основі використання нечітких нейронних мереж з метою забезпечення якісного та економічно обґрунтованого передавання інформаційних потоків в телекомунікаційній мережі.

В результаті декомпозиції сформульованої вище наукової задачі виокремлено такі часткові задачі дослідження:

- розробка нового методу розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу на основі нейро-нечіткої системи прогнозування вхідного навантаження;

- розробка математичних моделей для оцінки характеристик доставки мультимедійної інформації по каналах телекомунікаційної мережі;

- удосконалення методу управління відкиданням пакетів у маршрутизаторах телекомунікаційної мережі з урахуванням динаміки зміни пропускної здатності каналу;

- оцінка ефективності управління відкиданням пакетів у транзитному маршрутизаторі на основі імітаційного, аналітичного моделювання та лабораторного експерименту.

Порядок розв'язання наведених вище задач визначає логічну послідовність викладення результатів дослідження.

Висновки до розділу 1

Сучасна мультисервісна мережа є складною системою, функціонування якої має забезпечувати якісний обмін різномірною інформацією між її вузлами, що з'єднані за допомогою відповідних каналів. Важливими ресурсами телекомунікаційних каналів є пропускна здатність, що надається для передавання пакетів, та ємність буферної пам'яті вихідних інтерфейсів маршрутизаторів. Від розподілу цих ресурсів залежить якість обслуговування користувачів. Проведений аналіз показав, що мультисервісність, випадковий і нестаціонарний характер навантаження, при функціонуванні сучасних ТКМ, істотно ускладнюють забезпечення ефективного розподілу обмежених ресурсів телекомунікаційних каналів.

Недосконалість статичного налаштування параметрів та недостатня теоретична обґрунтованість схем динамічного налаштування є основними недоліками наявних методів розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів, що негативно впливають на результати їх практичної реалізації.

Одним з перспективних напрямків розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів є використання рішень отриманих на основі потокових моделей. Але їх використання, в умовах нестаціонарного вхідного навантаження, потребує рішення додаткових задач щодо коректного знаходження характеристик вхідних потоків. Тому, за умов нестаціонарності вхідних потоків, пропонується динамічний розподіл пропускної здатності та буферного ресурсу здійснювати з використанням моделей та методів на рівні пакетів. У зв'язку з цим виникла потреба у розробці нових та удосконаленні наявних методів розподілу пропускної здатності телекомунікаційних каналів та управління відкиданням пакетів у маршрутизаторах ТКМ, які будуть ефективними в умовах нестаціонарного вхідного навантаження. Реалізація цих методів має бути спрямована на зниження затримки пакетів та їх втрат, збільшення обсягів інформації, доставлених адресатові з потрібною якістю, та забезпечення економічної обґрунтованості передавання даних.

Для розробки таких методів розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів обґрунтовано використання наукового апарату нечітких нейронних мереж, основними перевагами яких є: здатність точного прогнозування вхідного навантаження і втрат пакетів, можливість автоматичного налаштування параметрів активного управління пакетними чергами та адекватної адаптації до динамічної зміни умов функціонування ТКМ.

Отже, розробка теоретично обґрунтованих методів розподілу каналних ресурсів на основі застосування нечітких нейронних мереж з метою забезпечення якісного та економічно обґрунтованого передавання інформаційних потоків в телекомунікаційній мережі є актуальним науково-технічним завданням. На основі декомпозиції цього завдання виокремлено низку часткових задач дослідження, поетапне розв'язання яких визначає логічну послідовність викладення результатів дисертаційної роботи.

РОЗДІЛ 2

МЕТОД РОЗПОДІЛУ ПРОПУСКНОЇ ЗДАТНОСТІ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОГО КАНАЛУ НА ОСНОВІ НЕЧІТКИХ НЕЙРОННИХ МЕРЕЖ

2.1. Постановка наукової задачі з розробки методу розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу

Особливістю функціонування сучасних телекомунікаційних мереж є одночасна передача по їх каналам різних класів трафіку (потоків даних, трафіку реального часу). До трафіку реального часу пред'являються жорсткі вимоги щодо гарантування параметрів якості обслуговування. Для узгодження передачі по одній мережі різних за вимогами класів трафіку використовують ряд механізмів QoS [10, 13].

Однією з найбільш поширених на практиці моделей, в рамках якої реалізовано комплекс механізмів QoS, є модель диференційного обслуговування (Diffserv) [134]. За моделлю Diffserv мережний трафік в граничних маршрутизаторах поділяється на потоки з різними класами обслуговування. Належність пакету до певного класу визначається кодовою послідовністю у полі пріоритету в його заголовку. Промарковані пакети направляються у черги з відповідним рівнем пріоритету. Кожному класу трафіку надається відповідна якість обслуговування за допомогою використання методів управління чергами у межах усього маршруту передавання пакетів. Умови щодо якості обслуговування між провайдером телекомунікаційних послуг та кінцевим користувачем можуть бути викладені в сумісному договорі. Прикладом такого договору є Service Level Agreement (SLA) [96].

Оскільки трафік даних не має жорстких вимог щодо якості обслуговування, то в більшості випадків він обслуговується мережею за принципом «з максимальними зусиллями» (Best Effort) [127]. Для передавання цього трафіку провайдерами здебільшого виділяється фіксована

пропускна здатність каналу (не менше 25% від загальної величини пропускної здатності каналу).

Оплата за надання таких послуг може бути фіксованою або залежати від інтенсивності користування і визначатися об'ємом трафіку користувача [112, 141]. Використання останньої схеми оплати набуло найбільшого поширення. Різні кінцеві користувачі при цьому можуть мати різні тарифи за користування телекомунікаційними послугами, а трафік даних від кожного з них може поділятися провайдером на класи обслуговування. У цьому контексті важливе значення має раціональний розподіл виділеної пропускної здатності каналу для обслуговування різних (за вартістю) класів трафіку даних, що, з одного боку, має забезпечити отримання максимального виграшу від передавання пакетів, а з іншого – зменшення середнього часу доставки даних, у чому зацікавленні кінцеві користувачі.

Для розподілу каналного ресурсу між різними класами трафіку розроблено чимало методів управління пакетними чергами, що ґрунтуються на пріоритетному обслуговуванні (Priority Queues, PQ), циклічному обслуговуванні (Round Robin, RR), зваженому справедливому обслуговуванні (Weighted Fair Queue, WFQ) [31].

Використання методів пріоритетного обслуговування в чистому вигляді не рекомендується, бо воно призводить до монополізації каналу пакетами найвищого пріоритету (найбільшої вартості), а пакети нижчих класів обслуговуються за залишковим принципом. За схемою циклічного обслуговування з кожної черги циклічно протягом фіксованої кількості тактів передаються пакети у вихідний інтерфейс. Статичний розподіл пропускної здатності каналу в такому випадку не дозволяє адаптуватися до змін мережного навантаження і є неефективним. Методи WFQ також не враховують зміни інтенсивності трафіку даних і не дозволяють динамічно перерозподіляти ресурси каналів. При статичному закріпленні пропускної здатності за кожним із класів можливі втрати пакетів, яких при динамічному управлінні можна було б уникнути. Згідно з протоколом керування

передаванням (Transmission Control Protocol, TCP) [6, 47, 87, 99, 177] кожна втрата пакета є сигналом про мережне перевантаження, на який TCP-джерело реагує зменшенням інтенсивності відправлення даних, що уповільнює доставку даних конкретному користувачу [61, 69, 70]. Тому застосування наявних методів розподілу каналної пропускної здатності не достатньо сприяє скороченню часу одержання даних кінцевими користувачами та призводить до зменшення ефективності функціонування ТКМ. У таких умовах актуальним завданням є розробка нового методу, використання якого дозволило би приймати ефективні рішення щодо розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу в процесі передавання різних класів мережного трафіку.

Нехай є система, в якій здійснюється прийняття рішення про порядок відправлення в телекомунікаційний канал пакетів ν потоків даних ($\nu = \overline{1, p}$), де p - максимальне число визначених потоків). Кожен з потоків відноситься до окремого класу. Так, пакети, що належать першому потоку іменуються пакетами класу 1, а ν -го потоку – пакетами класу ν . Для врахування економічної складової зроблене припущення, що передача кожного пакета класу ν має умовну вартість, яка дорівнює γ_ν . Так, передача кожного пакета класів 1 та 2 має умовну вартість, що дорівнює γ_1 та γ_2 відповідно. Передавання пакетів здійснюється протягом послідовних циклів, кожен із яких складається з S тактів. Той чи інший такт може бути виділений для передачі одного певного пакета. Кількість тактів у межах одного циклу визначається пропускною здатністю каналу, тобто максимальною кількістю пакетів, що можуть бути обслуговані протягом тривалості цього циклу. Передавання певної кількості пакетів ν класів в межах u циклів обслуговування пакетів можна оцінити сумарним умовним виграшем γ_Σ отриманим від їх передавання.

Якщо пакет надійшов у систему в той момент, коли канал зайнятий передаванням даних, то він потрапляє у чергу відповідного класу.

Максимальний розмір пакетної черги класу ν , позначимо Q_ν , $\nu = \overline{1, p}$. Відповідна максимальна кількість пакетних черг буде p , що відповідає кількості визначених класів. Якщо у момент надходження пакета відповідна черга не має вільних місць, то пакет втрачається (відкидається).

Функціонування такої системи протягом двох найближчих у майбутньому циклів ілюструє рис. 2.1, на якому позначено такі величини: $Z_{u,\nu}$ – кількість пакетів класу ν , що надійдуть у систему в циклі u ; $Y_{u,\nu}$ – кількість пакетів класу ν , які будуть передані по каналу в циклі u ; $R_{u,\nu}$ – кількість пакетів класу ν , які будуть відкинута в циклі u ; $q_{u,\nu}$ – кількість пакетів у черзі класу ν на початку циклу u .

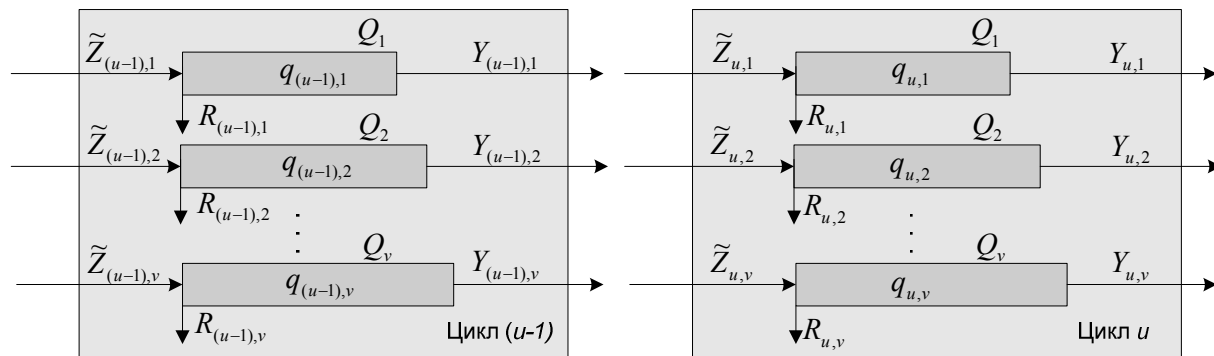


Рис. 2.1. Два цикли функціонування системи розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу

Необхідно розробити метод розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу, який дозволить би забезпечити максимальний сумарний вигравш від передавання пакетів та мінімізувати втрати пакетів.

Для ефективного розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу треба знайти такі значення $Y_{u,\nu}$, при заданих $\nu = \overline{1, p}$ та u , за яких максимальною буде величина γ_Σ – сумарний вигравш від передавання пакетів ν класів протягом u аналізованих циклів.

Забезпечити ефективний розподіл пропускної здатності телекомунікаційного каналу можна за умови наявності достовірних даних

щодо значень величин $Z_{u,v}$, для $v = \overline{\{1, p\}}$ класів, в u циклах обслуговування. Для одержання значень цих величин доцільно застосувати апарат нечіткого нейронного прогнозування.

2.2. Синтез нейро-нечіткої системи прогнозування інтенсивності надходження пакетів різних класів для передавання по каналу

Для отримання достовірних даних щодо значень величин $Z_{u,v}$, на початковому етапі досліджень, інтервал прогнозування величин $Z_{u,v}$ буде обмежений двома послідовними циклами обслуговування ($u = 2$). Перший цикл має позначення – циклі 1, другий – цикл 2. Тоді, для отримання значень прогнозованих величин для $v = \overline{\{1, p\}}$ класів трафіку, в межах визначених циклів обслуговування, доцільно використати нечіткі нейронні мережі двох типів. Нейро-нечітка система першого типу має бути використана для визначення величини $\tilde{Z}_{1,v}$, та система другого типу – для обчислення $\tilde{Z}_{2,v}$. Нейро-нечітка мережа другого типу функціонально повинна відрізнятися більшою складністю, бо вона призначена для прогнозування величин на інтервалі часу, більш віддаленому у майбутнє.

2.2.1. Синтез нечіткої нейронної мережі для прогнозування кількості пакетів, що надійдуть до системи в циклі 1

Прогнозування кількості пакетів класу v , що надійдуть у систему в циклі 1, тобто визначення величини $\tilde{Z}_{1,v}$, пропонується здійснювати на основі використання нечіткої нейронної мережі першого типу, на вхід якої подаються величини Z_a, Z_b, Z_c – значення кількості пакетів, які надійшли у систему в трьох попередніх циклах a, b і c .

Побудова нечіткої нейронної мережі здійснювалась згідно з методикою [51], яка передбачає виконання таких етапів:

- 1) вибір алгоритму нечіткого висновку;

- 2) вибір кількості функцій належності для вхідних величин;
- 3) вибір форми функцій належності для вхідних величин;
- 4) вибір алгоритму навчання нечіткої нейронної мережі;
- 5) створення навчальної вибірки для налаштування параметрів нечіткої нейронної мережі;
- 6) вибір кількості циклів для навчання нечіткої нейронної мережі;
- 7) налаштування параметрів (навчання) нечіткої нейронної мережі.

Нейро-нечітка мережа повинна бути максимально простою, але при цьому забезпечувати достатню якість прогнозу. З урахуванням цих критеріїв обрані такі параметри синтезованої нейро-нечіткої системи: алгоритм нечіткого висновку – Сугено 0-го порядку [191], кількість функцій належності для кожної вхідної величини – 2, форма функцій належності для кожної вхідної величини – трикутна, алгоритм навчання нейронів – алгоритм зворотного поширення помилки [1, 137, 181]. Загальна кількість правил в базі правил – 8, визначається, виходячи з кількості вхідних величин – 3 та кількості функцій належності для кожної вхідної величини – 2.

Згідно з алгоритмом Сугено 0-го порядку база правил синтезованої нечіткої нейронної мережі має такий вигляд:

$$\text{Якщо } (Z_a = A_1) \text{ та } (Z_b = B_1) \text{ та } (Z_c = C_1), \text{ то } (\tilde{Z}_{1,v} = W_1), \quad (2.1)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = A_1) \text{ та } (Z_b = B_1) \text{ та } (Z_c = C_2), \text{ то } (\tilde{Z}_{1,v} = W_2), \quad (2.2)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = A_1) \text{ та } (Z_b = B_2) \text{ та } (Z_c = C_1), \text{ то } (\tilde{Z}_{1,v} = W_3), \quad (2.3)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = A_1) \text{ та } (Z_b = B_2) \text{ та } (Z_c = C_2), \text{ то } (\tilde{Z}_{1,v} = W_4), \quad (2.4)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = A_2) \text{ та } (Z_b = B_1) \text{ та } (Z_c = C_1), \text{ то } (\tilde{Z}_{1,v} = W_5), \quad (2.5)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = A_2) \text{ та } (Z_b = B_1) \text{ та } (Z_c = C_2), \text{ то } (\tilde{Z}_{1,v} = W_6), \quad (2.6)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = A_2) \text{ та } (Z_b = B_2) \text{ та } (Z_c = C_1), \text{ то } (\tilde{Z}_{1,v} = W_7), \quad (2.7)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = A_2) \text{ та } (Z_b = B_2) \text{ та } (Z_c = C_2), \text{ то } (\tilde{Z}_{1,v} = W_8), \quad (2.8)$$

де A_1 – терм номер 1 вхідної величини Z_a ; A_2 – терм номер 2 вхідної

величини Z_a ; B_1 – терм номер 1 вхідної величини Z_b ; B_2 – терм номер 2 вхідної величини Z_b ; C_1 – терм номер 1 вхідної величини Z_c ; C_2 – терм номер 2 вхідної величини Z_c ; W_1, W_2, \dots, W_8 – значення індивідуальних висновків нечітких правил.

Вигляд і параметри функцій належності для кожної вхідної величини показані на рис. 2.2 – 2.4.

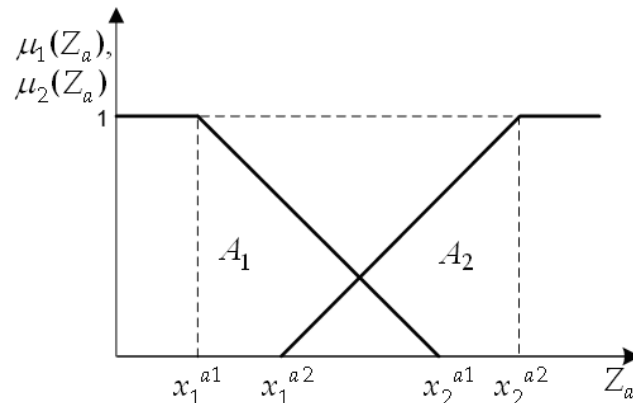


Рис. 2.2. Вигляд і параметри функцій належності вхідної величини Z_a

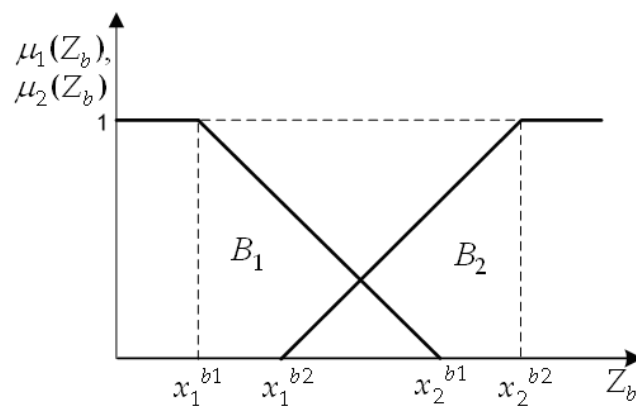


Рис. 2.3. Вигляд і параметри функцій належності вхідної величини Z_b

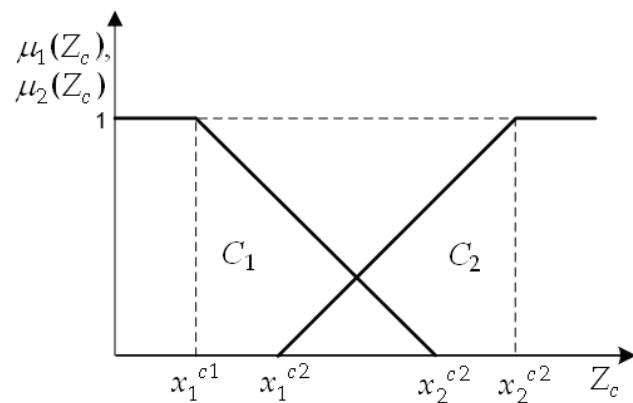


Рис. 2.4. Вигляд і параметри функцій належності вхідної величини Z_c

Синтезована нейро-нечітка мережа складається з чотирьох шарів (рис. 2.5).

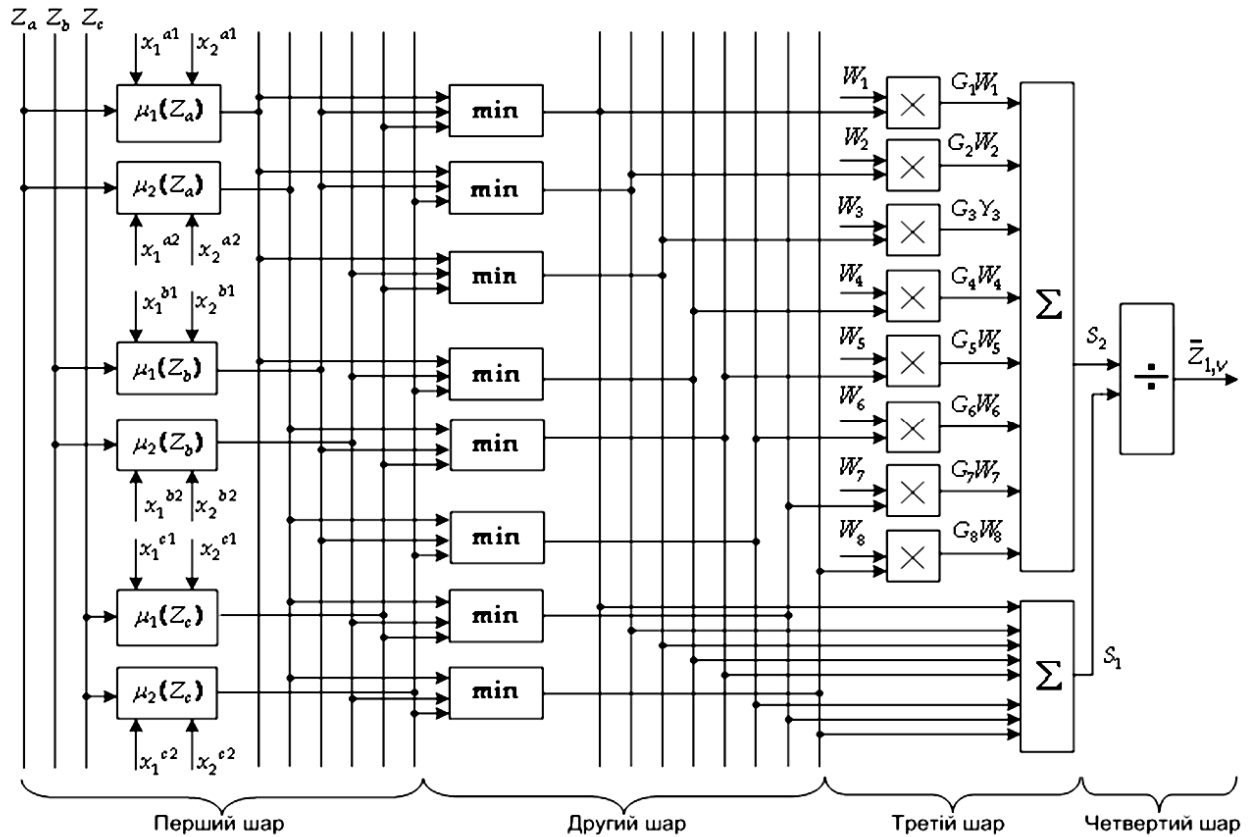


Рис. 2.5. Структура нейро-нечіткої системи визначення величини $\tilde{Z}_{1,v}$

Перший шар нейронів призначений для виконання процедури фазифікації, згідно з якою обчислюються значення функцій належності для кожної вхідної величини:

$$\mu_1(Z_a) = \begin{cases} 1, & Z_a < x_1^{a1}; \\ \frac{x_2^{a1} - Z_a}{x_2^{a1} - x_1^{a1}}, & x_1^{a1} \leq Z_a < x_2^{a1}; \\ 0, & Z_a \geq x_2^{a1}; \end{cases} \quad (2.9)$$

$$\mu_2(Z_a) = \begin{cases} 0, & Z_a < x_1^{a2}; \\ \frac{Z_a - x_1^{a2}}{x_2^{a2} - x_1^{a2}}, & x_1^{a2} \leq Z_a < x_2^{a2}; \\ 1, & Z_a \geq x_2^{a2}; \end{cases} \quad (2.10)$$

$$\mu_1(Z_b) = \begin{cases} 1, & Z_b < x_1^{b1}; \\ \frac{x_2^{b1} - Z_b}{x_2^{b1} - x_1^{b1}}, & x_1^{b1} \leq Z_b < x_2^{b1}; \\ 0, & Z_b \geq x_2^{b1}; \end{cases} \quad (2.11)$$

$$\mu_2(Z_b) = \begin{cases} 0, & Z_b < x_1^{b2}; \\ \frac{Z_b - x_1^{b2}}{x_2^{b2} - x_1^{b2}}, & x_1^{b2} \leq Z_b < x_2^{b2}; \\ 1, & Z_b \geq x_2^{b2}; \end{cases} \quad (2.12)$$

$$\mu_1(Z_c) = \begin{cases} 1, & Z_c < x_1^{c1}; \\ \frac{x_2^{c1} - Z_c}{x_2^{c1} - x_1^{c1}}, & x_1^{c1} \leq Z_c < x_2^{c1}; \\ 0, & Z_c \geq x_2^{c1}; \end{cases} \quad (2.13)$$

$$\mu_2(Z_c) = \begin{cases} 0, & Z_c < x_1^{c2}; \\ \frac{Z_c - x_1^{c2}}{x_2^{c2} - x_1^{c2}}, & x_1^{c2} \leq Z_c < x_2^{c2}; \\ 1, & Z_c \geq x_2^{c2}; \end{cases} \quad (2.14)$$

За допомогою другого шару нейронів здійснюється процедура агрегування – визначення ступені істинності кожного нечіткого правила:

$$G_1 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c); \quad (2.15)$$

$$G_2 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c); \quad (2.16)$$

$$G_3 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c); \quad (2.17)$$

$$G_4 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c); \quad (2.18)$$

$$G_5 = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c); \quad (2.19)$$

$$G_6 = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c); \quad (2.20)$$

$$G_7 = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c); \quad (2.21)$$

$$G_8 = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c). \quad (2.22)$$

Третім шаром нейронів обчислюється сума та зважена сума результатів агрегування:

$$S_1 = \sum_{r=1}^8 G_r ; \quad (2.23)$$

$$S_2 = \sum_{r=1}^8 W_r G_r . \quad (2.24)$$

Значення прогнозованої величини обчислюється четвертим шаром нейронів, який виконує дефазифікацію:

$$\tilde{Z}_{1,v} = \frac{S_2}{S_1} . \quad (2.25)$$

Для отримання значень коефіцієнтів x_1^{a1} , x_2^{a1} , x_1^{a2} , x_2^{a2} , x_1^{b1} , x_2^{b1} , x_1^{b2} , x_2^{b2} , x_1^{c1} , x_2^{c1} , x_1^{c2} та x_2^{c2} , за допомогою яких здійснюється фазифікація, потрібно налаштувати відповідні ваги нейронів першого шару (рис. 2.5). Для отримання значень W_1, W_2, \dots, W_8 необхідне налаштування ваг нейронів четвертого шару. Налаштування зазначених параметрів виконується в результаті навчання нечіткої нейронної мережі на основі алгоритму оберненого поширення помилки. Дані для навчання при цьому задаються у вигляді такої матриці:

$$\begin{bmatrix} Z_1 & Z_2 & Z_3 & Z_4 \\ Z_2 & Z_3 & Z_4 & Z_5 \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ Z_i & Z_{i+1} & Z_{i+2} & Z_{i+3} \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ Z_{I-4} & Z_{I-3} & Z_{I-2} & Z_I \end{bmatrix}, \quad (2.26)$$

де Z_i – кількість пакетів, які надійшли для передачі по каналу в циклі номер i ($1 \leq i \leq I$).

Матриця (2.26) була сформована в результаті моніторингу кількості пакетів, які надійшли для передавання в заданий канал реальної

телекомунікаційної мережі протягом $I = 500$ циклів. Налаштування нечіткої нейронної мережі виконано у програмному середовищі Matlab [16, 20, 42] з використання десяти циклів навчання. Результати навчання нейронів першого шару нейронів представлені в табл. 2.2, а третього шару – в табл. 2.3.

Таблиця 2.2

Результати навчання нейронів першого шару

Параметр	x_1^{a1}	x_2^{a1}	x_1^{a2}	x_2^{a2}	x_1^{b1}	x_2^{b1}
Значення	-0,009	12,01	0,024	11,99	0,011	11,97
Параметр	x_1^{b2}	x_2^{b2}	x_1^{c1}	x_2^{c1}	x_1^{c2}	x_2^{c2}
Значення	-0,011	12,01	0,0108	11,99	-0,012	12,01

Таблиця 2.3

Результати навчання нейронів третього шару

Параметр	W_1	W_2	W_3	W_4
Значення	2,415	14,5	12,9	-5,065
Параметр	W_5	W_6	W_7	W_8
Значення	6,118	5,379	-11,79	4,332

З використанням синтезованої нечіткої нейронної мережі у середовищі Matlab було проведено низку імітаційних експериментів. Для проведення імітаційних експериментів з нечіткою нейронною мережею, були використані дані отримані в результаті аналізу трафіка з реальної ТКМ. Для отримання реалізацій нестационарного трафіка був використаний пакет мережного навантаження D-ITG. Зняті, з використанням аналізатора трафіка, численні реалізації трафіка, використовувались для навчання нечіткої нейронної мережі та перевірки достовірності прогнозування.

Навчальні та тестові вибірки формувались для кожної з отриманих

реалізацій трафіка у вигляді матриці (2.26). Загальний часовий інтервал, що відповідав окремій реалізації трафіку, поділявся на дві частини. Дані про кількість вхідних пакетів з першої частини використовувались для навчання, дані з другої (тестової) частини – для перевірки достовірності отриманих результатів прогнозування. Для перевірки результатів навчання та коректності отриманих результатів прогнозування на вхід нечіткої нейронної мережі були подані тестові вибірки. Перевірка достовірності результатів прогнозування здійснювалась шляхом порівняння результатів прогнозування з даними отриманими для розглядаємої реалізації трафіку.

Результати одного з таких імітаційних експериментів представлені на рис. 2.6.

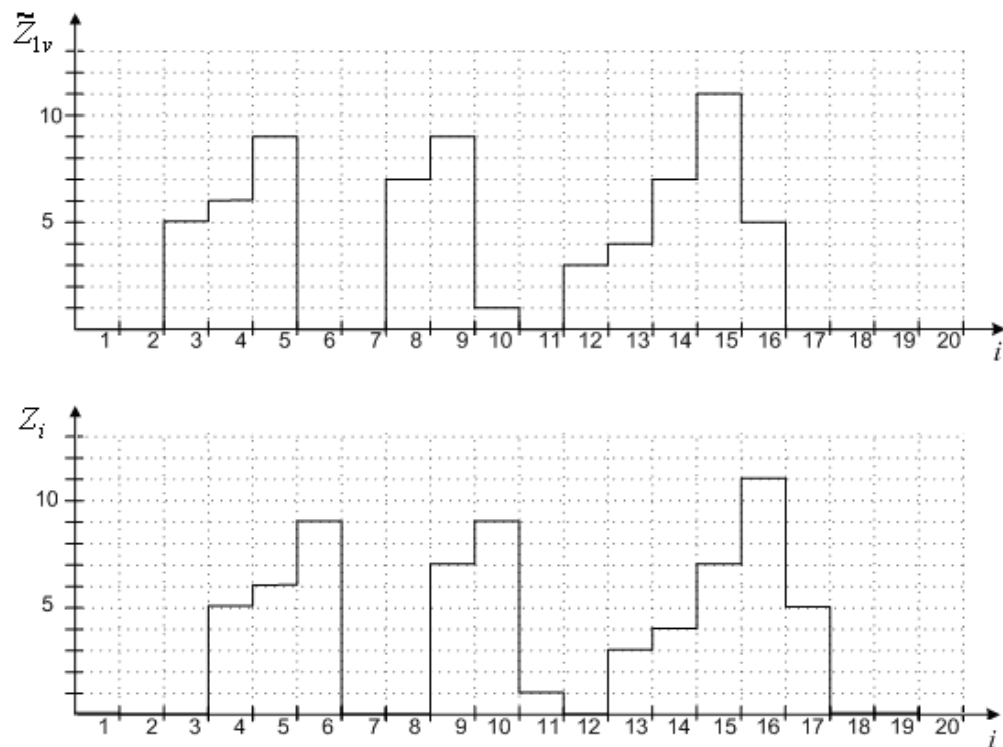


Рис. 2.6. Значення прогнозованої величини $\tilde{Z}_{1,v}$ та величини Z_i , що спостерігалися в ході імітаційного експерименту

Аналіз цих результатів показує, що значення $\tilde{Z}_{1,v}$, отримані в кожному поточному циклі, практично збігаються зі значеннями вхідного навантаження, що спостерігалися у відповідному наступному циклі ($i + 1$). Це підтверджує достатню точність виконаного прогнозу. Результати

численних імітаційних експериментів свідчать про те, що точність прогнозування, здійснюваного за допомогою синтезованої нечіткої нейронної мережі, становить близько 97 %.

В результаті багаточислених експериментів було встановлено, що інтервал прогнозування в умовах нестационарного трафіку не повинен перевищувати одного циклу обслуговування, а при збільшенні інтервалу прогнозування, необхідно збільшувати складність нечіткої нейронної мережі для забезпечення такого ж самого рівня достовірності прогнозу. На основі отриманих результатів прийнято рішення про використання нечіткої нейронної мережі більшої складності для достовірного прогнозування кількості вхідних пакетів на більший інтервал.

2.2.2. Синтез нечіткої нейронної мережі для визначення кількості пакетів, що надійдуть до системи в циклі 2

Визначення величини $\tilde{Z}_{2,v}$ пропонується здійснювати на основі використання нечіткої нейронної мережі другого типу, на вхід якої подаються величини Z_k , Z_l , Z_m і Z_n , тобто значення кількості пакетів, які надійшли до системи протягом чотирьох попередніх ділянок часу k , l , m і n . При цьому тривалість зазначених ділянок у два рази більша, ніж тривалість циклів. Вихідною величиною цієї нечіткої нейронної мережі є значення \tilde{Z}_w – прогнозована сумарна кількість пакетів, що надійдуть до системи у циклах 1 і 2. Тоді на основі одержаних значень $\tilde{Z}_{1,v}$ і Z_w (результатів функціонування нейро-нечітких систем першого та другого типів) можна обчислити шукану величину $\tilde{Z}_{2,v}$ за такою формулою:

$$\tilde{Z}_{2,v} = \tilde{Z}_w - \tilde{Z}_{1,v}. \quad (2.27)$$

З метою забезпечення достатньої точності прогнозування функціонування нечіткої нейронної мережі має здійснюватись згідно з алгоритмом нечіткого висновку Сугено 1-го порядку. Для кожної вхідної величини доцільно використовувати по дві трикутні функції належності. Загальна кількість правил в базі правил – 16, визначається, виходячи з кількості вхідних величин – 4 та кількості функцій належності для кожної вхідної величини – 2. База нечітких правил матиме такий вигляд:

$$\text{Якщо}(Z_k = K_1) \text{та}(Z_l = L_1) \text{та}(Z_m = M_1) \text{та}(Z_n = N_1), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_1), \quad (2.28)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_1) \text{та}(Z_l = L_1) \text{та}(Z_m = M_1) \text{та}(Z_n = N_2), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_2), \quad (2.29)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_1) \text{та}(Z_l = L_1) \text{та}(Z_m = M_2) \text{та}(Z_n = N_1), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_3), \quad (2.30)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_1) \text{та}(Z_l = L_1) \text{та}(Z_m = M_2) \text{та}(Z_n = N_2), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_4), \quad (2.31)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_1) \text{та}(Z_l = L_2) \text{та}(Z_m = M_1) \text{та}(Z_n = N_1), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_5), \quad (2.32)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_1) \text{та}(Z_l = L_2) \text{та}(Z_m = M_1) \text{та}(Z_n = N_2), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_6), \quad (2.33)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_1) \text{та}(Z_l = L_2) \text{та}(Z_m = M_2) \text{та}(Z_n = N_1), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_7), \quad (2.34)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_1) \text{та}(Z_l = L_2) \text{та}(Z_m = M_2) \text{та}(Z_n = N_2), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_8), \quad (2.35)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_2) \text{та}(Z_l = L_1) \text{та}(Z_m = M_1) \text{та}(Z_n = N_1), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_9), \quad (2.36)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_2) \text{та}(Z_l = L_1) \text{та}(Z_m = M_1) \text{та}(Z_n = N_2), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_{10}), \quad (2.37)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_2) \text{та}(Z_l = L_1) \text{та}(Z_m = M_2) \text{та}(Z_n = N_1), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_{11}), \quad (2.38)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_2) \text{та}(Z_l = L_1) \text{та}(Z_m = M_2) \text{та}(Z_n = N_2), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_{12}), \quad (2.39)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_2) \text{та}(Z_l = L_2) \text{та}(Z_m = M_1) \text{та}(Z_n = N_1), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_{13}), \quad (2.40)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_2) \text{та}(Z_l = L_2) \text{та}(Z_m = M_1) \text{та}(Z_n = N_2), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_{14}), \quad (2.41)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_2) \text{та}(Z_l = L_2) \text{та}(Z_m = M_2) \text{та}(Z_n = N_1), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_{15}), \quad (2.42)$$

$$\text{Якщо}(Z_k = K_2) \text{та}(Z_l = L_2) \text{та}(Z_m = M_2) \text{та}(Z_n = N_2), \text{то}(\tilde{Z}_w = H_{16}), \quad (2.43)$$

де K_1 – терм номер 1 вхідної величини Z_k ; K_2 – терм номер 2 вхідної величини Z_k ; L_1 – терм номер 1 вхідної величини Z_l ; L_2 – терм номер 2

вхідної величини Z_l ; M_1 – терм номер 1 вхідної величини Z_m ; M_2 – терм номер 2 вхідної величини Z_m ; N_1 – терм номер 1 вхідної величини Z_n ; N_2 – терм номер 2 вхідної величини Z_n ; H_1, H_2, \dots, H_{16} – значення індивідуальних висновків нечітких правил.

Вигляд і параметри функцій належності для кожної вхідної величини показані на рис. 2.7 – 2.10.

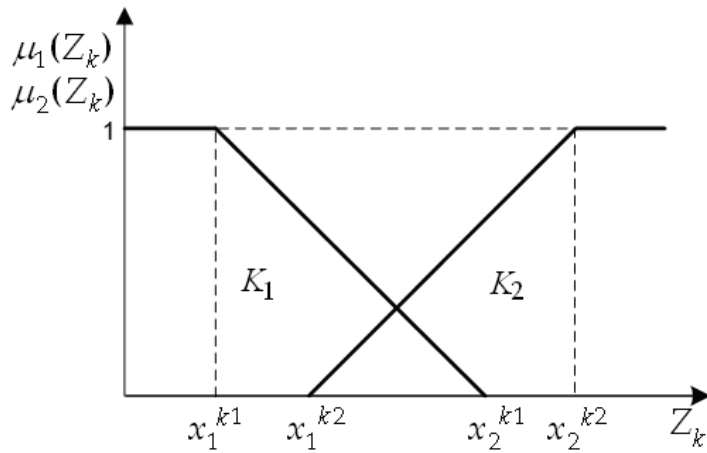


Рис. 2.7. Вид і параметри функцій належності вхідної величини Z_k

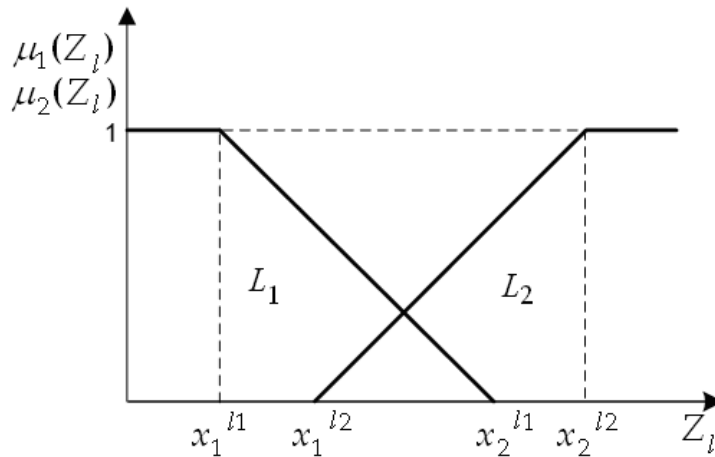


Рис. 2.8. Вид і параметри функцій належності вхідної величини Z_l

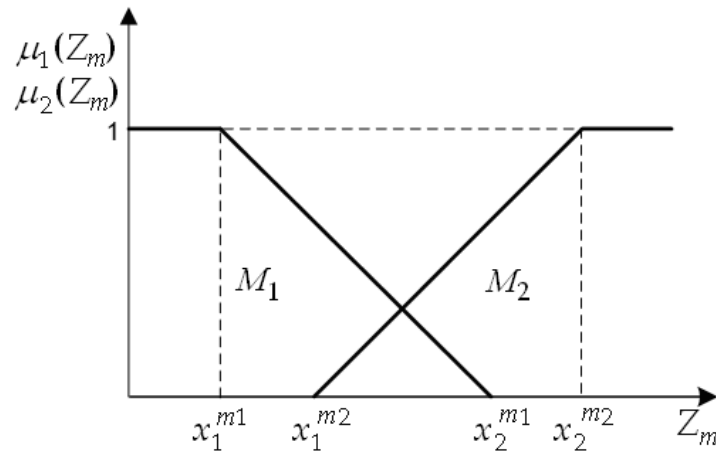


Рис. 2.9. Вид і параметри функцій належності вхідної величини Z_m

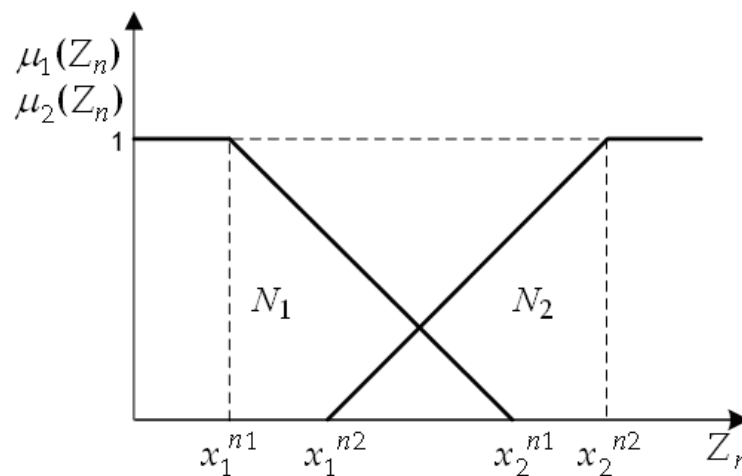


Рис. 2.10. Вид і параметри функцій належності вхідної величини Z_n

Згідно з алгоритмом Сугено 1-го порядку значення індивідуальних висновків нечітких правил визначаються за допомогою виразу:

$$H_r = h_1^r Z_k + h_2^r Z_l + h_3^r Z_m + h_4^r Z_n + h_5^r, \quad (2.44)$$

де $h_1^r, h_2^r, \dots, h_5^r$ – коефіцієнти для обчислення індивідуального висновку нечіткого правила номер r , $1 \leq r \leq 16$.

Синтезована нейро-нечітка мережа складається з п'яти шарів (рис. 2.11).

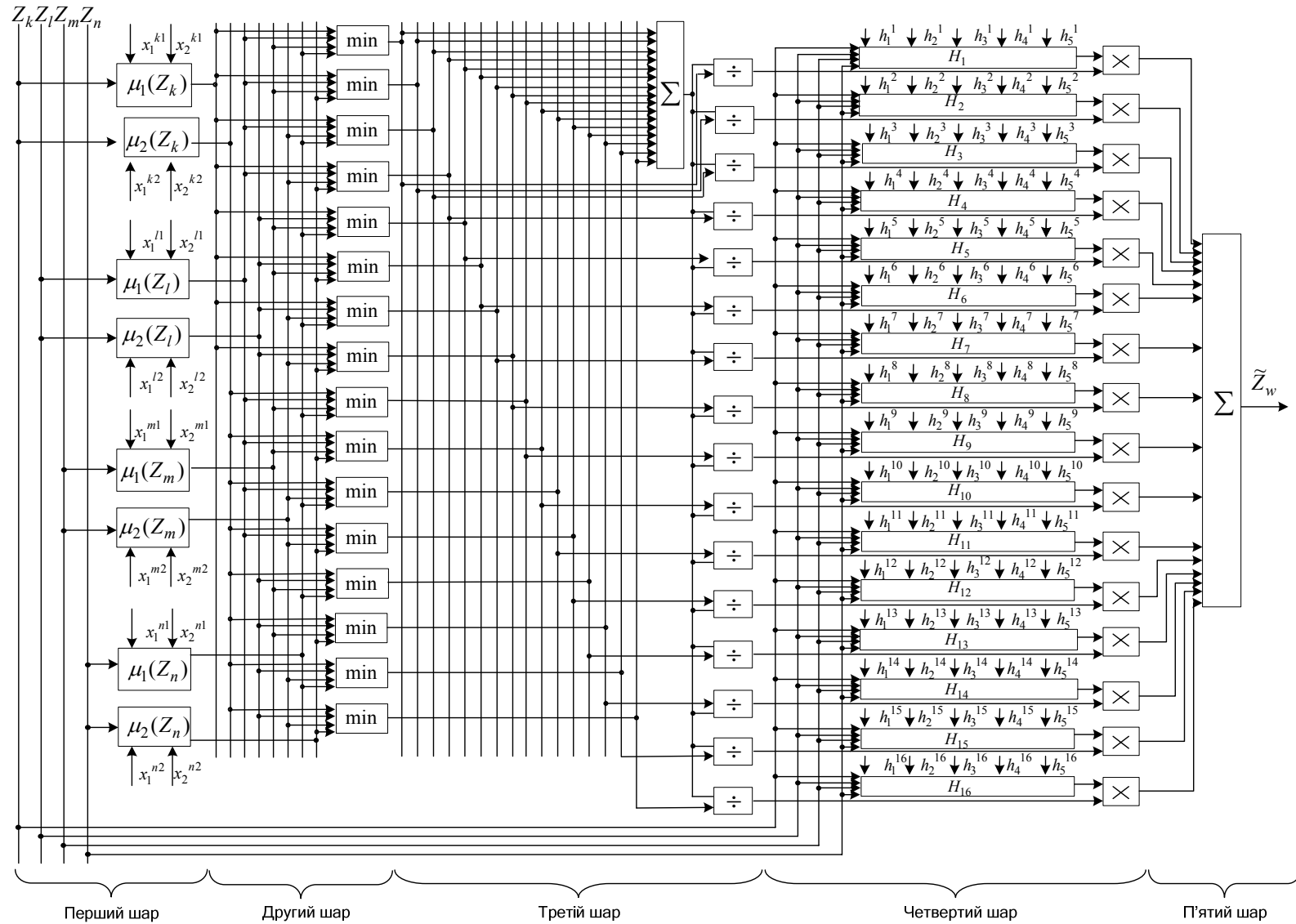


Рис. 2.11. Структура нейро-нечіткої системи визначення величини \tilde{Z}_w

За допомогою першого шару нейронів виконується процедуру фазифікації, тобто обчислюється значення функцій належності для кожної вхідної величини:

$$\mu_1(Z_k) = \begin{cases} 1, & Z_k < x_1^{k1}; \\ \frac{x_2^{k1} - Z_k}{x_2^{k1} - x_1^{k1}}, & x_1^{k1} \leq Z_k < x_2^{k1}; \\ 0, & Z_k \geq x_2^{k1}; \end{cases} \quad (2.45)$$

$$\mu_2(Z_k) = \begin{cases} 0, & Z_k < x_1^{k2}; \\ \frac{Z_k - x_1^{k2}}{x_2^{k2} - x_1^{k2}}, & x_1^{k2} \leq Z_k < x_2^{k2}; \\ 1, & Z_k \geq x_2^{k2}; \end{cases} \quad (2.46)$$

$$\mu_1(Z_l) = \begin{cases} 1, & Z_l < x_1^{l1}; \\ \frac{x_2^{l1} - Z_l}{x_2^{l1} - x_1^{l1}}, & x_1^{l1} \leq Z_l < x_2^{l1}; \\ 0, & Z_l \geq x_2^{l1}; \end{cases} \quad (2.47)$$

$$\mu_2(Z_l) = \begin{cases} 0, & Z_l < x_1^{l2}; \\ \frac{Z_l - x_1^{l2}}{x_2^{l2} - x_1^{l2}}, & x_1^{l2} \leq Z_l < x_2^{l2}; \\ 1, & Z_l \geq x_2^{l2}; \end{cases} \quad (2.48)$$

$$\mu_1(Z_m) = \begin{cases} 1, & Z_m < x_1^{m1}; \\ \frac{x_2^{m1} - Z_m}{x_2^{m1} - x_1^{m1}}, & x_1^{m1} \leq Z_m < x_2^{m1}; \\ 0, & Z_m \geq x_2^{m1}; \end{cases} \quad (2.49)$$

$$\mu_2(Z_m) = \begin{cases} 0, & Z_m < x_1^{m2}; \\ \frac{Z_m - x_1^{m2}}{x_2^{m2} - x_1^{m2}}, & x_1^{m2} \leq Z_m < x_2^{m2}; \\ 1, & Z_m \geq x_2^{m2}; \end{cases} \quad (2.50)$$

$$\mu_1(Z_n) = \begin{cases} 1, & Z_n < x_1^{n1}; \\ \frac{x_2^{n1} - Z_n}{x_2^{n1} - x_1^{n1}}, & x_1^{n1} \leq Z_n < x_2^{n1}; \\ 0, & Z_n \geq x_2^{n1}; \end{cases} \quad (2.51)$$

$$\mu_2(Z_n) = \begin{cases} 0, & Z_n < x_1^{n2}; \\ \frac{Z_n - x_1^{n2}}{x_2^{n2} - x_1^{n2}}, & x_1^{n2} \leq Z_n < x_2^{n2}; \\ 1, & Z_n \geq x_2^{n2}. \end{cases} \quad (2.52)$$

Другим шаром нейронів здійснюється процедура агрегування, в результаті якої визначається ступінь істинності кожного нечіткого правила:

$$J_1 = \mu_1(Z_k) \wedge \mu_1(Z_l) \wedge \mu_1(Z_m) \wedge \mu_1(Z_n); \quad (2.53)$$

$$J_2 = \mu_1(Z_k) \wedge \mu_1(Z_l) \wedge \mu_1(Z_m) \wedge \mu_2(Z_n); \quad (2.54)$$

$$J_3 = \mu_1(Z_k) \wedge \mu_1(Z_l) \wedge \mu_2(Z_m) \wedge \mu_1(Z_n); \quad (2.55)$$

$$J_4 = \mu_1(Z_k) \wedge \mu_1(Z_l) \wedge \mu_2(Z_m) \wedge \mu_2(Z_n); \quad (2.56)$$

$$J_5 = \mu_1(Z_k) \wedge \mu_2(Z_l) \wedge \mu_1(Z_m) \wedge \mu_1(Z_n); \quad (2.57)$$

$$J_6 = \mu_1(Z_k) \wedge \mu_2(Z_l) \wedge \mu_1(Z_m) \wedge \mu_2(Z_n); \quad (2.58)$$

$$J_7 = \mu_1(Z_k) \wedge \mu_2(Z_l) \wedge \mu_2(Z_m) \wedge \mu_1(Z_n); \quad (2.59)$$

$$J_8 = \mu_1(Z_k) \wedge \mu_2(Z_l) \wedge \mu_2(Z_m) \wedge \mu_2(Z_n); \quad (2.60)$$

$$J_9 = \mu_2(Z_k) \wedge \mu_1(Z_l) \wedge \mu_1(Z_m) \wedge \mu_1(Z_n); \quad (2.61)$$

$$J_{10} = \mu_2(Z_k) \wedge \mu_1(Z_l) \wedge \mu_1(Z_m) \wedge \mu_2(Z_n); \quad (2.62)$$

$$J_{11} = \mu_2(Z_k) \wedge \mu_1(Z_l) \wedge \mu_2(Z_m) \wedge \mu_1(Z_n); \quad (2.63)$$

$$J_{12} = \mu_2(Z_k) \wedge \mu_1(Z_l) \wedge \mu_2(Z_m) \wedge \mu_2(Z_n); \quad (2.64)$$

$$J_{13} = \mu_2(Z_k) \wedge \mu_2(Z_l) \wedge \mu_1(Z_m) \wedge \mu_1(Z_n); \quad (2.65)$$

$$J_{14} = \mu_2(Z_k) \wedge \mu_2(Z_l) \wedge \mu_1(Z_m) \wedge \mu_2(Z_n); \quad (2.66)$$

$$J_{15} = \mu_2(Z_k) \wedge \mu_2(Z_l) \wedge \mu_2(Z_m) \wedge \mu_1(Z_n); \quad (2.67)$$

$$J_{16} = \mu_2(Z_k) \wedge \mu_2(Z_l) \wedge \mu_2(Z_m) \wedge \mu_2(Z_n). \quad (2.68)$$

Результати агрегування подаються до третього шару нейронів, за допомогою якого здійснюється процедура нормалізації:

$$\bar{J}_r = \frac{J_r}{\sum_{r=1}^{16} J_r}. \quad (2.69)$$

За допомогою четвертого шару нейронів виконується активізація, в результаті якої за формулою (2.78) визначаються індивідуальні висновки кожного нечіткого правила. Потім нейронами цього шару обчислюється добуток результатів нормалізації й активізації:

$$U_r = \bar{J}_r H_r. \quad (2.70)$$

В результаті дефазифікації, виконуваної п'ятим шаром нейронів, визначається шукане значення \tilde{Z}_w . Для цього складаються результати функціонування четвертого шару нейронів:

$$\tilde{Z}_w = \sum_{r=1}^{16} U_r. \quad (2.71)$$

Для одержання значень коефіцієнтів x_1^{k1} , x_2^{k1} , x_1^{k2} , x_2^{k2} , x_1^{l1} , x_2^{l1} , x_1^{l2} , x_2^{l2} , x_1^{m1} , x_2^{m1} , x_1^{m2} , x_2^{m2} , x_1^{n1} , x_2^{n1} , x_1^{n2} , x_2^{n2} , треба налаштувати ваги нейронів першого шару, та для одержання значень h_1^r , h_2^r , ..., h_5^r потрібно налаштувати ваги нейронів четвертого шару. Для налаштування нечіткої нейронної системи вибрано алгоритм оберненого поширення помилки та сформовано матрицю для навчання нейронів, що має такий вигляд:

$$\begin{bmatrix} Z_1 & Z_2 & Z_3 & Z_4 & Z_5 \\ Z_2 & Z_3 & Z_4 & Z_5 & Z_6 \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ Z_i & Z_{i+1} & Z_{i+2} & Z_{i+3} & Z_{i+4} \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ Z_{I-4} & Z_{I-3} & Z_{I-2} & Z_{I-1} & Z_I \end{bmatrix}, \quad (2.72)$$

де Z_i – кількість пакетів, які надійшли для передачі по каналу протягом ділянки часу номер i , $1 \leq i \leq I$.

З метою формування матриці (2.72) протягом $I = 500$ циклів спостереження проводились виміри кількості пакетів, які надійшли для передавання в канал реальної телекомунікаційної мережі. Налаштування нечіткої нейронної мережі здійснювалося протягом дванадцяти циклів навчання. В табл. 2.4 представлені результати навчання нейронів першого шару, та в табл. 2.5 містяться результати навчання нейронів четвертого шару.

Таблиця 2.4

Результати навчання нейронів першого шару

Параметр	x_1^{k1}	x_2^{k1}	x_1^{k2}	x_2^{k2}	x_1^{l1}	x_2^{l1}	x_1^{l2}	x_2^{l2}
Значення	0	16	0	16	0	18	0	18
Параметр	x_1^{m1}	x_2^{m1}	x_1^{m2}	x_2^{m2}	x_1^{n1}	x_2^{n1}	x_1^{n2}	x_2^{n2}
Значення	0	18	0	18	0	18	0	18

Таблиця 2.5

Результати навчання нейронів четвертого шару

r	Значення коефіцієнтів				
	h_1^r	h_2^r	h_3^r	h_4^r	h_5^r
1	-0,004382	0,6238	1,051	0,1093	0,08625
2	-0,05807	0,01792	0,01222	-0,1021	0,0004033
3	-0,1769	0,3323	1,569	-0,991	0,1456
4	-0,07558	-0,5273	-1,383	-0,3797	-0,07615
5	-0,453	1,373	0,2495	0,943	0,1109
6	-0,2912	0,6675	0,09632	-0,2576	0,03808
7	-0,2876	-0,5012	-0,4185	-0,5742	-0,009387
8	-0,04897	-0,2521	-0,8757	-0,2052	-0,0433
9	0,04016	-0,009927	0,04637	-0,007691	0,002236
10	0,1869	-0,06624	0,09496	0,1526	0,008052

Продовження таблиці 2.5

11	0,3344	-0,09336	0,1309	-0,0435	0,009847
12	0,1495	-0,02752	-0,01182	0,1266	0,004619
13	-0,3406	-0,8829	-0,2315	-0,05294	-0,0496
14	-0,12	-0,3963	0,005426	-0,4096	-0,0257
15	-0,1331	-0,3799	-0,2418	-0,04244	-0,02629
16	0,004627	-0,02236	-0,05531	-0,007444	-0,002771

В результаті численних імітаційних експериментів, виконаних у середовищі Matlab, встановлено, що точність визначення величини $\tilde{Z}_{2,v}$ за допомогою синтезованої нечіткої нейронної мережі, знаходиться в межах 94 % - 96 %.

На основі проведених досліджень встановлено, що точність прогнозування величин $Z_{u,v}$, для v -го класу, залежить від тривалості інтервалу прогнозування (кількості циклів u) та визначається складністю нечіткої нейронної мережі. Так, при збільшенні для нечіткої нейронної мережі першого типу інтервалу прогнозування до двох циклів обслуговування ($u = 2$), точність прогнозування зменшується. Разом з тим, збільшення складності нечіткої нейронної мережі другого типу (збільшення кількості вхідних величин) дозволяє забезпечити необхідну якість прогнозу для інтервалу подвійної тривалості. Однак подальше ускладнення нечітких нейронних мереж є небажаним. Оскільки призводить до значного збільшення часу необхідного для отримання результатів прогнозування, а також для навчання такої мережі. В умовах нестационарного характеру трафіку важливою є швидкість адаптації нечіткої нейронної мережі до нових умов функціонування. Тому задачу розподілу пропускнуої здатності пропонується вирішувати на основі даних про вхідне навантаження отриманих для двох послідовних циклів обслуговування. Достовірність визначення вхідного навантаження (величин $Z_{1,v}$ та $Z_{2,v}$, для всіх класів v) в такому випадку забезпечується на рівні 94 - 96%.

2.3. Основні етапи розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу

При наявності достовірних даних про вхідне навантаження для майбутніх циклів обслуговування, поставлене завдання розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу, можна розв'язати на основі використання лінійного програмування [11]. Цільова функція при цьому має вигляд:

$$\sum_{v=1}^p \gamma_v Y_{u,v} \rightarrow \max, \quad (2.73)$$

де величина u обґрунтована для двох послідовних циклів обслуговування.

Система обмежень складається виходячи із таких міркувань:

1. Кількість пакетів класу v , для всіх $v = \overline{1, p}$ класів, спрямованих у вихідний інтерфейс у циклі $(u - 1)$, не може бути більшою, ніж сума пакетів, які знаходились у черзі відповідного класу v на початку циклу $(u - 1)$, та пакетів, що надійшли в систему протягом цього циклу:

$$Y_{(u-1),v} \leq q_{(u-1),v} + Z_{(u-1),v}. \quad (2.74)$$

2. Кількість пакетів класу v , для всіх $v = \overline{1, p}$ класів, переданих по каналу у циклі u , не може бути більшою, ніж сума пакетів, які знаходились у черзі класу v на початку циклу u , та пакетів, що надійшли в систему протягом цього циклу. Якщо у циклі $(u - 1)$ втрат пакетів класу v не було, то справедливою є нерівність:

$$Y_{u,v} \leq q_{(u-1),v} + Z_{(u-1),v} - Y_{(u-1),v} + Z_{u,v}. \quad (2.75)$$

3. Якщо ж у циклі $(u - 1)$ деякі пакети класу v були втрачені, то на початку циклу u у черзі цього класу знаходилося Q_v пакетів. У цьому випадку відповідна нерівність має вигляд:

$$Y_{u,v} \leq Q_v + Z_{u,v}. \quad (2.76)$$

4. Сумарна кількість пакетів, переданих по каналу протягом циклу u , не може перевищувати максимальної кількості тактів у циклі каналу:

$$\sum_{v=1}^p Y_{(u-1),v} \leq S, \quad (2.77)$$

$$\sum_{v=1}^p Y_{u,v} \leq S. \quad (2.78)$$

Отже, для прийняття рішення щодо розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу треба розв'язати систему нерівностей:

$$\left\{ \begin{array}{l} Y_{(u-1),v} \leq q_{(u-1),v} + Z_{(u-1),v}; \\ Y_{u,v} \leq q_{(u-1),v} + Z_{(u-1),v} - Y_{(u-1),v} + Z_{u,v}; \\ Y_{u,v} \leq Q_v + Z_{u,v}; \\ \sum_{v=1}^p Y_{(u-1),v} \leq S; \\ \sum_{v=1}^p Y_{u,v} \leq S. \end{array} \right. \quad (2.79)$$

Додатковими умовами є такі обмеження: $Y_{u,v} \geq 0$ для $v = \overline{1, p}$, $u = 2$.

Для розв'язання цього завдання буде використаний загальний підхід для рішення задачі лінійного програмування [11, 189], згідно з яким систему нерівностей (2.79) можна записати у такому вигляді:

$$\left\{ \begin{array}{l} Y_{(u-1),v} \leq b_i, \quad i = \overline{1, u}; \\ Y_{(u-1),v} + Y_{u,v} \leq b_i, \quad i = \overline{(u+1), 2u}; \\ Y_{u,v} \leq b_i, \quad i = \overline{(2u+1), 3u}; \\ \sum_{v=1}^p Y_{(u-1),v} \leq b_i, \quad i = \overline{(3u+1), (3u+p)}; \\ \sum_{v=1}^p Y_{u,v} \leq b_i, \quad i = \overline{(3u+1), (3u+p)}, \end{array} \right. \quad (2.80)$$

де для $i = \overline{\{1, u\}}$ та $v = \overline{\{1, p\}}$:

$$b_i = q_{(u-1),v} + Z_{(u-1),v}, \quad (2.81)$$

для $i = \overline{\{(u+1), 2u\}}$ та $v = \overline{\{1, p\}}$:

$$b_i = q_{(u-1),v} + Z_{(u-1),v} + Z_{u,v}, \quad (2.82)$$

для $i = \overline{\{(2u+1), 3u\}}$ та $v = \overline{\{1, p\}}$:

$$b_i = Q_v + Z_{u,v}, \quad (2.83)$$

для $i = \overline{\{(3u+1), (3u+p)\}}$ та $v = \overline{\{1, p\}}$:

$$b_i = S. \quad (2.84)$$

Позбавлення від нерівностей у системі (2.80) здійснено введенням додаткових змінних X_i , $i = \overline{\{1, (3u+p)\}}$, що мають невід'ємні значення:

$$\left\{ \begin{array}{l} Y_{(u-1),v} + X_i = b_i, \quad i = \overline{\{1, u\}}; \\ Y_{(u-1),v} + Y_{u,v} + X_i = b_i, \quad i = \overline{\{(u+1), 2u\}}; \\ Y_{u,v} + X_i = b_i, \quad i = \overline{\{(2u+1), 3u\}}; \\ \sum_{v=1}^p Y_{(u-1),v} + X_i = b_i, \quad i = \overline{\{(3u+1), (3u+p)\}}; \\ \sum_{v=1}^p Y_{u,v} + X_i = b_i, \quad i = \overline{\{(3u+1), (3u+p)\}}. \end{array} \right. \quad (2.85)$$

Системі лінійних рівнянь (2.85) відповідає матриця коефіцієнтів

$A = \|a_{ij}\|$ де $i = \overline{\{1, (3u+p)\}}$, $j = \overline{\{1, (pu+3u+p)\}}$:

$$\left\{ \begin{array}{l} a_{1,1}Y_{1,1} + \dots + a_{1,p}Y_{1,p} + a_{1,(p+1)}Y_{2,1} + \dots + a_{1,2p}Y_{2,p} + \dots + a_{1,pu}Y_{u,p} + a_{1,(pu+1)}X_1 + \dots + a_{1,(pu+3u+p)}X_{(3u+p)} = b_1; \\ a_{2,1}Y_{1,1} + \dots + a_{2,p}Y_{1,p} + a_{2,(p+1)}Y_{2,1} + \dots + a_{2,2p}Y_{2,p} + \dots + a_{2,pu}Y_{u,p} + a_{2,(pu+1)}X_1 + \dots + a_{2,(pu+3u+p)}X_{(3u+p)} = b_2; \\ a_{3,1}Y_{1,1} + \dots + a_{3,p}Y_{1,p} + a_{3,(p+1)}Y_{2,1} + \dots + a_{3,2p}Y_{2,p} + \dots + a_{3,pu}Y_{u,p} + a_{3,(pu+1)}X_1 + \dots + a_{3,(pu+3u+p)}X_{(3u+p)} = b_3; \\ \vdots \\ a_{(3u+p),1}Y_{1,1} + \dots + a_{(3u+p),p}Y_{1,p} + \dots + a_{(3u+p),2p}Y_{2,p} + \dots + a_{(3u+p),pu}Y_{u,p} + \dots + a_{(3u+p),(pu+3u+p)}X_{(3u+p)} = b_{(3u+p)}. \end{array} \right. \quad (2.86)$$

Цільова функція в канонічній формі, з використанням коефіцієнтів d_n ,

$n = \overline{\{1, up\}}$ буде мати вигляд:

$$d_1 Y_{1,1} + d_2 Y_{1,2} + \dots + d_p Y_{1,p} + d_{(p+1)} Y_{2,1} + \dots + d_{2p} Y_{2,p} + \dots + d_{up} Y_{u,p} \rightarrow \max. \quad (2.87)$$

Для прикладу, розглянуто систему в якій розподіл пропускної здатності здійснюється для двох класів трафіку.

Система нерівностей (2.79) в такому випадку буде мати вигляд:

$$\begin{cases} Y_{1,1} \leq q_{1,1} + Z_{1,1}; \\ Y_{1,2} \leq q_{1,2} + Z_{1,2}; \\ Y_{1,1} + Y_{2,1} \leq q_{1,1} + Z_{1,1} + Z_{2,1}; \\ Y_{1,2} + Y_{2,2} \leq q_{1,2} + Z_{1,2} + Z_{2,2}; \\ Y_{2,1} \leq Q_1 + Z_{2,1}; \\ Y_{2,2} \leq Q_2 + Z_{2,2}; \\ Y_{1,1} + Y_{1,2} \leq S; \\ Y_{2,1} + Y_{2,2} \leq S. \end{cases} \quad (2.88)$$

Додатковими умовами є такі обмеження: $Y_{1,1} \geq 0$, $Y_{1,2} \geq 0$, $Y_{2,1} \geq 0$ і $Y_{2,2} \geq 0$.

З використанням коефіцієнтів b_i , $i = \overline{1,8}$, (2.81-2.84) систему нерівностей (2.88) можна записати у такому вигляді:

$$\begin{cases} Y_{1,1} \leq b_1; \\ Y_{1,2} \leq b_2; \\ Y_{1,1} + Y_{2,1} \leq b_3; \\ Y_{1,2} + Y_{2,2} \leq b_4; \\ Y_{2,1} \leq b_5; \\ Y_{2,2} \leq b_6; \\ Y_{1,1} + Y_{1,2} \leq b_7; \\ Y_{2,1} + Y_{2,2} \leq b_8, \end{cases} \quad (2.89)$$

де

$$b_1 = q_{1,1} + Z_{1,1}, \quad (2.90)$$

$$b_2 = q_{1,2} + Z_{1,2}, \quad (2.91)$$

$$b_3 = q_{1,1} + Z_{1,1} + Z_{2,1}, \quad (2.92)$$

$$b_4 = q_{1,2} + Z_{1,2} + Z_{2,2}, \quad (2.93)$$

$$b_5 = Q_1 + Z_{2,1}, \quad (2.94)$$

$$b_6 = Q_2 + Z_{2,2}, \quad (2.95)$$

$$b_7 = b_8 = S. \quad (2.96)$$

У системі (2.89) позбавимось нерівностей введенням додаткових змінних X_1, X_2, \dots, X_8 , що мають невід'ємні значення:

$$\left\{ \begin{array}{l} Y_{1,1} + X_1 = b_1; \\ Y_{1,2} + X_2 = b_2; \\ Y_{1,1} + Y_{2,1} + X_3 = b_3; \\ Y_{1,2} + Y_{2,2} + X_4 = b_4; \\ Y_{2,1} + X_5 = b_5; \\ Y_{2,2} + X_6 = b_6; \\ Y_{1,1} + Y_{1,2} + X_7 = b_7; \\ Y_{2,1} + Y_{2,2} + X_8 = b_8. \end{array} \right. \quad (2.97)$$

Систему (2.97) можна записати в канонічній формі з використанням коефіцієнтів $a_{i,j}$, $i = \{\overline{1,8}\}$, $j = \{\overline{1,12}\}$:

$$\left\{ \begin{array}{l} a_{1,1}Y_{1,1} + a_{1,2}Y_{1,2} + a_{1,3}Y_{2,1} + a_{1,4}Y_{2,2} + a_{1,5}X_1 + a_{1,6}X_2 + a_{1,7}X_3 + a_{1,8}X_4 + a_{1,9}X_5 + a_{1,10}X_6 + a_{1,11}X_7 + a_{1,12}X_8 = b_1; \\ a_{2,1}Y_{1,1} + a_{2,2}Y_{1,2} + a_{2,3}Y_{2,1} + a_{2,4}Y_{2,2} + a_{2,5}X_1 + a_{2,6}X_2 + a_{2,7}X_3 + a_{2,8}X_4 + a_{2,9}X_5 + a_{2,10}X_6 + a_{2,11}X_7 + a_{2,12}X_8 = b_2; \\ a_{3,1}Y_{1,1} + a_{3,2}Y_{1,2} + a_{3,3}Y_{2,1} + a_{3,4}Y_{2,2} + a_{3,5}X_1 + a_{3,6}X_2 + a_{3,7}X_3 + a_{3,8}X_4 + a_{3,9}X_5 + a_{3,10}X_6 + a_{3,11}X_7 + a_{3,12}X_8 = b_3; \\ a_{4,1}Y_{1,1} + a_{4,2}Y_{1,2} + a_{4,3}Y_{2,1} + a_{4,4}Y_{2,2} + a_{4,5}X_1 + a_{4,6}X_2 + a_{4,7}X_3 + a_{4,8}X_4 + a_{4,9}X_5 + a_{4,10}X_6 + a_{4,11}X_7 + a_{4,12}X_8 = b_4; \\ a_{5,1}Y_{1,1} + a_{5,2}Y_{1,2} + a_{5,3}Y_{2,1} + a_{5,4}Y_{2,2} + a_{5,5}X_1 + a_{5,6}X_2 + a_{5,7}X_3 + a_{5,8}X_4 + a_{5,9}X_5 + a_{5,10}X_6 + a_{5,11}X_7 + a_{5,12}X_8 = b_5; \\ a_{6,1}Y_{1,1} + a_{6,2}Y_{1,2} + a_{6,3}Y_{2,1} + a_{6,4}Y_{2,2} + a_{6,5}X_1 + a_{6,6}X_2 + a_{6,7}X_3 + a_{6,8}X_4 + a_{6,9}X_5 + a_{6,10}X_6 + a_{6,11}X_7 + a_{6,12}X_8 = b_6; \\ a_{7,1}Y_{1,1} + a_{7,2}Y_{1,2} + a_{7,3}Y_{2,1} + a_{7,4}Y_{2,2} + a_{7,5}X_1 + a_{7,6}X_2 + a_{7,7}X_3 + a_{7,8}X_4 + a_{7,9}X_5 + a_{7,10}X_6 + a_{7,11}X_7 + a_{7,12}X_8 = b_7; \\ a_{8,1}Y_{1,1} + a_{8,2}Y_{1,2} + a_{8,3}Y_{2,1} + a_{8,4}Y_{2,2} + a_{8,5}X_1 + a_{8,6}X_2 + a_{8,7}X_3 + a_{8,8}X_4 + a_{8,9}X_5 + a_{8,10}X_6 + a_{8,11}X_7 + a_{8,12}X_8 = b_8. \end{array} \right. \quad (2.98)$$

Цільова функція в канонічній формі, в відповідності з (2.87), буде мати вигляд:

$$d_1Y_{1,1} + d_2Y_{2,1} + d_3Y_{1,2} + d_4Y_{2,2} \rightarrow \max. \quad (2.99)$$

Матриця коефіцієнтів $A = \|a_{ij}\|$, що відповідає системі лінійних рівнянь (2.98), матиме такий вигляд:

$$A = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}. \quad (2.100)$$

Складена початкова ітераційна таблиця, з використанням матриці (2.100), матиме такий вигляд (див. табл. 2.1).

Таблиця 2.1

Початкова ітераційна таблиця

i	j												b_i
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	
1	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	b_1
2	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	b_2
3	1	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	b_3
4	0	1	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	b_4
5	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	b_5
6	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	b_6
7	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	b_7
8	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	1	b_8
d_j	d_1	d_2	d_3	d_4	0	0	0	0	0	0	0	0	

Для пошуку рішення, згідно із підходом [11], у початковій ітераційній таблиці потрібно знайти поточні колонки. Для цього можна використати таке правило:

Правило 1. Поточна колонка ітераційної таблиці – це колонка номер n , (де $n = \overline{\{1, (up + 3u + p)\}}$), яка містить елемент d_n із максимальним значенням.

У знайдених поточних колонках потрібно визначити поточний елемент за таким правилом:

Правило 2. Поточний елемент – це елемент $a_{m,n}$ поточної колонки з такими m та n , (де $m = \overline{\{1, (3u + p)\}}$, $n = \overline{\{1, (up + 3u + p)\}}$) при яких добуток $a_{m,n}b_m$ має мінімальне додатне значення.

Потім початкову ітераційну таблицю потрібно перетворити у таблицю першої ітерації, змінивши значення її елементів за такими формулами:

$$a_{m,j}^{k+1} = \frac{a_{m,j}^k}{a_{m,n}^k}, \quad j = \overline{\{1, (pu + 3u + p)\}}, \quad (2.101)$$

$$b_m^{k+1} = \frac{b_m^k}{a_{m,n}^k}, \quad (2.102)$$

$$a_{i,j}^{k+1} = a_{i,j}^k - \frac{a_{m,j}^k}{a_{m,n}^k} a_{i,n}^k, \quad i \neq m, \quad j = \overline{\{1, (pu + 3u + p)\}}, \quad (2.103)$$

$$b_i^{k+1} = b_i^k - \frac{b_m^k}{a_{m,n}^k} a_{i,n}^k, \quad i \neq m, \quad (2.104)$$

$$d_j^{k+1} = d_j^k - \frac{a_{m,j}^k}{a_{m,n}^k} d_n^k, \quad j = \overline{\{1, (pu + 3u + p)\}}, \quad (2.105)$$

де k – номер ітерації (для елементів початкової ітераційної таблиці $k = 0$).

Далі потрібно перевірити, чи знайдено шуканий розв'язок. Ознакою одержання розв'язку є відсутність додатних значень у рядку d_j перетвореної ітераційної таблиці.

Якщо розв'язок не одержано, то знову виконують процедури пошуку поточної колонки, поточного елемента, перетворення ітераційної таблиці, поки буде знайдено розв'язок.

Якщо розв'язок одержано, але у рядку d_j від'ємне значення деякого елемента у результаті перетворення змінилося на 0, то існує альтернативний

розв'язок. У цьому випадку колонку, що містить такий елемент, вважають поточною, у ній знаходять новий поточний елемент, знову перетворюють ітераційну таблицю і перевіряють, чи знайдено альтернативний розв'язок. Якщо новий розв'язок не знайдено, вищезазначені процедури виконують знову. Цей процес закінчують тоді, коли всі розв'язки будуть знайдені.

Кожному розв'язку буде відповідати певний вигляд ітераційної таблиці, за яким для відповідного розв'язку можна знайти шукані значення $Y_{u,v}$ за таким правилом:

Правило 3. Значення $Y_{u,v}$ дорівнює значенню елемента b_i з таким $i = \overline{\{1, (3u + p)\}}$, при якому, відповідний циклу u та класу v коефіцієнт $a_{i,j} = 1$.

Так, для двох класів трафіку, в відповідності з правилом 3, значення $Y_{1,1}$ дорівнює значенню елемента b_i з таким i , при якому $a_{i,1} = 1$; значення $Y_{1,2}$ дорівнює значенню елемента b_i з таким i , при якому $a_{i,2} = 1$; значення $Y_{2,1}$ дорівнює значенню елемента b_i з таким i , при якому $a_{i,3} = 1$; значення $Y_{2,2}$ дорівнює значенню елемента b_i з таким i , при якому $a_{i,4} = 1$.

Серед одержаних розв'язків потрібно обрати той, що призводить до найменших сумарних втрат пакетів в u циклах, які обчислюються за формулою:

$$R_{\Sigma} = \sum_{v=1}^p R_{u,v}. \quad (2.106)$$

Сумарні втрати пакетів двох класів в двох циклах, в відповідності з (2.106) розраховуються за формулою:

$$R_{\Sigma} = R_{1,1} + R_{1,2} + R_{2,1} + R_{2,2}. \quad (2.107)$$

Для розрахунку величин $R_{1,1}$, $R_{1,2}$, $R_{2,1}$ і $R_{2,2}$ потрібно скористатися такими виразами:

$$R_{(u-1),v} = \begin{cases} q'_{u,v} - Q_v, & q'_{u,v} > Q_v; \\ 0, & q'_{u,v} \leq Q_v; \end{cases} \quad (2.108)$$

$$R_{u,v} = \begin{cases} q'_{u,v} + Z_{u,v} - Y_{u,v} - Q_v, & q'_{u,v} + Z_{u,v} - Y_{u,v} > Q_v; \\ 0, & q'_{u,v} + Z_{u,v} - Y_{u,v} \leq Q_v; \end{cases} \quad (2.109)$$

де $q'_{u,v}$ – кількість пакетів, що знаходилися би у черзі класу v на початку циклу u , якби розмір цієї черги був необмежений:

$$q'_{u,v} = Z_{(u-1),v} + q_{(u-1),v} - Y_{(u-1),v}. \quad (2.110)$$

Таким чином, для прийняття рішення про розподіл пропускної здатності телекомунікаційного каналу при передаванні пакетів даних пропонується метод, що складається із викладених нижче етапів.

Етап 1. Формування початкової ітераційної таблиці.

На етапі 1 визначають елементи табл. 1. При цьому значення елементів b_i^0 обчислюють за формулами (2.81) – (2.84), а значення елементів $d_j^0 = \gamma_v$ визначаються в відповідності з (2.87) та належністю до класу v .

Етап 2. Пошук поточної колонки ітераційної таблиці

На цьому етапі за правилом 1 у ітераційній таблиці обирають поточну колонку.

Етап 3. Визначення поточного елемента.

На цьому етапі за правилом 2 в ітераційній таблиці здійснюють пошук поточного елемента.

Етап 4. Перетворення ітераційної таблиці.

На етапі 4 за формулами (2.101) – (2.105) обчислюють елементи перетвореної ітераційної таблиці.

Етап 5. Пошук розв'язку.

На цьому етапі перевіряють наявність елементів із додатними значеннями у рядку d_j . Якщо такі елементи наявні, то здійснюється повернення до етапу 2. В іншому випадку знайдено розв'язок, згідно з яким шукані величини $Y_{u,v}$ визначаються за правилом 3.

Етап 6. Перевірка наявності альтернативного розв'язку.

На цьому етапі у рядку d_j шукають елемент, значення якого дорівнює 0 у ітераційній таблиці, яка містить розв'язок, та дорівнювало від'ємному значенню у ітераційній таблиці попередньої ітерації. Якщо такого елемента немає, то інший розв'язок відсутній і здійснюється перехід до етапу 7. В іншому випадку колонку, що містить такий елемент, вважають поточною і для пошуку альтернативного розв'язку повертаються до етапу 3.

Етап 7. Прийняття рішення.

На цьому етапі для кожного знайденого розв'язку за формулами (2.106), (2.108) – (2.110) обчислюють втрати пакетів. Потім із множини знайдених розв'язків обирається таке рішення щодо значень $Y_{u,v}$ при якому сумарні втрати пакетів є мінімальними.

2.4. Оцінка ефективності розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу

2.4.1. Оцінка втрат пакетів і сумарного виграшу в результаті розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу

Нехай початкові дані для оцінки ефективності розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу мають наведені нижче значення.

Задано: $C = 12$; $\gamma_1 = 2$; $\gamma_2 = 1$; $Q_1 = Q_2 = 8$; $q_{1,1} = 6$; $q_{1,2} = 5$; $Z_{1,1} = 4$; $Z_{1,2} = 15$; $Z_{2,1} = 0$; $Z_{2,2} = 1$.

Необхідно: знайти такі значення $Y_{1,1}$, $Y_{1,2}$, $Y_{2,1}$ і $Y_{2,2}$, при яких протягом двох найближчих майбутніх циклів сумарний виграш буде максимальним, а втрати пакетів – мінімальними.

Згідно із пропонованим методом початкова ітераційна таблиця має вигляд табл. 2.6. Поточними колонками у цій таблиці за правилом 1 є колонки з номерами 1 і 3. Поточним елементом за правилом 2 є елемент $a_{5,3}$. Поточна колонка і рядок із поточним елементом виділені у табл. 2.6 сірим кольором.

Таблиця 2.6

Початкова ітераційна таблиця для наведеного прикладу

i	j												b_i
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	
1	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	10
2	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	20
3	1	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	10
4	0	1	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	21
5	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	8
6	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	9
7	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	12
8	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	1	12
d_j	2	1	2	1	0	0	0	0	0	0	0	0	

У результаті перетворення початкової ітераційної таблиці розв'язок не було знайдено. Для одержання розв'язку знадобилося послідовно повторювати етапи 3 – 6, поки не була отримана ітераційна таблиця п'ятої ітерації (див. табл. 2.7). За правилом 3 шукані величини, що відповідають першому розв'язку, мають такі значення: $Y_{1,1} = 7$, $Y_{1,2} = 5$, $Y_{2,1} = 3$ і $Y_{2,2} = 9$.

Елемент табл. 2.7 $d_{10}^5 = 0$. У ітераційній таблиці попередньої ітерації відповідний елемент мав від'ємне значення, що свідчить про наявність альтернативного розв'язку.

Таблиця 2.7

Ітераційна таблиця, що містить перший розв'язок

i	j												b_i
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	
1	0	0	0	0	1	0	-1	0	0	-1	0	1	3
2	0	0	0	0	0	1	1	0	0	1	-1	-1	15
3	1	0	0	0	0	0	1	0	0	1	0	-1	7
4	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0	-1	-1	7
5	0	0	1	0	0	0	0	0	0	-1	0	1	3
6	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	-1	5
7	0	1	0	0	0	0	-1	0	0	-1	1	1	5
8	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	9
d_j	0	0	0	0	0	0	-1	0	0	0	-1	-1	

Для пошуку другого розв'язку згідно з етапом 6 пропонованого методу поточною колонкою призначено колонку номер 10. Далі знадобилося повернутися до етапу 3, у результаті чого за правилом 2 поточним визначено елемент $a_{6,10}$. Колонка і рядок із поточним елементом у табл. 2.7 виділені сірим кольором. Подальше виконання етапів методу призвело до одержання ітераційної таблиці, що містить другий розв'язок (табл. 2.8), згідно із яким $Y_{1,1} = 2$, $Y_{1,2} = 10$, $Y_{2,1} = 8$ і $Y_{2,2} = 4$. Інших розв'язків не виявлено.

Таблиця 2.8

Ітераційна таблиця, що містить другий розв'язок

i	j												b_i
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	
1	0	0	0	0	1	0	-1	0	1	0	0	0	8
2	0	0	0	0	0	1	1	0	-1	0	-1	0	10
3	1	0	0	0	0	0	1	0	-1	0	0	0	2
4	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0	-1	-1	7
5	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	8
6	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	-1	5
7	0	1	0	0	0	0	-1	0	1	0	1	0	10
8	0	0	0	1	0	0	0	0	-1	0	0	1	4
d_j	0	0	0	0	0	0	-1	0	0	0	-1	-1	

Розподіл пропускної здатності каналу згідно з першим чи другим розв'язком призведе до того, що сумарний виграш протягом двох циклів буде становити $\gamma_{\Sigma} = \gamma_1(Y_{1,1} + Y_{2,1}) + \gamma_2(Y_{1,2} + Y_{2,2}) = 34$. Проте при реалізації першого розв'язку $R_{\Sigma} = 7$, але при реалізації другого розв'язку $R_{\Sigma} = 2$. У результаті за критерієм мінімуму сумарних втрат пакетів приймається рішення, згідно з яким для передавання пакетів класу 1 та класу 2 виділяється відповідно 2 і 10 тактів у циклі 1 та 8 і 4 такти у циклі 2.

Поставлене завдання було розв'язане за допомогою інших методів розподілу каналних ресурсів – PQ та RR. Згідно з методом PQ одержано такі значення шуканих величин: $Y_{1,1} = 10$, $Y_{1,2} = 2$, $Y_{2,1} = 0$ і $Y_{2,2} = 9$. Використання методу RR надає інше рішення: $Y_{1,1} = 8$, $Y_{1,2} = 4$, $Y_{2,1} = 2$ і $Y_{2,2} = 9$. У результаті використання розглянутих вище методів сумарний виграш γ_{Σ} , який буде одержано протягом двох циклів, представлено на діаграмі, зображеній на рис. 2.12.

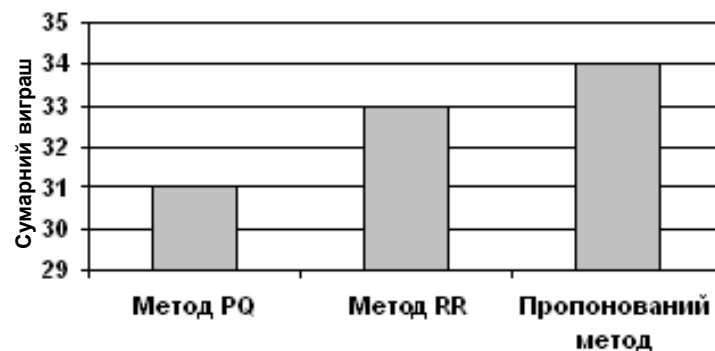


Рис. 2.12. Діаграма сумарного виграшу

Сумарні втрати пакетів R_{Σ} при цьому відповідатимуть діаграмі, зображеній на рис. 2.13.

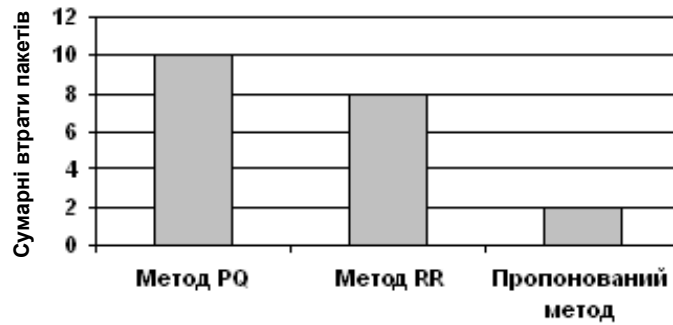


Рис. 2.13. Діаграма сумарних втрат пакетів

Аналіз діаграм (рис. 2.12 та рис. 2.13) свідчить про те, що за умов наявності зазначених вище вихідних даних використання пропонованого методу забезпечує найвищий сумарний виграш та найменші втрати пакетів. Результати виконання численних розрахункових експериментів з іншими початковими даними показали, що застосування пропонованого методу дозволяє збільшити сумарний виграш в середньому на 5,2% та знизити втрати пакетів в процесі передавання потоків у середньому на 7,8%.

З метою підтвердження отриманих на основі аналітичних розрахунків результатів була проведена серія лабораторних експериментів на реальному телекомунікаційному обладнанні.

2.4.2 Дослідження методу динамічного розподілу пропускної здатності за результатами лабораторного експерименту

Ефективність рішення задачі динамічного розподілу пропускної здатності залежить від адекватності методів, які є основою відповідних механізмів розподілу. Тому однією з важливих задач при розробці нових методів є перевірка їх ефективності шляхом експериментального дослідження на реальному телекомунікаційному обладнанні. Метою дослідження є перевірка ефективності пропонованого рішення задачі розподілу пропускної здатності та порівняння його з існуючими методами шляхом оцінки середньої затримки пакетів та рівня втрат пакетів. Для

дослідження ефективності застосування пропонованого методу розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу проведена серія лабораторних експериментів. Дослідження проводились в відповідності до методики проведення лабораторних експериментів представленої в роботах [21, 35].

Для проведення лабораторних досліджень була обрана схема представлена на рис. 2.14.

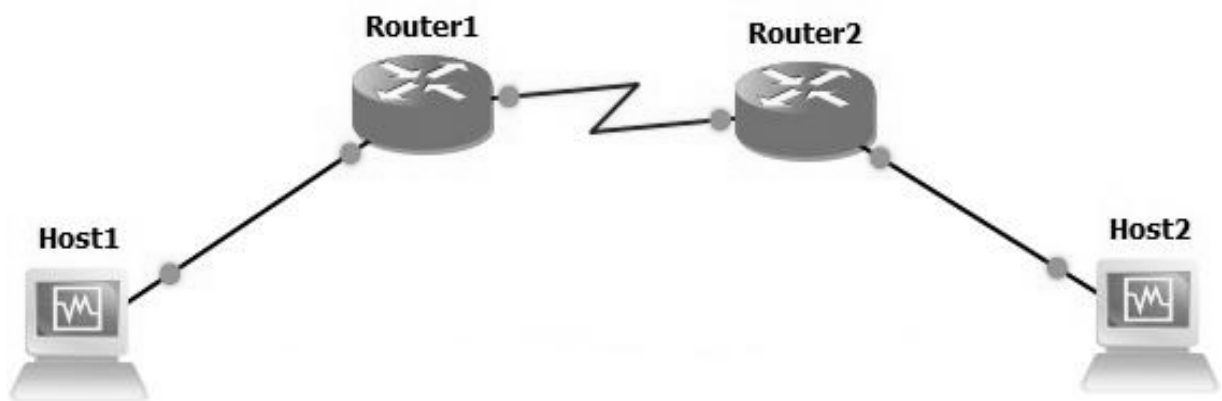


Рис. 2.14. Схема проведення лабораторних експериментів

Кінцеві станції Host1 та Host2 представляють собою персональні комп'ютери з мережними інтерфейсами Fast Ethernet. Зв'язок кінцевої станції Host1 з кінцевою станцією Host2 забезпечується через групу маршрутизаторів Router1, Router2 компанії Cisco серії 3745. Для емуляції WAN-з'єднання між маршрутизаторами використовувались послідовні інтерфейси (Serial interface) стандарту V.35. Для з'єднання маршрутизаторів з кінцевими станціями використовувались мережні інтерфейси стандарту Fast Ethernet.

Для дослідження ефективності пропонованого методу розподілу пропускної здатності, на кінцевих станціях Host1 та Host2 був використаний пакет навантажувального тестування D-ITG (Distributed Internet Traffic Generator). Даний пакет має широкі можливості для генерування трафіку. На кінцевій станції Host1, з використанням пакету D-ITG, була здійснена

генерація трафіку різних потоків. Для кожного потоку встановлювались такі параметри: інтенсивність (пакетів/секунду), пріоритет обслуговування (значення поля ToS або DSCP), тип протоколу (TCP, UDP), IP-адреса одержувача, розмір пакету (байт), час генерації трафіку (сек.) та затримка до початку генерації (сек.). З використанням пакету D-ITG оцінювались значення таких основних показників якості: середня затримка пакетів, рівень втрат пакетів.

На кінцевій станції Host2, з використанням пакету D-ITG, забезпечувався прийом відправлених кінцевою станцією Host1 пакетів та аналіз показника, що характеризує втрати пакетів (packet loss). Для виміру затримки з кінця в кінець виникла необхідність забезпечити жорстку синхронізацію по часу кінцевої станції Host1 та кінцевої станції Host2. Що потребувало застосування додаткових програмних засобів. Тому для виміру затримки пакетів на кінцевій станції Host1 було обрано режим виміру затримки при прямому та зворотньому поширенні пакету (RTT, Round Trip Time).

Для дослідження різних методів розподілу пропускної здатності вихідного інтерфейсу в маршрутизаторі Router1 було здійснено налаштування механізму зваженого справедливого обслуговування на основі класів (CBWFQ, Class Based Weighted Fair Queue). Даний механізм в маршрутизаторах Cisco є розширенням стандартного WFQ, що дозволяє гнучко розподіляти пропускну здатність вихідного інтерфейсу на основі створених адміністратором класів. З використанням CBWFQ, класифікацію потоків в маршрутизаторі можна здійснити на основі: IP-адреси одержувача (відправника), поля пріоритету (ToS, DSCP), типу протоколу, номера порта. Вихідні дані проведення експерименту наведені нижче.

1. Налаштування кінцевих станцій.

На кінцевих станціях Host1 та Host2 були здійсненні загальні мережні налаштування представлені в табл. 2.9.

Загальні мережні налаштування кінцевих станцій

Кінцева станція	Тип інтерфейсу	IP адреса	Маска	IP адреса шлюзу
Host1	Fast Ethernet	172.16.10.2	255.255.255.0	172.16.10.1
Host2	Fast Ethernet	172.16.40.2	255.255.255.0	172.16.40.1

Для отримання значень інтенсивностей потоків в межах одиночних циклів обслуговування попередньо була здійснена генерація потоків з випадковим законом розподілу та загальним часом генерації 30 секунд кожний. Для оцінки затримки та рівня втрат в умовах нестационарності мережного трафіку було використано можливості пакету D-ITG щодо генерації самоподібного трафіку. В якості закону розподілу при генерації такого трафіку було обрано Парето розподіл. Такий підхід дозволив отримати реалізації нестационарного трафіку з миттєвими сплесками інтенсивності. Аналіз кількості вхідних пакетів в межах одиночних циклів для отриманих реалізацій трафіку, дозволив зібрати поциклову статистику про вхідне навантаження для потоків різних пріоритетів.

На основі отриманої статистики про вхідне навантаження в межах одиночних циклів була здійснена генерація елементарних потоків. Тривалість генерації для кожного такого потоку встановлювалась рівною тривалості одиночного циклу, а інтенсивність відповідна отриманим статистичним даним. При генерації кожного з потоків встановлювалось величина затримки генерації, яка розраховувалась виходячи з номеру циклу обслуговування. Для i -го циклу обслуговування величина затримки генерації розраховувалась, як $(i-1)$ секунд.

Так, для дослідження методів розподілу пропускної здатності при наявності двох класів (пріоритетів) трафіку, на кінцевій станції Host1 було здійснено налаштування пакету D-ITG для генерації 60 потоків трафіку з загальною тривалістю 1 секунда кожний та з затримкою генерації між

потокami в 1 секунду. Для цього в пакеті D-ITG обрано багатопотоковий режим. Загальний час генерації для одного експерименту склав 30 секунд.

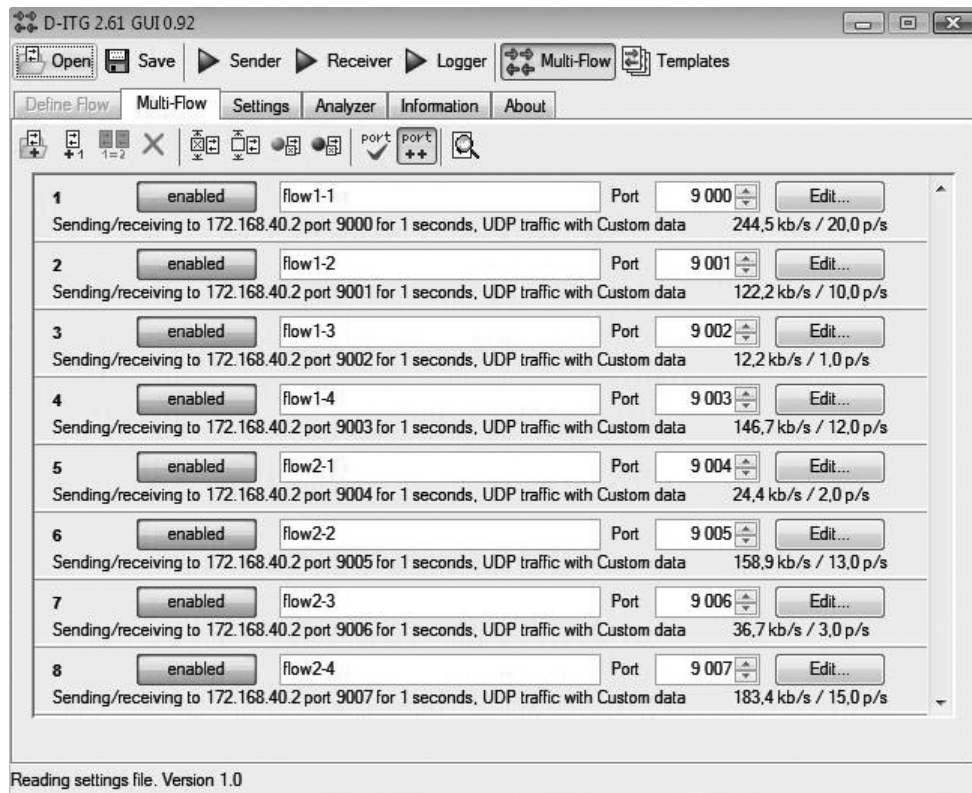


Рис. 2.15. Результат налаштування параметрів перших вісьмох потоків для проведення експерименту

Для кожного з потоків здійснено налаштування наступних параметрів: назва потоку, режим розрахунку затримки – RTT, тривалість генерації кожного потоку (сек.), затримка генерації (сек.), IP-адреса одержувача, поле ToS (для 30 потоків визначено 1 пріоритет, для інших 30 потоків – 2 пріоритет), тип протоколу – UDP, інтенсивність потоку (пакетів/сек.), величина пакетів (байт), закони розподілу інтенсивності та величини пакетів. Налаштування параметрів потоків виконувалось в ручному (Custom) режимі. Приклад детального налаштування параметрів одного з потоків зображений на рис. 2.16.

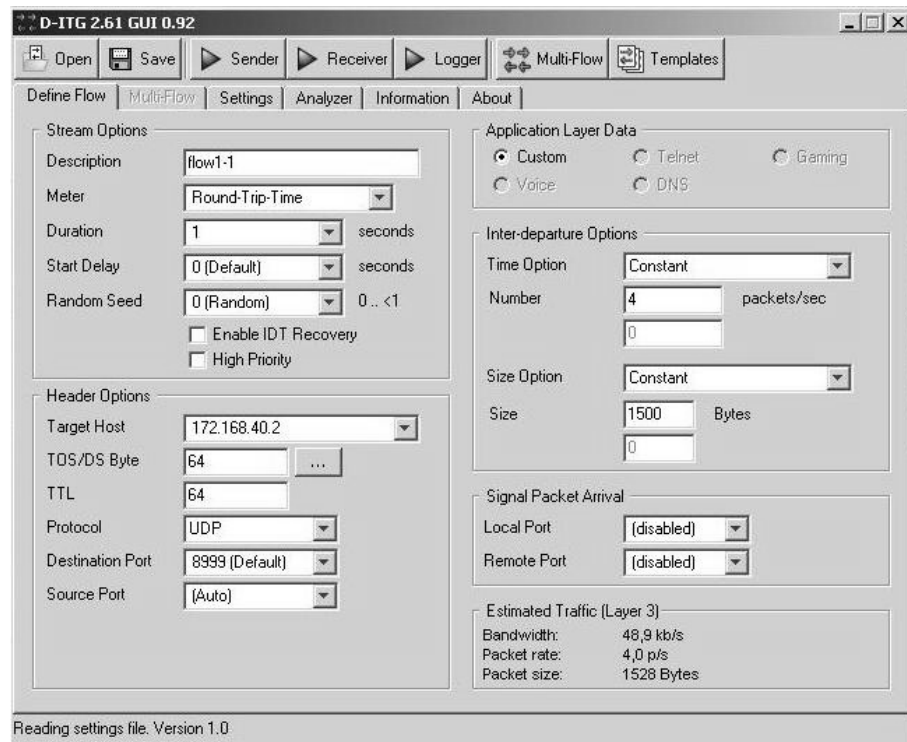


Рис. 2.16. Результат налаштування параметрів потоку flow1-1

Величина затримки (параметр Start Delay) для кожного потоку обиралась таким чином, щоб в межах кожного одnoseкундного інтервалу забезпечити передавання потоків різних класів з визначеною інтенсивністю. Для одного з експериментів основні параметри потоків наведені в табл. 2.10.

Таблиця 2.10

Основні параметри потоків для проведення лабораторного експерименту

Назва потоку	Інтенсивність (пакетів/сек.)	Розмір пакету (байт)	Час генерації (сек.)	Затримка генерації (сек.)	Пріоритет (значення поля ToS)
flow1-1	4	1528	1	0	2
flow1-2	10	1528	1	1	2
flow1-3	1	1528	1	2	2
flow1-4	12	1528	1	3	2
...
flow1-30	5	1528	1	29	2

Продовження таблиці 2.10

flow2-1	2	1528	1	0	1
flow2-2	13	1528	1	1	1
flow2-3	3	1528	1	2	1
flow2-4	15	1528	1	3	1
...
flow2-30	7	1528	1	29	1

Частка загальної пропускної здатності вихідного інтерфейсу надавалась потокам в залежності від їх належності до відповідного класу обслуговування, визначеного в маршрутизаторі. Для потоків, наведених в табл. 2.10, в маршрутизаторі визначено два класи обслуговування (class1 та class2) в залежності від значення поля пріоритету в заголовку пакетів. Так, потокам flow1-1, flow1-2, flow1-3, flow1-4, ..., flow1-30 було надано значення поля ToS – 2 і вони були віднесені в маршрутизаторі до класу class1, а потокам flow2-1, flow2-2, flow2-3, flow2-4, ..., flow2-30 було надано значення поля ToS – 1 і вони були віднесені в маршрутизаторі до класу class2. Як видно з табл. 2.10, генерація потоків обох пріоритетів налаштована таким чином, щоб забезпечити навантаження обох класів на вході маршрутизатора в межах кожного циклу обслуговування. Так пакети з потоків flow1-1 та flow2-1 надійдуть в першому циклі, а потоків flow1-2 та flow2-2 – в другому. Забезпечивши перерозподіл пропускної здатності для цих потоків в маршрутизаторі в межах двох циклів обслуговування в відповідності з статичним розподілом та пропонованим методом, можна здійснити їх порівняння та оцінити ефективність приймаємих рішень.

Для прийому та аналізу переданих потоків на кінцевій станції Host2 був встановлений пакет D-ITG. Обов'язковим є запуск на кінцевій станції Host2 таких елементів пакету D-ITG: Receiver, Logger.

2. Налаштування маршрутизаторів.

Для забезпечення передавання тестових потоків з кінцевої станції Host1 до кінцевої станції Host2 необхідно здійснити два типи налаштувань маршрутизаторів (Router1, Router2):

- загальні мережні налаштування;
- налаштування для дослідження ефективності методів розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу.

Загальні мережні налаштування передбачають налаштування мережної конфігурації маршрутизаторів (призначення IP-адрес інтерфейсам, налаштування маршрутизації).

Приклад вихідних даних для налаштування послідовних інтерфейсів, а також інтерфейсів Fast Ethernet наведено в табл. 2.11.

Таблиця 2.11

Загальні мережні налаштування маршрутизаторів

Маршрутизатор	Тип інтерфейсу	IP адреса	Маска
Router1	Serial 0/0	172.16.20.1	255.255.255.0
	Fast Ethernet	172.168.10.1	255.255.255.0
Router2	Serial 0/0	172.16.20.2	255.255.255.0
	Fast Ethernet	172.168.40.1	255.255.255.0

В ході виконання лабораторних експериментів інтерфейсам маршрутизаторів (Router1, Router2) були призначені IP-адреси в відповідності з даними табл. 2.11.

Застосування мережних налаштувань здійснювалось в режимі конфігурації маршрутизаторів. При налаштуванні послідовних інтерфейсів на маршрутизаторі Router1 було вказано значення параметру clock rate, який визначає пропускну здатність утвореного між маршрутизаторами каналу. В даному випадку маршрутизатор Router2 є пристроєм DTE (Data Terminal

Equipment), а маршрутизатор Router1 є пристроєм DCE (Data Communication Equipment). Значення параметру clock rate 8000000, встановлене на пристрої DCE, відповідає пропускній здатності каналу 8 Мбіт/с. Для зміни пропускної здатності інтерфейсу параметр clock rate змінювався в діапазоні допустимих дискретних значень від 100000 до 8000000.

Для забезпечення маршрутизації пакетів, що передаються з кінцевої станції Host1 до кінцевої станції Host2 та в зворотному напрямку, на маршрутизаторах Router1 та Router2 було здійснено налаштування маршрутних таблиць маршрутизаторів. Для цього в режимі конфігурації були внесені статичні маршрути командами:

```
Router1(config)#ip route 172.168.40.0 255.255.255.0 172.16.20.2;
```

```
Router2(config)#ip route 172.168.10.0 255.255.255.0 172.16.20.1.
```

Перевірку наявності зв'язку кінцевої станції Host1 з кінцевою станцією Host2 та в зворотному напрямку було здійснено командами:

```
Host1>ping 172.168.40.2;
```

```
Host2>ping 172.168.10.2.
```

Наявність відповіді, на надісланні командою ping пакети, підтвердила правильність загальних мережних налаштувань та можливість передачі пакетів між кінцевими станціями Host1 і Host2.

Для дослідження ефективності методів розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу були здійсненні налаштування на основі механізму CBWFQ. Для класифікації потоків були використані списки контролю доступу (ACL, Access Control Lists). А в якості критерію належності пакету до визначеного класу використано значення поля ToS пакетів.

Так, для кожного з потоків в генераторі D-ITG на передавальній стороні здійснено маркування поля ToS пакетів. Приклад маркування пакетів для одного з потоків наведено на рис. 2.17

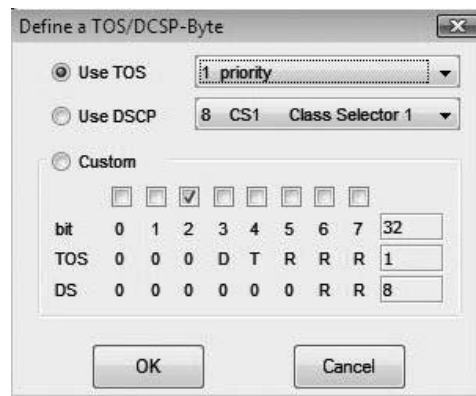


Рис. 2.17 Результат маркування поля ToS

Таким чином, в експерименті з двома класами обслуговування, частині потоків призначено 1 пріоритет, іншій частині – 2 пріоритет. На маршрутизаторі в режимі конфігурації створено списки контролю доступу ACL. При наявності запису в списку ACL, що відповідає критерію проходження пакету (відповідності поля ToS), пакет надходить на вхід відповідної черги.

Для експерименту, в ході якого була здійснена генерація двох класів тестових потоків (з заголовками ToS – 1 та ToS – 2), в маршрутизаторі були створені два записи ACL:

```
Router1(config)# access-list 101 permit ip any any ToS 1;
```

```
Router1(config)# access-list 102 permit ip any any ToS 2.
```

Для створення класів (черг) в маршрутизаторі було виконано ряд етапів:

- створені класові карти на основі списків ACL:

```
Router1#class-map class1;
```

```
Router1#match access-group 101;
```

```
Router1#class-map class2;
```

```
Router1#match access-group 102.
```

- кожному з визначених класів надана частка пропускної здатності вихідного інтерфейсу та визначений розмір його черги:

```
Router1(config)#policy-map CBWFQ;
```

```
Router1(config-pmap)#class class1;
```

```

Router1(config-pmap-c)#bandwidth 49;
Router1(config-pmap-c)#queue-limit 8;
Router1(config-pmap-c)#class class2;
Router1(config-pmap-c)#bandwidth 99;
Router1(config-pmap-c)#queue-limit 8.

```

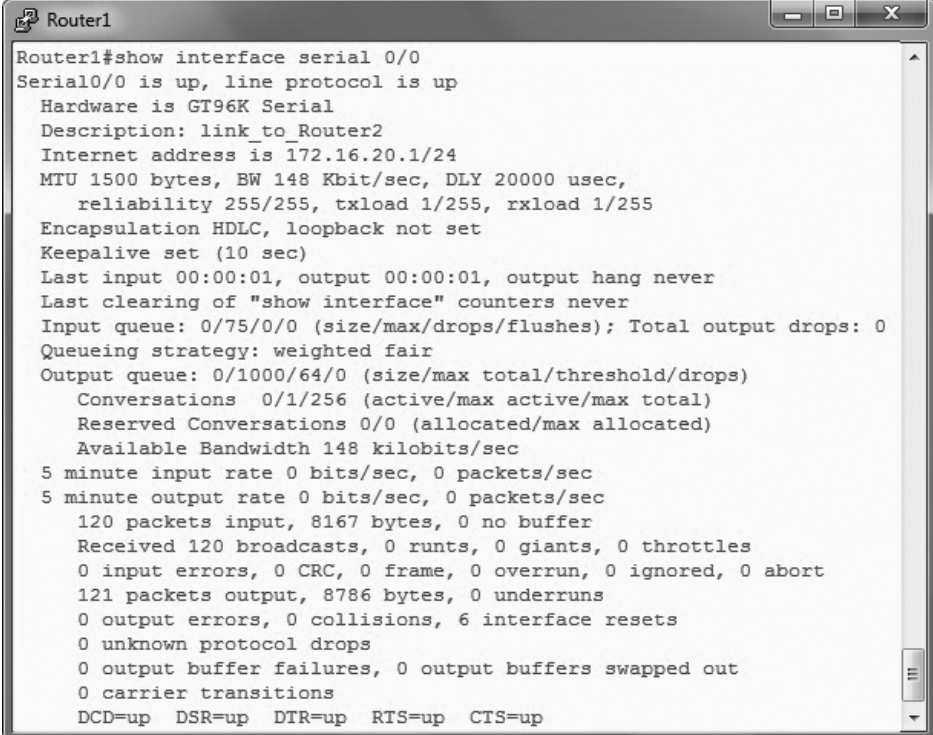
- створена карта застосована до вихідного (послідовного) інтерфейсу:

```

Router1(config)# int serial 0/0;
Router1(config-if)# service-policy output CBWFQ.

```

На рис.2.18 зображено приклад налаштування інтерфейсу serial 0/0 маршрутизатора Router1 з IP-адресою 172.16.20.1, з загальною пропускною здатністю 148 Кбіт/с.



```

Router1#show interface serial 0/0
Serial0/0 is up, line protocol is up
  Hardware is GT96K Serial
  Description: link_to_Router2
  Internet address is 172.16.20.1/24
  MTU 1500 bytes, BW 148 Kbit/sec, DLY 20000 usec,
    reliability 255/255, txload 1/255, rxload 1/255
  Encapsulation HDLC, loopback not set
  Keepalive set (10 sec)
  Last input 00:00:01, output 00:00:01, output hang never
  Last clearing of "show interface" counters never
  Input queue: 0/75/0/0 (size/max/drops/flushes); Total output drops: 0
  Queueing strategy: weighted fair
  Output queue: 0/1000/64/0 (size/max total/threshold/drops)
    Conversations  0/1/256 (active/max active/max total)
    Reserved Conversations 0/0 (allocated/max allocated)
    Available Bandwidth 148 kilobits/sec
  5 minute input rate 0 bits/sec, 0 packets/sec
  5 minute output rate 0 bits/sec, 0 packets/sec
    120 packets input, 8167 bytes, 0 no buffer
    Received 120 broadcasts, 0 runts, 0 giants, 0 throttles
    0 input errors, 0 CRC, 0 frame, 0 overrun, 0 ignored, 0 abort
    121 packets output, 8786 bytes, 0 underruns
    0 output errors, 0 collisions, 6 interface resets
    0 unknown protocol drops
    0 output buffer failures, 0 output buffers swapped out
    0 carrier transitions
  DCD=up  DSR=up  DTR=up  RTS=up  CTS=up

```

Рис.2.18 Результат застосування загальних мережних налаштувань на послідовному інтерфейсі маршрутизатора Router1

На рис.2.19 показано створення двох класів трафіку class1 та class2, в яких критерієм належності пакету відповідному класу виступило значення поля пріоритету ToS в заголовку пакету.

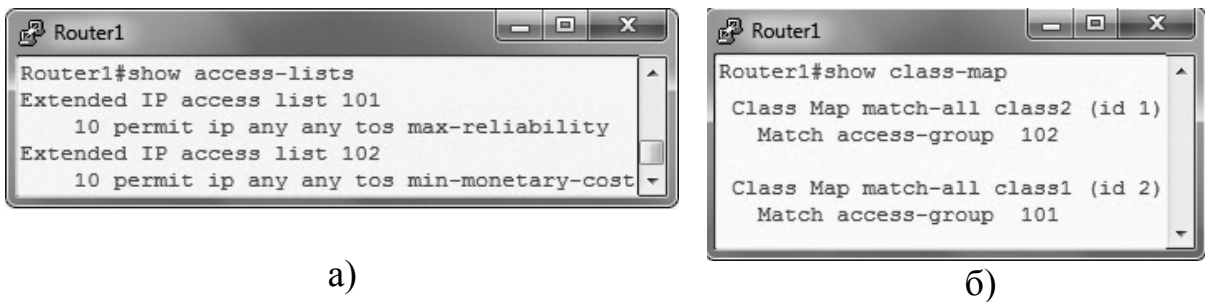


Рис. 2.19 Результат створення а) ACL та б) класових карт на їх основі в маршрутизаторі Router1

До класу class1 віднесені пакети з значенням поля ToS – 2 (max-reliability). До класу class2 віднесені пакети потоків з полем ToS – 1 (min-monetary-cost).

В одному з експериментів для класів class1 та class2 надана частка пропускної здатності вихідного інтерфейсу склала 99 та 49 Кбіт/с відповідно. Загальна пропускна здатність вихідного інтерфейсу склала 148 Кбіт/с. Розмір черги для обох класів склав по 8 пакетів відповідно. Приклад такого налаштування вихідного інтерфейсу показаний на рис.2.20

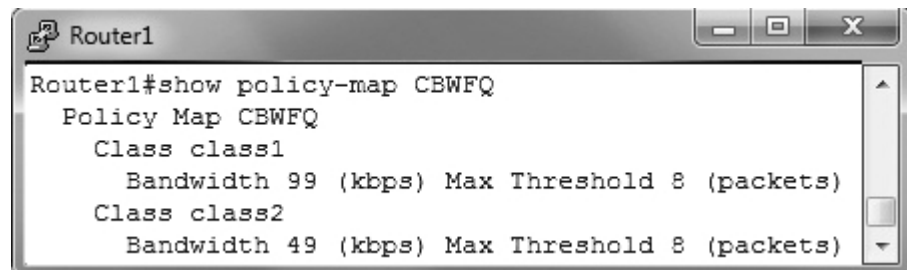


Рис. 2.20 Результат налаштувань механізму CBWFQ з двома класами на вихідному інтерфейсі маршрутизатора Router1

Для дослідження впливу інтенсивності вхідного навантаження на ймовірність втрат пакетів та на їх середню затримку була проведена серія експериментів. В ході яких змінювалась інтенсивність вхідних потоків та загальна пропускна здатність вихідного інтерфейсу. Також динамічній зміні в ході окремих досліджень пропонованого методу підлягала пропускна здатність, що надавалась різним класам (чергам) в межах одиночних циклів обслуговування.

При дослідженні WFQ частка пропускної здатності вихідного інтерфейсу та розмір черги закріплювались постійно за кожним класом трафіку. Для зміни інтенсивності надходження пакетів здійснювалась генерація відповідних потоків трафіку на кінцевій станції Host1 з затримкою 1 секунда, протягом 30 секунд. Інтенсивності, генеруємих потоків трафіку на кінцевій станції Host1, були однаковими при дослідженні пропонованого методу та розподілу на основі WFQ.

При дослідженні пропонованого методу розподілу пропускної здатності вихідного інтерфейсу (методу) використовувались значення пропускної здатності для кожного з класів, які були одержані при рішенні задачі лінійного програмування. Рішення задачі лінійного програмування здійснювалось для вихідних даних, отриманих шляхом аналізу нестационарних потоків трафіку з випадковим законом розподілу Парето, в межах одиночних циклів обслуговування. Пропускна здатність закріплювалась за кожним класом в межах одиночних циклів і змінювалась після кожного такого циклу в відповідності до отриманих рішень задачі лінійного програмування. Розмір буферу для кожного з класів залишався постійним. Для кожного циклу обслуговування оцінювались такі параметри: середня затримка, середній рівень втрат пакетів. Вихідні дані для початкових циклів обслуговування при проведенні одного з лабораторних експериментів наведені у табл. 2.12

Таблиця 2.12

Вихідні дані для проведення одного з лабораторних експериментів

Назва циклу	Метод розподілу пропускної здатності	Виділена пропускна здатність (пакетів/сек.)		Інтенсивність (пакетів/сек.)		Загальна пропускна здатність каналу (пакетів/сек.)
		Class1	Class2	Class1	Class2	
1 цикл	Метод	2	10	4	15	12
	WFQ	8	4			

Продовження таблиці 2.12

2 цикл	Метод	8	4	0	1	12
	WFQ	2	4			
3 цикл	Метод	2	10	10	15	12
	WFQ	8	4			
4 цикл	Метод	9	3	1	5	12
	WFQ	3	9			
5 цикл	Метод	3	9	10	5	12
	WFQ	8	4			
6 цикл	Метод	12	0	5	2	12
	WFQ	7	5			

Розмір пакету обирався постійним 1528 байт. Аналіз результатів досліджень здійснювався з використанням можливостей пакету мережного навантаження D-ITG.

Результати застосування відповідного методу розподілу пропускної здатності та розподілу на основі WFQ оцінювались з використанням отриманих в D-ITG результатів. Приклад одного з таких результатів для розподілу пропускної здатності на основі запропонованого методу наведений на рис. 2.21

Flow number: 3 From 172.168.10.2: 49247 To 172.168.40.2:9000		Flow number: 4 From 172.168.10.2:49248 To 172.168.40.2:9001	
Total time	= 0.993837 s	Total time	= 0.998288 s
Total packets	= 15	Total packets	= 5
Minimum delay	= 0.006852 s	Minimum delay	= 0.080442 s
Maximum delay	= 0.963361 s	Maximum delay	= 0.143348 s
Average delay	= 0.5159405 s	Average delay	= 0.22379 s
Average jitter	= 0.090678 s	Average jitter	= 0.046879 s
Delay standard deviation	= 0.0767182 s	Delay standard deviation	= 0.069559 s
Bytes received	= 19864	Bytes received	= 4584
Average bitrate	= 122.240481 Kbit/s	Average bitrate	= 36.676203 Kbit/s
Average packet rate	= 10.00003 pkt/s	Average packet rate	= 3.000034 pkt/s
Packets dropped	= 2 (13.3 %)	Packets dropped	= 2 (40.00 %)
Average loss-burst size	= 2.000000 pkt	Average loss-burst size	= 2.000000 pkt
Packets duplicated	= 0	Packets duplicated	= 0
First sequence number	= 1	First sequence number	= 1
Last sequence number	= 15	Last sequence number	= 5
Loss Events	= 2	Loss Events	= 2

Рис. 2.21 Показники якості обслуговування отримані аналізатором D-ITG для класу class2 в двох послідовних циклах

Отримані в ході серії експериментів значення рівня втрат пакетів були використані для побудови графічних залежностей. Графічні залежності будувались для значень показника рівня втрат отриманих при використанні пропонованого методу та значень цього показника при використанні WFQ. На рис. 2.22 представлена одна з таких залежностей. Залежність побудована для умов, коли середня інтенсивність класу трафіку class1 змінювалась в діапазоні від 12,2 до 73,3 Кбіт/сек., а середня інтенсивність класу трафіку class2 залишалася постійною – 85,6 Кбіт/сек.

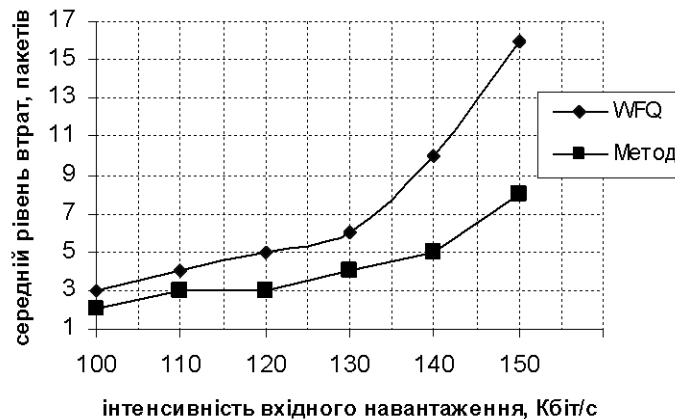


Рис. 2.22 Залежність середнього рівня втрат пакетів від інтенсивності вхідного навантаження

З отриманих залежностей слідує, що в умовах нестационарного вхідного навантаження, з зростанням його інтенсивності, метод, що пропонується дозволяє зменшити кількість втрачених пакетів обох класів в порівнянні з WFQ. Разом з тим, сумарна кількість переданих пакетів обох класів протягом періоду спостереження збільшується в порівнянні з WFQ, що свідчить про більшу ефективність використання ресурсів телекомунікаційного каналу та дозволяє отримати більший сумарний вигреш від передавання пакетів.

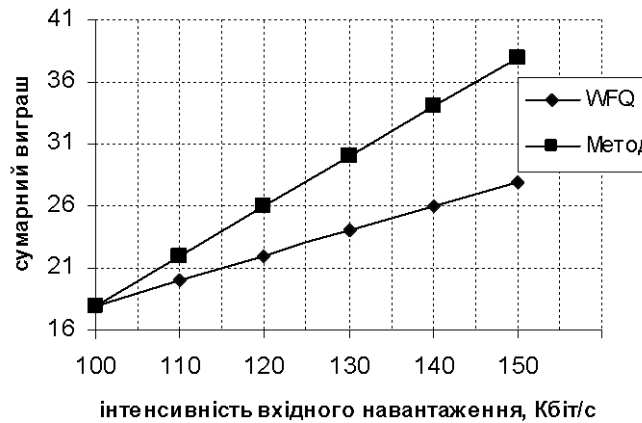


Рис. 2.23 Залежність сумарного виграшу від інтенсивності вхідного навантаження

Результати, отримані в ході виконання серії лабораторних експериментів, підтверджують ефективність застосування пропонованого методу розподілу пропускної здатності вихідного інтерфейсу. Зменшення кількості втрачених пакетів забезпечується за рахунок перерозподілу пропускної здатності з врахуванням вхідного навантаження в майбутніх циклах та поточної завантаженості черг відповідних класів. При цьому значення середньої затримки пакетів при використанні пропонованого методу збільшується в порівнянні з WFQ в середньому на 5,4% та знаходиться в межах визначених рекомендаціями норм.

Отримане зменшення кількості втрачених пакетів, що забезпечується пропонованим методом розподілу пропускної здатності каналів, надає змогу також збільшити об'єм мультимедійної інформації, передавання якої можна здійснити при заданій імовірності відкидання пакету, про що свідчать результати представлених нижче досліджень.

2.5. Оцінка впливу імовірності втрат пакетів на середній об'єм передаваної мультимедійної інформації

Важливою тенденцією сучасного розвитку телекомунікаційної галузі є стрімке зростання попиту на мультимедійні послуги, що надаються користувачам мультисервісних мереж. Відомо, що для якісної передачі

аудио- і відеопотоків потрібно мінімізувати затримки пакетів і їх варіації (джиттер) [48, 88, 117, 169, 172, 175]. При цьому допускаються незначні втрати пакетів. Тому доставка мультимедійної інформації здійснюється, переважно, на основі протоколу UDP (User Datagram Protocol), у якому не передбачена повторна передача відкинутих пакетів [176].

Стійкість мультимедійного трафіка до втрат пакетів є досить обмеженою. Наприклад, при втраті одного пакета, що несе невелику кількість послідовних вимірів голосу, втрачені мультимедійні дані можуть бути відновлені за допомогою апроксимації інформації, що міститься в декількох попередніх пакетах [31]. Якщо ж втрачено два й більше пакета підряд, то відновити таку інформацію на приймальному боці буде дуже складно чи практично неможливо. Загальні вимоги щодо рівня втрат пакетів визначені в рекомендації ITU-T Y-1541. Однак загальна оцінка рівня втрат пакетів є не достатньою для характеристики якості передавання мультимедійних потоків. Це пов'язано з тим, що втрати пакетів можуть бути двох типів: зосередженні та розподілені по часу. Так, в стандарті ITU-T G-1020, визначено періоди *gap* та *burst*, що описують періоди часу з одиночними та пачковими втратами пакетів відповідно. Важливе значення на якість доставки мультимедійної інформації має кількість втрачених підряд пакетів. Так, при передаванні мови, з використанням технології VoIP, це пов'язано з можливостями мовних кодеків маскувати втрату пакетів. Для кодеку G.711, стандартом ANSI T1.521a Annex B визначено алгоритм маскування втрати пакетів (PLC, Packet Loss Concealment). Даний алгоритм забезпечує маскування при втраті одиночних пакетів, а при пачкових втратах якість мови значно погіршується. В [195] показано, що значення показника MOS (MOS, Mean Opinion Score) для різних кодеків зменшується при заміні розподілених по часу втрат пакетів на зосереджені, при збереженні того ж рівня втрат пакетів. Значення MOS залежить від типу кодеку, що використовується та його чутливості до втрат пакетів. Найбільш чутливими кодеками є ті, що використовують більший рівень компресії мови. Так, в

[195] показано, що для кодексу G.711, при переході з рівномірних до пачкових (зосереджених) втрат, значення показника MOS зменшується в середньому на 10%, а для кодексу G.729, за таких самих умов, – зменшується в середньому на 28%.

Зрозуміло, що імовірність втрати двох і більш пакетів підряд, які відносяться до одного потоку, підвищується зі збільшенням тривалості цього потоку. Тому, мультимедійні потоки невеликої тривалості, як правило, передаються більш якісно, ніж більш тривалі. Разом з тим, більша тривалість мультимедійного потоку дозволяє передати більший об'єм інформації. У зв'язку з цим, необхідно визначити тривалість мультимедійного потоку, передачу якого в телекомунікаційній мережі можна здійснити при заданих характеристиках пачкових втрат та в залежності від заданої імовірності втрат пакетів.

Практичний інтерес представляють питання, пов'язані з обґрунтуванням рекомендованого об'єму інформації мультимедійного потоку, передачу якого можна здійснити в залежності від імовірності втрат пакетів при заданих характеристиках функціонування телекомунікаційної мережі.

Нехай переданий по мережі мультимедійний потік на приймальному боці неможливо якісно відтворити, якщо втрачено α пакетів. У випадку успішної передачі β пакетів підряд вважається, що до цього моменту втрат пакетів не було. Крім того, задані наступні величини:

P_D – імовірність відкидання переданого пакета внаслідок перевантаження;

P_E – імовірність викривлення переданого пакета внаслідок наявності бітових помилок;

τ – середній інтервал часу між переданими пакетами, $\tau > 0$.

Обмеження: $1 < \alpha < 4$ і $\beta > 1$.

Необхідно одержати залежність середньої тривалості мультимедійного потоку, передачу якого можна здійснити з необхідною якістю, від величин P_D і P_E .

Для розв'язання поставленого завдання пропонується застосувати математичний апарат імовірно-часових графів й твірних функцій [38, 39, 43, 50].

Імовірно-часовий граф (ІЧГ), що моделює передачу мультимедійного потоку при $\alpha = 2$ й $\beta = 4$, представлений на рис. 2.24.

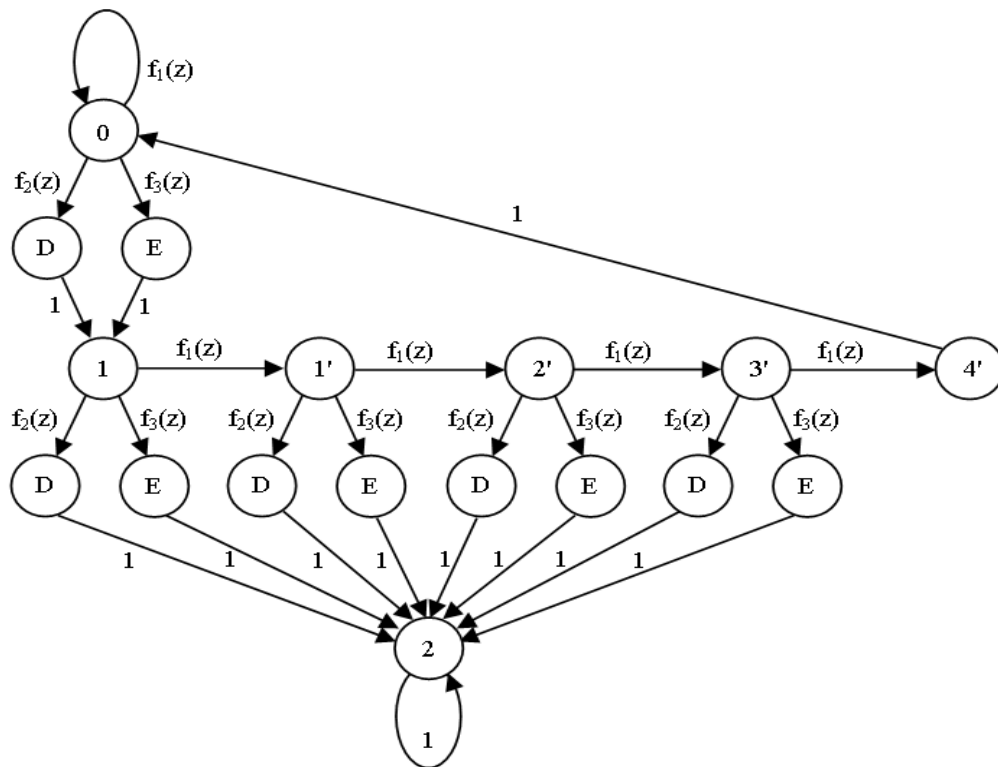


Рис. 2.24. ІЧГ, що моделює передачу мультимедійного потоку при $\alpha = 2$ й $\beta = 4$

Вершини цього графа моделюють наступні стани:
 «0», «1» і «2» – втрачено, відповідно 0, 1 і 2 пакети;
 «1'», «2'», «3'» і «4'» – після втраченого пакету успішно передано, відповідно 1, 2, 3 і 4 пакети;
 «D» – пакет відкинутий внаслідок перевантаження;
 «E» – пакет спотворений (наявність у пакеті бітових помилок).

Переходи між зазначеними станами моделюються ребрами графа. Вищезазначеним ребрам відповідає одна з наступних функцій:

$$f_1(z) = (1 - P_D - P_E)z^\tau, \quad (2.107)$$

$$f_2(z) = P_D z^\tau, \quad (2.108)$$

$$f_3(z) = P_E z^\tau. \quad (2.109)$$

Зображений на рис. 2.24 граф можна звести до більш простого вигляду, застосувавши подані нижче правила еквівалентних перетворень [38].

Правило 1. Послідовно з'єднані ребра ІЧГ (рис. 2.25) можна замінити одним ребром, твірна функція якого визначається за виразом:

$$F_{ab}(z) = f_a(z)f_b(z). \quad (2.110)$$

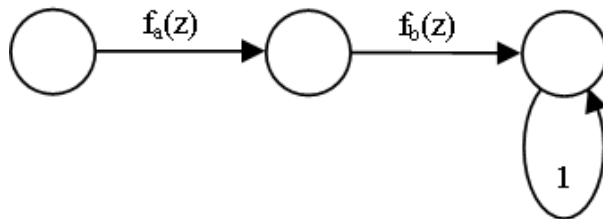


Рис. 2.25. Послідовне з'єднання ребер ІЧГ

Правило 2. Паралельно з'єднані ребра ІЧГ (рис. 2.26) можна замінити одним ребром, твірна функція якого визначається за формулою:

$$F_{ab}(z) = f_a(z) + f_b(z). \quad (2.111)$$

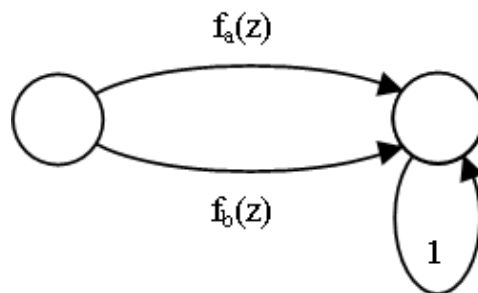


Рис. 2.26. Паралельне з'єднання ребер ІЧГ

Правило 3. Якщо граф містить петлю (рис. 2.27), то твірну функцію результуючого ребра можна визначити за допомогою виразу:

$$F_{ab}(z) = \frac{f_a(z)}{1 - f_b(z)}. \quad (2.112)$$

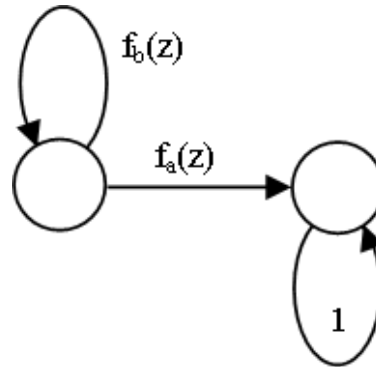


Рис. 2.27. ІЧГ з петлею

Застосувавши перші два правила, можна спростити ІЧГ, представлений на рис. 2.24, та звести його до вигляду, зображеного на рис. 2.28.

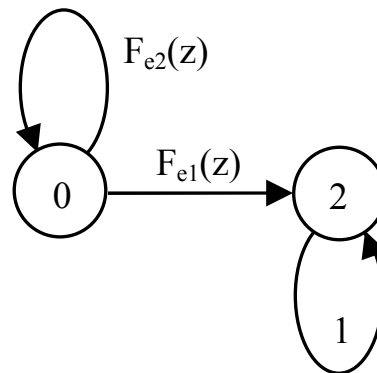


Рис. 2.28. ІЧГ після еквівалентних перетворень

Твірні функції $F_{e1}(z)$ й $F_{e2}(z)$ можуть бути знайдені за формулами:

$$F_{e1}(z) = F_2(z) [1 + f_1(z) + f_1^2(z) + f_1^3(z)], \quad (2.113)$$

$$F_{e2}(z) = f_1(z) + F_1(z) \cdot f_1^4(z). \quad (2.114)$$

Твірні функції $F_1(z)$ й $F_2(z)$ визначаються за допомогою виразів:

$$F_1(z) = f_2(z) + f_3(z). \quad (2.115)$$

$$F_2(z) = f_2^2(z) + 2f_2(z)f_3(z) + f_3^2(z). \quad (2.116)$$

Подальші еквівалентні перетворення, виконувані на основі застосування еквівалентних перетворень, зводять ІЧГ до найпростішого вигляду (рис. 2.29).

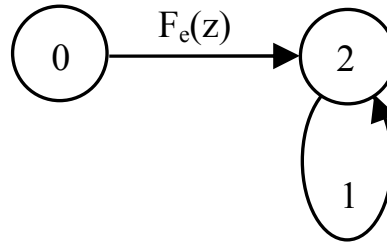


Рис. 2.29. ІЧГ, перетворений до найпростішого вигляду

Твірну функцію $F_e(z)$ можна знайти за формулою:

$$F_e(z) = \frac{F_{e1}(z)}{1 - F_{e2}(z)}. \quad (2.117)$$

Середня тривалість модельованого процесу, фактично, є середнім часом, протягом якого мультимедійний потік передається з необхідною якістю. Значення цієї величини можна визначити за допомогою виразу:

$$T = \left. \frac{dF_e(z)}{dz} \right|_{z=1}. \quad (2.118)$$

Величина середнього об'єму переданої інформації, передачу якої можна здійснити з необхідною якістю, є найбільшим натуральним числом, що задовольняє наступній умові:

$$V \leq \frac{T}{\tau}. \quad (2.119)$$

ІЧГ, що моделює передачу мультимедійного потоку при $\alpha = 3$ й $\beta = 5$, представлений на рис. 2.30.

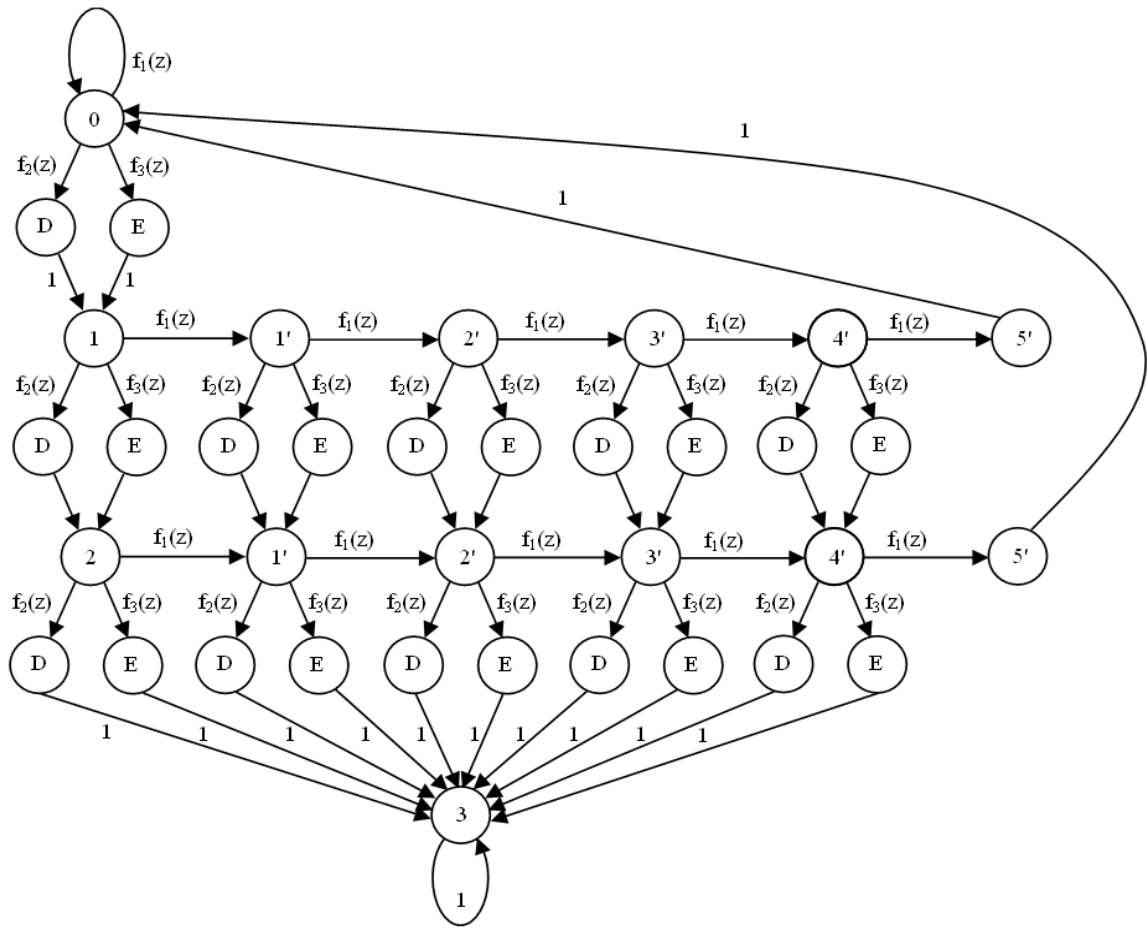


Рис. 2.30. ІЧГ, що моделює передачу мультимедійного потоку при $\alpha = 3$ й $\beta = 5$

Вершина «3» цього графа відповідає стану процесу, в якому втрачено 3 пакети, а вершина «5'» вказує на те, що після втрати пакету успішно передано 5 пакетів.

Після еквівалентних перетворень графу твірні функції $F_{e1}(z)$ й $F_{e2}(z)$ можуть бути знайдені за формулами:

$$F_{e1}(z) = F_3(z) \left[1 + 2 \left[f_1(z) + f_1^2(z) + f_1^3(z) + f_1^4(z) \right] \right], \tag{2.120}$$

$$F_{e2}(z) = f_1(z) + F_1(z) f_1^5(z) + 5F_2(z) f_1^5(z). \tag{2.121}$$

При цьому твірна функція $F_3(z)$ обчислюється за допомогою виразу:

$$F_3(z) = f_2^3(z) + 2[f_2^2(z)f_3(z) + f_2(z)f_3^2(z)] + f_3^3(z). \quad (2.122)$$

У загальному випадку процес, що моделюється, можна представити у вигляді графу, зображеного на рис. 2.31.

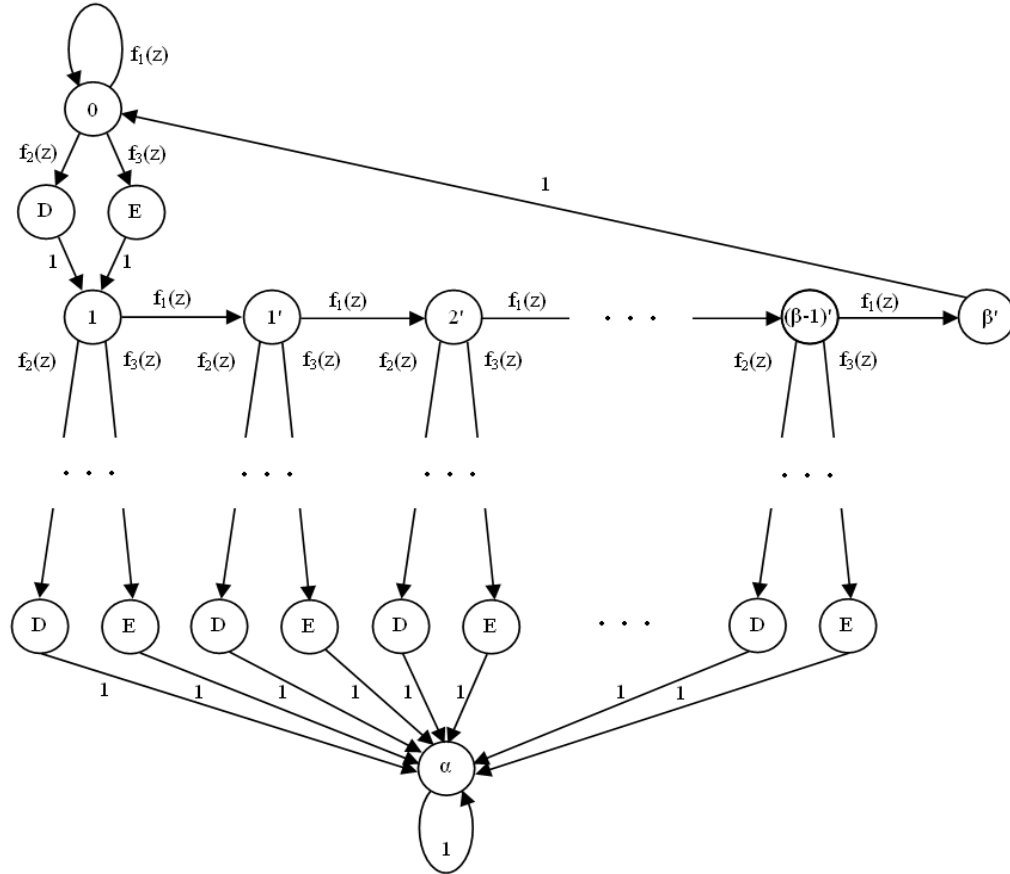


Рис. 2.31. ГЧГ, що моделює передачу мультимедійного потоку при $1 < \alpha < 4$ й $\beta > 1$

Аналіз закономірностей, що містяться в формулах (2.113) – (2.116) і (2.120) – (2.122), дозволяє представити узагальнені формули для обчислення твірних функцій ГЧГ, зображеного на рис. 2.31:

$$F_{e1}(z) = F_\alpha(z) \left[1 + (\alpha - 1) \left[f_1(z) + f_1^2(z) + \dots + f_1^{(\beta-1)}(z) \right] \right], \quad (2.123)$$

$$F_{e2}(z) = f_1(z) + F_{(\alpha-2)}(z) f_1^\beta(z) + \beta^{(\alpha-2)} F_{(\alpha-1)}(z) f_1^\beta(z), \quad (2.124)$$

де

$$F_\alpha(z) = f_2^\alpha(z) + (\alpha - 1) \left[f_2^{(\alpha-1)}(z) f_3(z) + f_2(z) f_3^{(\alpha-1)}(z) \right] + f_3^\alpha(z). \quad (2.125)$$

Таким чином, використання аналітичних співвідношень (2.107) – (2.109), (2.117) – (2.119) і (2.123) – (2.125), дозволяє оцінити середню тривалість мультимедійного потоку, передачу якого, в заданих умовах, можна здійснити з необхідною якістю. З використанням виразу (2.119) можна оцінити середній об'єм переданої інформації V від параметрів P_D і P_E .

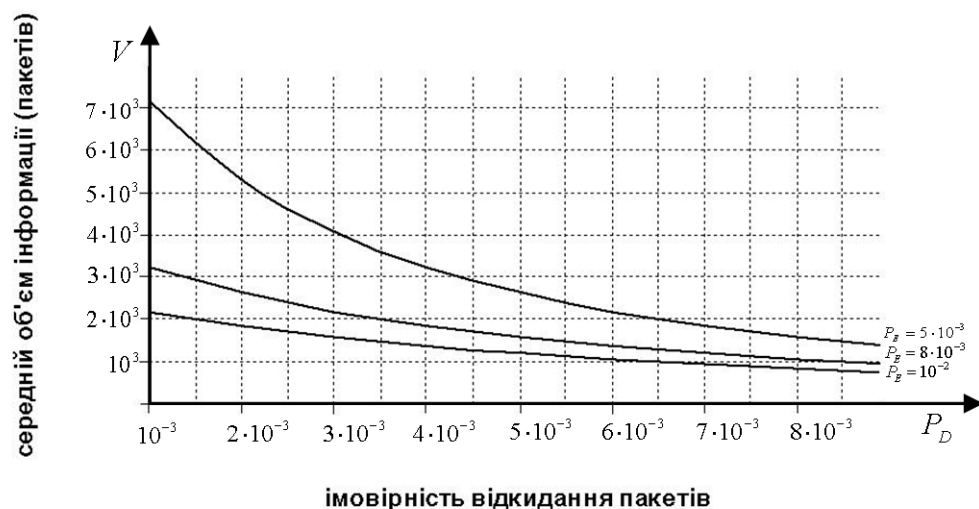
Розроблену математичну модель доцільно використати для обґрунтування рекомендованого об'єму мультимедійної інформації, передачу якої можна здійснити з необхідною якістю.

Для вихідних даних, представлених у таблиці 2.9, за формулами (2.107) – (2.109), (2.117) – (2.119) і (2.123) – (2.125) виконані розрахунки величини V . На основі цих обчислень побудовані залежності $V(P_D)$ при різних значеннях P_E (рис. 2.32).

Таблиця 2.9

Вихідні дані для розрахункових експериментів

Параметри	Значення	Одиниці виміру
α	2	-
β	4	-
τ	1	мс
P_D	$10^{-3} \dots 8 \cdot 10^{-3}$	-
P_E	$5 \cdot 10^{-3}; 8 \cdot 10^{-3}; 10^{-2}$	-

Рис. 2.32. Залежності $V(P_D)$ при різних значеннях P_E

За допомогою представлених графічних залежностей для заданих параметрів процесу, що моделюється, можна обґрунтувати рекомендований об'єм мультимедійної інформації, передача якої буде здійснена з необхідною якістю. Наприклад, якщо внаслідок перешкод імовірність спотворення пакета рівна $5 \cdot 10^{-3}$, а імовірність відкидання пакета через перевантаження маршрутизаторів становить 10^{-3} , то об'єм мультимедійної інформації не повинен перевищувати 7174 пакети. Якщо ж імовірність перешкод не змінилась, а імовірність відкидання пакета збільшилася до величини $2 \cdot 10^{-3}$ (зросло мережне навантаження), то не рекомендується передавати мультимедійну інформацію, об'єм якої перевищує 5299 пакетів.

Одержану залежність $V(P_D)$ можна використати для оцінки ефективності розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів. Відповідні розрахункові експерименти показали, що зниження втрат пакетів, яке спостерігається внаслідок використання пропонованого методу розподілу каналної пропускної здатності, надає змогу в середньому на 23,6% збільшити об'єм інформації, яка передається мультимедійними потоками.

Висновки до розділу 2

Представлено новий метод розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу, в якому, на відміну від існуючих, безпосереднє прийняття рішення про порядок відправки пакетів в канал для пакетів різних класів здійснюється з використанням лінійного програмування на основі даних прогнозу для послідовних циклів обслуговування. Прогнозування здійснювалось в умовах нестационарного вхідного навантаження, з використанням гібридних нейро-нечітких систем логічного виводу. Відмінністю таких систем є здатність до навчання та адаптації до умов функціонування ТКМ. Показано, що нейро-нечіткі системи прогнозування вхідного навантаження забезпечують високу точність прогнозування, на рівні 94-97%, в межах двох послідовних циклів обслуговування пакетів, що

дозволяє отримати коректні дані для подальшого прийняття рішення. Це дозволило попередити надлишкову втрату пакетів, що може статися внаслідок перерозподілу пропускної здатності «на льоту», в межах одного циклу.

Встановлено, що застосування методу дозволяє підвищити ефективність процесу розподілу пропускної здатності каналу, а саме, максимізувати сумарний виграш від передавання пакетів в середньому на 5,2% та зменшити втрати пакетів в результаті передавання інформаційних потоків по телекомунікаційним каналам в середньому на 7,8%. Результати отримані на основі аналітичних розрахунків були підтверджені серією лабораторних експериментів.

Розроблено нові математичні моделі передавання мультимедійних потоків в телекомунікаційній мережі, які основані на використанні імовірно-часових графів, і відбивають залежність характеристик доставки цих потоків від імовірності наявності бітових помилок у пакеті та імовірності його відкидання внаслідок перевантаження маршрутизаторів.

З використанням математичних моделей, встановлені залежності об'єму мультимедійної інформації для передавання від імовірності відкидання пакетів (при сталих імовірностях бітових помилок), що дозволяє обґрунтувати для кінцевих користувачів рекомендований об'єм мультимедійної інформації, що може передатися з заданою якістю.

Запропоновані моделі дозволили оцінити середній об'єм мультимедійної інформації, передавання якої можна здійснити із потрібною якістю з використанням пропонованого методу розподілу пропускної здатності. В результаті встановлено, що застосування методу розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу забезпечує збільшення об'єму переданої мультимедійної інформації в середньому на 23,6 %.

РОЗДІЛ 3

МЕТОД НЕЙРО-НЕЧІТКОГО УПРАВЛІННЯ ВІДКИДАННЯМ ПАКЕТІВ У МАРШРУТИЗАТОРІ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОЇ МЕРЕЖІ

3.1. Основні етапи нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів у маршрутизаторі телекомунікаційної мережі

Зростання потреб в обміні інформацією, популяризація інтернет-додатків, активне використання мережних інформаційних ресурсів є причинами збільшення телекомунікаційного трафіку і виникнення перевантажень маршрутизаторів. Негативний вплив мережних перевантажень полягає в істотному уповільненні і блокуванні доставки пакетів, погіршенні якості передавання потоків даних.

Динамічний перерозподіл пропускної здатності телекомунікаційного каналу при застосуванні пропонованого методу дозволяє покращити основні показники якості обслуговування. Але його застосування не дозволяє попередити перевантаження, що виникають в маршрутизаторах. Для боротьби з перевантаженнями, традиційно застосовуються методи управління чергами. При цьому застосування відповідного методу управління чергами повинно бути узгодженим з рішеннями прийнятими при розподілі пропускної здатності. Максимальна довжина пакетної черги визначається розміром відповідного буфера маршрутизатора. Реакцією на надходження пакета при заповненому буфері є його відкидання. Цей принцип покладено в основу методу Tail Drop, за допомогою якого реалізується пасивне управління пакетними чергами [98]. Перевагою даного методу є його простота. Проте Tail Drop притаманні значні недоліки: неприпустимі затримки пакетів, джиттер, ефект глобальної синхронізації, несправедливе захоплення черги пакетами одного потоку.

Для усунення зазначених недоліків в сучасному обладнанні реалізується активне управління чергами (AQM), сутність якого полягає в

превентивному (завчасному) відкиданні частини прямуючих до маршрутизатора пакетів до моменту заповнення відповідного буфера. Найбільш поширеним методом активного управління чергами є RED [121]. У відповідності з цим методом рішення про відкидання того чи іншого пакета приймається на основі обчислення середнього розміру черги і ймовірності відкидання пакетів. Недолік RED полягає в застосуванні евристичного алгоритму зі статичним налаштуванням параметрів, що не дозволяє істотно зменшити втрати пакетів. Для адаптивного налаштування параметрів RED розроблені його різні модифікації [85, 120, 154, 168], застосування яких, на жаль, не забезпечує необхідну мінімізацію пакетних затримок і втрат в умовах невизначеності та випадкового характеру мережного трафіку.

Перспективні рішення в галузі управління процесами обробки і передавання інформації пов'язані із застосуванням гібридних інтелектуальних систем. В роботі [63] запропоновано метод управління відкиданням пакетів, що базується на нейро-нечіткому прогнозуванні величини \tilde{Z}_d (навантаження в поточному циклі) і \tilde{R}_e (втраченого навантаження в наступному циклі при пасивному управлінні пакетної чергою). При цьому ймовірність відкидання пакетів обчислюється за формулою:

$$P = \frac{\tilde{R}_e}{\tilde{Z}_d}. \quad (3.1)$$

Прогнозовані значення \tilde{Z}_d та \tilde{R}_e є вихідними величинами двох відповідних нейро-нечітких систем. Для отримання результатів прогнозу на входи цих систем подаються величини Z_a , Z_b і Z_c – значення вхідного навантаження у трьох попередніх циклах. З метою одержання цих значень протягом кожного поточного циклу i здійснюється підрахунок величини Z_i – поточного навантаження, тобто кількості пакетів, що надходять у вихідний інтерфейс маршрутизатора для подальшої передачі по каналу.

Для прийняття рішення про відкидання чи буферизацію пакету, який надходить протягом поточного циклу, здійснюється обчислення імовірності завчасного відкидання пакетів за формулою:

$$P_d = \begin{cases} 1, & \tilde{Z}_d \leq \tilde{R}_e; \\ \frac{\tilde{R}_e}{\tilde{Z}_d}, & \tilde{Z}_d > \tilde{R}_e. \end{cases} \quad (3.2)$$

Розрахована таким чином імовірність відкидання пакету у поточному циклі d порівнюється з псевдовипадковим числом θ , що має рівномірний розподіл в діапазоні $[0, 1]$ та генерується для кожного вхідного пакету.

Відкидання пакету здійснюється, якщо виконується така умова:

$$P_d \geq \theta. \quad (3.3)$$

Застосування цього методу дозволяє мінімізувати кількість відкинутих пакетів і зменшити середній час перебування пакета в черзі.

Однак аналізований метод не може бути застосований в умовах наявності на вході каналу кількох пакетних черг, для обслуговування яких динамічно змінюється значення пропускної здатності каналу [65]. Тому актуальною науково-прикладною задачею є вдосконалення методу активного нейро-нечіткого управління пакетними чергами в частині урахування можливої зміни значень пропускної здатності каналу, що надається для обслуговування пакетів різних класів.

З метою реалізації в каналі динамічного перерозподілу пропускної здатності, що виділяється для передачі пакетів різних класів, в роботі [63] запропоновано модель нейро-нечіткого прогнозування числа відкинутих пакетів, яка потребує удосконалення. Її недолік полягає у тому, що кількість відкинутих пакетів заданого класу залежить не тільки від динаміки надходження пакетів даного класу для передавання по каналу, але й від того, яке поточне значення пропускної здатності каналу виділяється для передавання цих пакетів.

Дослідження показали, що для прогнозування втрат пакетів заданого класу доцільно на вхід нечіткої нейронної системи подавати дані про кількість пакетів цього класу, що надійшли для передавання в трьох попередніх циклах (величини Z_a , Z_b та Z_c), а також величину V_d – значення пропускної здатності каналу, що виділяється у поточному циклі для передавання пакетів цього класу по каналу телекомунікаційної мережі. Вихідною змінною у такій нечіткій нейронній системі є величина \tilde{R}_e – прогнозоване значення числа пакетів заданого класу, які будуть відкинуті у наступному циклі.

Отже, згідно з удосконаленим методом нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів у транзитному маршрутизаторі мають виконуватись такі етапи:

- 1) протягом кожного поточного циклу вимірюються значення величини Z_i ;
- 2) на вхід нейро-нечіткої системи, призначеної для прогнозування величини \tilde{Z}_d подаються значення величин Z_a , Z_b та Z_c ;
- 3) на вхід нейро-нечіткої системи, призначеної для прогнозування величини \tilde{R}_e подаються значення величин Z_a , Z_b , Z_c та V_d ;
- 4) шляхом виконання процедур нечіткого виводу на виходах відповідних нейро-нечітких систем одержують значення результатів прогнозу, тобто величин \tilde{Z}_d і \tilde{R}_e ;
- 5) для кожного пакету, що надходить до транзитного маршрутизатора для передавання по певному каналу, генерується псевдовипадкове число θ у межах $[0, 1]$;
- 6) за формулою (3.2) обчислюється імовірність завчасного відкидання пакету, що надійшов;
- 7) у разі виконання умови (3.3) приймається рішення про завчасне відкидання цього пакету.

Для прогнозування величини \tilde{Z}_d можна використовувати відповідно налаштовану нечітку нейронну мережу, синтезу якої присвячено підрозділ 2.2. Порядок побудови нейро-нечіткої системи прогнозування величини \tilde{R}_e , представлено нижче.

3.2. Синтез нейро-нечіткої системи прогнозування кількості пакетів заданого класу, що будуть відкинуті у наступному циклі

В процесі побудови нейро-нечіткої системи прогнозування величини \tilde{R}_e для кожної вхідної величини доцільно використовувати по дві трикутні функції належності. Здійснення якісного прогнозу при таких вихідних даних може забезпечити застосування алгоритму нечіткого висновку Сугено 1-го порядку [191]. Загальна кількість правил в базі правил – 16, визначається, виходячи з кількості вхідних величин – 4 та кількості функцій належності для кожної вхідної величини – 2. База нечітких правил має такий вигляд:

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_1) \text{ та } (Z_b = \beta_1) \text{ та } (Z_c = \gamma_1) \text{ та } (V_d = \delta_1), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_1), \quad (3.4)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_1) \text{ та } (Z_b = \beta_1) \text{ та } (Z_c = \gamma_1) \text{ та } (V_d = \delta_2), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_2), \quad (3.5)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_1) \text{ та } (Z_b = \beta_1) \text{ та } (Z_c = \gamma_2) \text{ та } (V_d = \delta_1), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_3), \quad (3.6)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_1) \text{ та } (Z_b = \beta_1) \text{ та } (Z_c = \gamma_2) \text{ та } (V_d = \delta_2), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_4), \quad (3.7)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_1) \text{ та } (Z_b = \beta_2) \text{ та } (Z_c = \gamma_1) \text{ та } (V_d = \delta_1), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_5), \quad (3.8)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_1) \text{ та } (Z_b = \beta_2) \text{ та } (Z_c = \gamma_1) \text{ та } (V_d = \delta_2), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_6), \quad (3.9)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_1) \text{ та } (Z_b = \beta_2) \text{ та } (Z_c = \gamma_2) \text{ та } (V_d = \delta_1), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_7), \quad (3.10)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_1) \text{ та } (Z_b = \beta_2) \text{ та } (Z_c = \gamma_2) \text{ та } (V_d = \delta_2), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_8), \quad (3.11)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_2) \text{ та } (Z_b = \beta_1) \text{ та } (Z_c = \gamma_1) \text{ та } (V_d = \delta_1), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_9), \quad (3.12)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_2) \text{ та } (Z_b = \beta_1) \text{ та } (Z_c = \gamma_1) \text{ та } (V_d = \delta_2), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_{10}), \quad (3.13)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_2) \text{ та } (Z_b = \beta_1) \text{ та } (Z_c = \gamma_2) \text{ та } (V_d = \delta_1), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_{11}), \quad (3.14)$$

$$\text{Якщо } (Z_a = \alpha_2) \text{ та } (Z_b = \beta_1) \text{ та } (Z_c = \gamma_2) \text{ та } (V_d = \delta_2), \text{ то } (\tilde{R}_e = Y_{12}), \quad (3.15)$$

Якщо $(Z_a = \alpha_2)$ та $(Z_b = \beta_2)$ та $(Z_c = \gamma_1)$ та $(V_d = \delta_1)$, то $(\tilde{R}_e = Y_{13})$, (3.16)

Якщо $(Z_a = \alpha_2)$ та $(Z_b = \beta_2)$ та $(Z_c = \gamma_1)$ та $(V_d = \delta_2)$, то $(\tilde{R}_e = Y_{14})$, (3.17)

Якщо $(Z_a = \alpha_2)$ та $(Z_b = \beta_2)$ та $(Z_c = \gamma_2)$ та $(V_d = \delta_1)$, то $(\tilde{R}_e = Y_{15})$, (3.18)

Якщо $(Z_a = \alpha_2)$ та $(Z_b = \beta_2)$ та $(Z_c = \gamma_2)$ та $(V_d = \delta_2)$, то $(\tilde{R}_e = Y_{16})$, (3.19)

де α_1 – терм номер 1 вхідної величини Z_a ; α_2 – терм номер 2 вхідної величини Z_a ; β_1 – терм номер 1 вхідної величини Z_b ; β_2 – терм номер 2 вхідної величини Z_b ; γ_1 – терм номер 1 вхідної величини Z_c ; γ_2 – терм номер 2 вхідної величини Z_c ; δ_1 – терм номер 1 вхідної величини V_d ; δ_2 – терм номер 2 вхідної величини V_d ; Y_1, Y_2, \dots, Y_{16} – значення індивідуальних висновків нечітких правил.

Вигляд і параметри функцій належності для кожної вхідної величини показані на рис. 3.1 – 3.4.

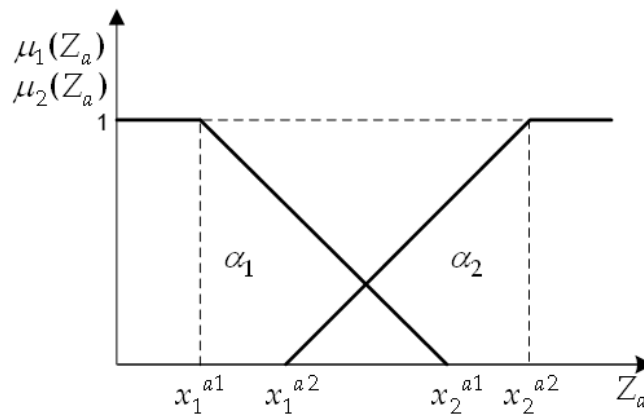


Рис. 3.1. Вид і параметри функцій належності вхідної величини Z_a

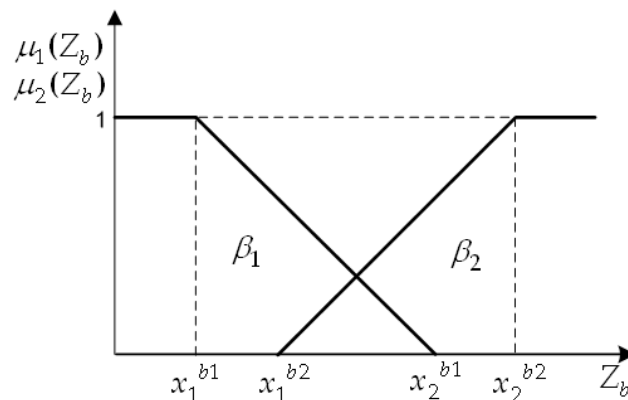


Рис. 3.2. Вид і параметри функцій належності вхідної величини Z_b

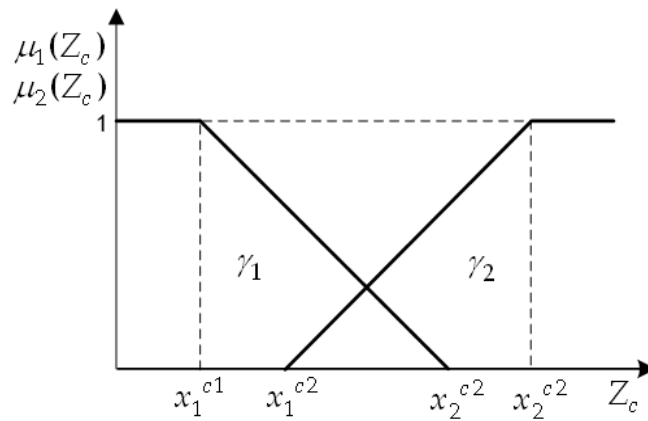


Рис. 3.3. Вид і параметри функцій належності вхідної величини Z_c

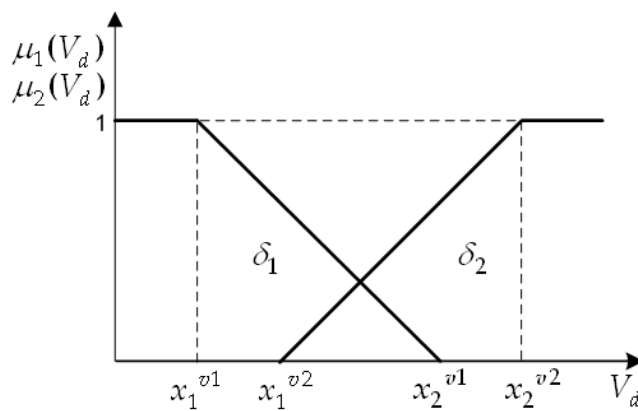


Рис. 3.4. Вид і параметри функцій належності вхідної величини V_d

Відповідно до заданого алгоритму значення індивідуальних висновків нечітких правил визначаються за допомогою виразу:

$$Y_r = y_1^r Z_a + y_2^r Z_b + y_3^r Z_c + y_4^r V_d + y_5^r, \quad (3.20)$$

де $y_1^r, y_2^r, \dots, y_5^r$ – коефіцієнти для обчислення індивідуального висновку нечіткого правила номер r .

Синтезована нейро-нечітка система складається з п'яти шарів (рис. 3.5).

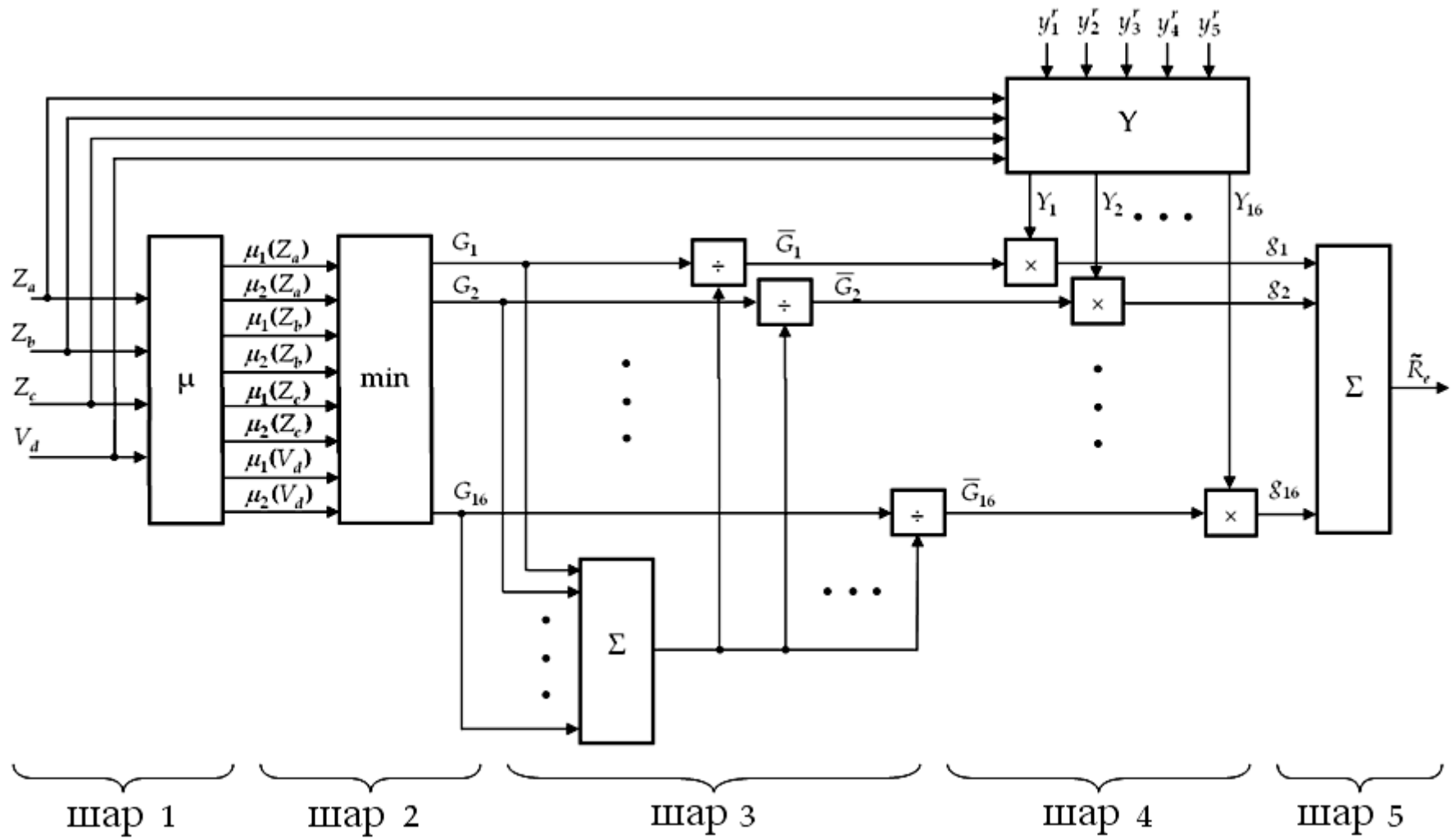


Рис. 3.5. Структура нейро-нечіткої системи прогнозування величини \tilde{R}_e

Перший шар нейронів виконує процедуру фазифікації, тобто обчислює значення функцій належності для кожної вхідної величини:

$$\mu_1(Z_a) = \begin{cases} 1, & Z_a < x_1^{a1}; \\ \frac{x_2^{a1} - Z_a}{x_2^{a1} - x_1^{a1}}, & x_1^{a1} \leq Z_a < x_2^{a1}; \\ 0, & Z_a \geq x_2^{a1}; \end{cases} \quad (3.21)$$

$$\mu_2(Z_a) = \begin{cases} 0, & Z_a < x_1^{a2}; \\ \frac{Z_a - x_1^{a2}}{x_2^{a2} - x_1^{a2}}, & x_1^{a2} \leq Z_a < x_2^{a2}; \\ 1, & Z_a \geq x_2^{a2}; \end{cases} \quad (3.22)$$

$$\mu_1(Z_b) = \begin{cases} 1, & Z_b < x_1^{b1}; \\ \frac{x_2^{b1} - Z_b}{x_2^{b1} - x_1^{b1}}, & x_1^{b1} \leq Z_b < x_2^{b1}; \\ 0, & Z_b \geq x_2^{b1}; \end{cases} \quad (3.23)$$

$$\mu_2(Z_b) = \begin{cases} 0, & Z_b < x_1^{b2}; \\ \frac{Z_b - x_1^{b2}}{x_2^{b2} - x_1^{b2}}, & x_1^{b2} \leq Z_b < x_2^{b2}; \\ 1, & Z_b \geq x_2^{b2}; \end{cases} \quad (3.24)$$

$$\mu_1(Z_c) = \begin{cases} 1, & Z_c < x_1^{c1}; \\ \frac{x_2^{c1} - Z_c}{x_2^{c1} - x_1^{c1}}, & x_1^{c1} \leq Z_c < x_2^{c1}; \\ 0, & Z_c \geq x_2^{c1}; \end{cases} \quad (3.25)$$

$$\mu_2(Z_c) = \begin{cases} 0, & Z_c < x_1^{c2}; \\ \frac{Z_c - x_1^{c2}}{x_2^{c2} - x_1^{c2}}, & x_1^{c2} \leq Z_c < x_2^{c2}; \\ 1, & Z_c \geq x_2^{c2}; \end{cases} \quad (3.26)$$

$$\mu_1(V_d) = \begin{cases} 1, & V_d < x_1^{v1}; \\ \frac{x_2^{v1} - V_d}{x_2^{v1} - x_1^{v1}}, & x_1^{v1} \leq V_d < x_2^{v1}; \\ 0, & V_d \geq x_2^{v1}; \end{cases} \quad (3.27)$$

$$\mu_2(V_d) = \begin{cases} 0, & V_d < x_1^{v2}; \\ \frac{V_d - x_1^{v2}}{x_2^{v2} - x_1^{v2}}, & x_1^{v2} \leq V_d < x_2^{v2}; \\ 1, & V_d \geq x_2^{v2}. \end{cases} \quad (3.28)$$

Другим шаром нейронів здійснюється процедура агрегування, в процесі якої визначаються ступінь істинності кожного нечіткого правила:

$$G_1 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c) \wedge \mu_1(V_d); \quad (3.29)$$

$$G_2 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c) \wedge \mu_2(V_d); \quad (3.30)$$

$$G_3 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c) \wedge \mu_1(V_d); \quad (3.31)$$

$$G_4 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c) \wedge \mu_2(V_d); \quad (3.32)$$

$$G_5 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c) \wedge \mu_1(V_d); \quad (3.33)$$

$$G_6 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c) \wedge \mu_2(V_d); \quad (3.34)$$

$$G_7 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c) \wedge \mu_1(V_d); \quad (3.35)$$

$$G_8 = \mu_1(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c) \wedge \mu_2(V_d); \quad (3.36)$$

$$G_9 = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c) \wedge \mu_1(V_d); \quad (3.37)$$

$$G_{10} = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c) \wedge \mu_2(V_d); \quad (3.38)$$

$$G_{11} = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c) \wedge \mu_1(V_d); \quad (3.39)$$

$$G_{12} = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_1(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c) \wedge \mu_2(V_d); \quad (3.40)$$

$$G_{13} = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c) \wedge \mu_1(V_d); \quad (3.41)$$

$$G_{14} = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_1(Z_c) \wedge \mu_2(V_d); \quad (3.42)$$

$$G_{15} = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c) \wedge \mu_1(V_d); \quad (3.43)$$

$$G_{16} = \mu_2(Z_a) \wedge \mu_2(Z_b) \wedge \mu_2(Z_c) \wedge \mu_2(V_d). \quad (3.44)$$

Обчислені за формулами (3.29) – (3.44) результати агрегування подаються до третього шару нейронів, за допомогою якого виконується нормалізація результатів агрегування:

$$\bar{G}_r = \frac{G_r}{\sum_{r=1}^{16} G_r}. \quad (3.45)$$

Четвертий шар здійснює активізацію, в результаті якої за формулою (3.20) визначаються індивідуальні висновки кожного нечіткого правила. Крім того, нейронами цього шару обчислюється добуток результатів нормалізації і активізації:

$$g_r = \bar{G}_r Y_r. \quad (3.46)$$

Значення прогнозованої величини визначається в результаті дефазифікації, виконуваної п'ятим шаром нейронів. При цьому складаються результати функціонування четвертого шару системи:

$$\tilde{R}_e = \sum_{r=1}^{16} g_r. \quad (3.47)$$

Для отримання значень коефіцієнтів x_1^{a1} , x_2^{a1} , x_1^{a2} , x_2^{a2} , x_1^{b1} , x_2^{b1} , x_1^{b2} , x_2^{b2} , x_1^{c1} , x_2^{c1} , x_1^{c2} , x_2^{c2} , x_1^{v1} , x_2^{v1} , x_1^{v2} , x_2^{v2} , необхідне налаштування ваг нейронів першого шару, а для отримання значень y_1^r , y_2^r , ..., y_5^r необхідне налаштування ваг нейронів четвертого шару. Налаштування нечіткої нейронної системи пропонується здійснювати на основі застосування алгоритму оберненого поширення помилки. Для навчання сформовані дані, наведенні у вигляді такої матриці:

$$\begin{bmatrix} Z_1 & Z_2 & Z_3 & V_4 & R_5 \\ Z_2 & Z_3 & Z_4 & V_5 & R_6 \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ Z_i & Z_{i+1} & Z_{i+2} & V_{i+3} & R_{i+4} \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ Z_{I-4} & Z_{I-3} & Z_{I-2} & V_{I-1} & R_I \end{bmatrix}, \quad (3.48)$$

де V_i – значення пропускну́ї здатності вихідного інтерфейсу маршрутизатора, яка надається для передачі пакетів заданого класу в циклі i ; R_i – кількість пакетів заданого класу, які були б відкинуті в циклі i при пасивному управлінні відповідною чергою, $1 \leq i \leq I$.

Для отримання матриці (3.48) протягом $I = 500$ циклів спостереження проводились виміри параметрів одного з вихідних інтерфейсів маршрутизатора реальної телекомунікаційної мережі. Для налаштування нейро-нечіткої системи використовувались вісім циклів навчання. Результати навчання нейронів першого шару нейронів представлені в табл. 3.1, а четвертого шару – в табл. 3.2.

Таблиця 3.1

Результати навчання нейронів першого шару

Параметр	x_1^{a1}	x_2^{a1}	x_1^{a2}	x_2^{a2}	x_1^{b1}	x_2^{b1}	x_1^{b2}	x_2^{b2}
Значення	0,012	12,02	0,021	12,02	0,011	12,04	0	12,04
Параметр	x_1^{c1}	x_2^{c1}	x_1^{c2}	x_2^{c2}	x_1^{v1}	x_2^{v1}	x_1^{v2}	x_2^{v2}
Значення	0,022	12,06	0,021	11,89	2	18	2	18

Таблиця 3.2

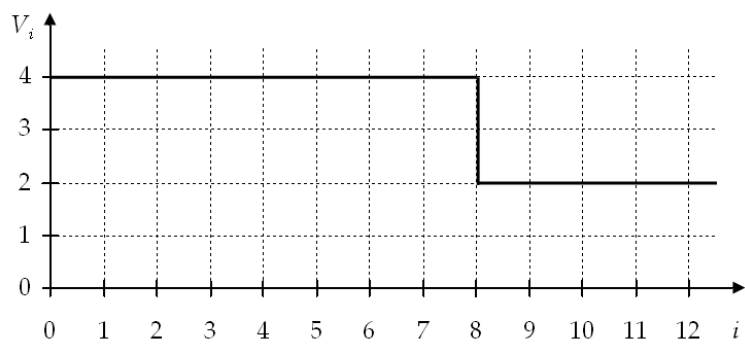
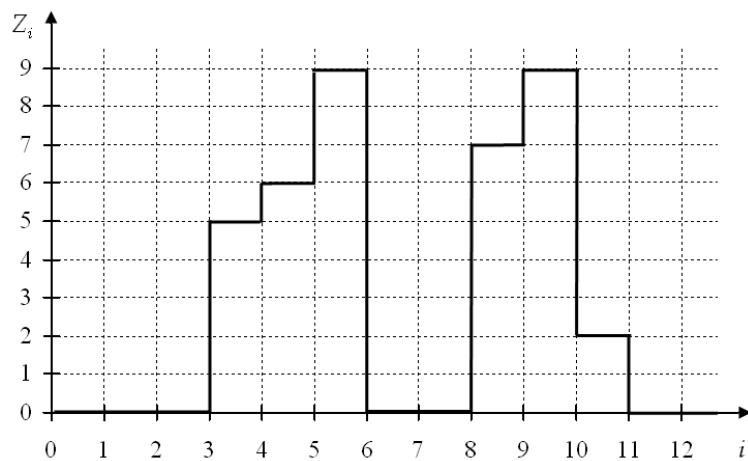
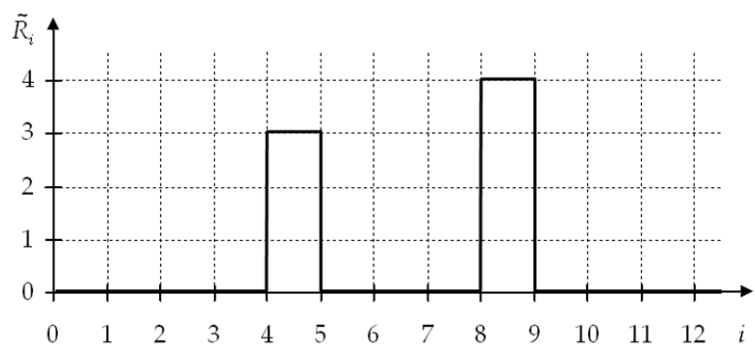
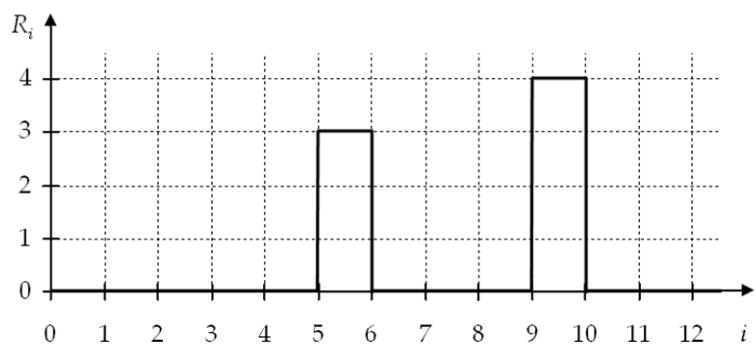
Результати навчання нейронів четвертого шару

r	Значення коефіцієнтів				
	y_1^r	y_2^r	y_3^r	y_4^r	y_5^r
1	0	0	0,1843	0,5265	0,0263
2	0	0,1801	-0,0316	0	0
3	0	-0,02457	0,6134	0,1773	0,0886

Продовження таблиці 3.2

4	-0,053	0,2965	0,027	-0,002	-0,0005
5	0,0011	0,0014	0,0003	0,0003	0,0002
6	-0,025	0,1876	0,2702	0,1634	0,0408
7	0,0003	-0,0856	-0,1105	-0,0245	-0,0122
8	-0,1062	0,3229	0,3492	0,2753	0,0688
9	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0
12	-0,0664	-0,0796	-0,1194	-0,0531	-0,0133
13	0,0037	0,0047	0,0016	0,0011	0,0005
14	-0,05	-0,075	0	-0,0333	0,0083
15	0,0011	0,0014	0,0003	0,0003	0,0001
16	-0,1327	-0,1592	-0,2389	-0,1062	-0,0265

У програмному середовищі Matlab виконано ряд імітаційних експериментів для оцінки точності прогнозування нечіткою нейронною системою кількості відкинутих пакетів. На рис. 3.6 – 3.9 представлені результати одного з експериментів. На рис. 3.6 показано, що в циклах $i = 1...7$ по каналу передавалося по 4 пакети, а в циклах $i = 8...12$ значення V_i зменшилося до 2 пакетів, що передавалися протягом кожного циклу.

Рис. 3.6. Значення V_i Рис. 3.7. Значення Z_i Рис. 3.8. Значення \tilde{R}_i Рис. 3.9. Значення R_i

Зазначене зменшення виділеної пропускної здатності призвело до того, що на тлі спостережуваного в циклах 8 і 9 зростання кількості вхідних

пакетів Z_i (див. рис. 3.7) кількість відкинутих пакетів в циклі 9 збільшилася порівняно з циклом 5 ($R_9 > R_5$). Аналіз представлених на рис. 3.8 і рис. 3.9 результатів показує, що прогнозоване значення \tilde{R}_i , яке обчислюється за допомогою нейро-нечіткої системи в кожному поточному циклі i , практично збігається з реальними значеннями числа відкинутих пакетів, зафіксованими в наступному циклі ($i+1$). Точність прогнозування, виявлена в результаті численних імітаційних експериментів, становить 95 – 97%.

3.3. Оцінка ефективності управління відкиданням пакетів у маршрутизаторі телекомунікаційної мережі

Нехай в циклі i для передачі по каналу надійшло Z_i пакетів. При цьому, з числа пакетів, які знаходились в черзі в попередньому циклі ($i-1$) не вдалося передати q_{i-1}^E пакетів. Тоді загальна кількість пакетів, які необхідно передати в циклі i , визначається за формулою:

$$A_i = Z_i + q_{i-1}^E. \quad (3.49)$$

Якщо в циклі i пропускна здатність каналу V_i перевищила значення A_i , то в цьому циклі було передано $Y_i = A_i$ пакетів. В іншому випадку в циклі i було передано $Y_i = V_i$ пакетів. Згідно з вищевказаним формула для знаходження кількості переданих в циклі i пакетів має вигляд:

$$Y_i = \begin{cases} A_i, & 0 \leq A_i < V_i; \\ V_i, & A_i \geq V_i. \end{cases} \quad (3.50)$$

З числа пакетів, що претендували на передачу в циклі i , одна частина R_i^{AQM} , можливо, була відкинута за рахунок боротьби з перевантаженнями засобами AQM, друга частина пакетів q_i^B могла бути поміщена в буфер, а третя частина пакетів R_i^{TD} могла бути відкинута за рахунок обмеженого

об'єму Q буферної пам'яті. Умовою відсутності дефіциту буферної пам'яті в циклі i є виконання наступної нерівності:

$$A_i - 1 - R_i^{AQM} \leq Q. \quad (3.51)$$

Наявність одиниці в нерівності (3.51) пояснюється тим, що в число пакетів, які знаходяться в черзі в циклі i , не міг потрапити пакет, який першим передавався по каналу в цьому циклі.

Якщо нерівність (3.51) в циклі i була виконана, то $R_i^{TD} = 0$. В іншому випадку, у зв'язку з недостатністю об'єму буферної пам'яті в циклі i буде відкинуто $R_i^{TD} = A_i - 1 - R_i^{AQM} - Q$ пакетів. Формула для обчислення кількості відкинутих пакетів через дефіцит буферної пам'яті має вигляд:

$$R_i^{TD} = \begin{cases} 0, & A_i - 1 - R_i^{AQM} \leq Q; \\ A_i - 1 - R_i^{AQM} - Q, & A_i - 1 - R_i^{AQM} > Q. \end{cases} \quad (3.52)$$

Загальна кількість пакетів, які одночасно знаходяться в черзі в циклі i , не може перевищувати розмір буферу Q :

$$q_i^B = \begin{cases} 0, & A_i - 1 - R_i^{AQM} < 0; \\ A_i - 1 - R_i^{AQM}, & 0 \leq A_i - 1 - R_i^{AQM} < Q; \\ Q, & A_i - 1 - R_i^{AQM} \geq Q. \end{cases} \quad (3.53)$$

Як було показано вище, перший переданий в циклі i пакет не міг знаходитися в черзі в цьому циклі. Тому, якщо $q_i^B > 0$, то в результаті передачі по каналу Y_i пакетів, кількість тих із них, що знаходилися в черзі протягом циклу i , було зменшено на величину $(Y_i - 1)$. Таким чином, кількість пакетів з черги, які не вдалося передати в канал в циклі i , можна обчислити за допомогою виразу:

$$q_i^E = \begin{cases} 0, & q_i^B; \\ q_i^B - (Y_i - 1), & q_i^B > 0. \end{cases} \quad (3.54)$$

Якщо $q_{i-1}^E > 0$, то один з числа q_{i-1}^E пакетів в циклі i передавався першим та в черзі в цьому циклі не знаходився. Тому кількість пакетів, які знаходились в черзі в циклі $(i-1)$ та в циклі i , можна визначити за формулою:

$$q_i^{BO} = \begin{cases} 0, & q_{i-1}^E; \\ q_{i-1}^E - 1, & q_{i-1}^E > 0. \end{cases} \quad (3.55)$$

Кількість пакетів, які потрапили в чергу в циклі i , з загального числа тих, що надійшли в цьому циклі, можна визначити за формулою:

$$q_i^{BN} = q_i^B - q_i^{BO}. \quad (3.56)$$

Пакети з числа q_i^B в циклі i знаходились в черзі протягом наступного сумарного часу:

$$t_i^B = \sum_{j=1}^{q_i^B} \frac{j}{V_i}. \quad (3.57)$$

Пакети з числа q_i^{BO} в циклі i знаходились в черзі протягом такого сумарного часу:

$$t_i^{BO} = \sum_{j=1}^{q_i^{BO}} \frac{j}{V_i}. \quad (3.58)$$

Пакети з числа тих, що надійшли та потрапили до черги в циклі i знаходились в черзі в цьому циклі протягом такого сумарного часу:

$$t_i^{BN} = t_i^B - t_i^{BO}. \quad (3.59)$$

Таким чином, в першому циклі в чергу потрапили q_1^{BN} пакетів. Сумарний час очікування пакетів в черзі в першому циклі склав t_1^{BN} . В другому циклі в чергу потрапили q_2^{BN} нових пакетів, які в цьому циклі знаходились в черзі протягом сумарного часу t_2^{BN} .

На основі вихідних даних про значення вказаних вище величин, отриманих для кожного i -го циклу ($i = 1, 2, \dots, I$), можна обчислити середню затримку пакета в черзі за формулою:

$$\bar{t} = \frac{\sum_{i=1}^I t_i^{BN}}{\sum_{i=1}^I q_i^{BN}}. \quad (3.60)$$

В якості показників ефективності використання розробленого методу приймемо величину \bar{t} та величину сумарних втрат пакетів, яка розраховується за формулою:

$$R_{\Sigma} = \sum_{i=1}^I (R_i^{TD} + R_i^{AQM}). \quad (3.61)$$

Результати обчислень за формулами (3.49) – (3.61) вищевказаних величин, в процесі пасивного управління чергою, наведено в табл. 3.3. Кількість пакетів, які надходили в кожному i -му циклі, та зміна величини V_i відповідає даним одного з імітаційних експериментів, результати якого представлені на рис. 3.6 та рис. 3.7. Об'єм буферної пам'яті для цього експерименту склав 8 пакетів.

Таблиця 3.3

Значення параметрів пасивного управління чергою

Параметр	Номер циклу										
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
i	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
Z_i	0	0	5	6	9	0	0	7	9	2	0
V_i	4	4	4	4	4	4	4	2	2	2	2
A_i	0	0	5	7	12	5	1	7	14	9	7
Y_i	0	0	4	4	4	4	1	2	2	2	2
R_i^{AQM}	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
R_i^{TD}	0	0	0	0	3	0	0	0	5	0	0
q_i^B	0	0	4	6	8	4	0	6	8	8	6
q_i^E	0	0	1	3	5	1	0	5	7	7	5
q_i^{BO}	0	0	0	0	2	4	0	0	4	6	6
q_i^{BN}	0	0	4	6	6	0	0	5	4	2	0
t_i^B	0	0	2,5	5,25	9	2,5	0	7,5	18	18	10,5
t_i^{BO}	0	0	0	0	0,75	2,5	0	0	5	10,5	10,5
t_i^{BN}	0	0	2,5	5,25	8,25	0	0	7,5	13	7,5	0
\bar{t}	1,6296										
R_Σ	8										

Результати, отримані на основі використання методу RED представлені в табл. 3.4. При цьому обчислення імовірності відкидання пакетів здійснювались з використанням формул:

$$P_i^{DEL} = \frac{P_{max}(avg_i - q_{min})}{q_{max} - q_{min}}, \quad (3.62)$$

де

$$avg_i = (1 - w_q)avg_{i-1} + w_q q_i^B. \quad (3.63)$$

Обчислення здійснювались з такими вихідними даними: $w_q = 0,002$, $avg_0 = 4$, $q_{max} = 8$, $q_{min} = 2$ та $P_{max} = 0,5$.

Таблиця 3.4

Значення параметрів управління чергами на основі RED

Параметр	Номер циклу										
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
i	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
Z_i	0	0	5	6	9	0	0	7	9	2	0
V_i	4	4	4	4	4	4	4	2	2	2	2
A_i	0	0	5	6	10	4	0	7	13	9	7
Y_i	0	0	4	4	4	4	0	2	2	2	2
R_i^{RED}	0	0	1	1	2	0	0	1	2	0	0
R_i^{TD}	0	0	0	0	0	0	0	0	2	0	0
q_i^B	0	0	3	4	7	3	0	5	8	8	6
q_i^E	0	0	0	1	4	0	0	4	7	7	5
q_i^{BO}	0	0	0	0	0	3	0	0	3	6	6
q_i^{BN}	0	0	3	4	7	0	0	5	5	2	0
t_i^B	0	0	1,5	2,5	7	1,5	0	5	18	18	10,5
t_i^{BO}	0	0	0	0	0	1,5	0	0	3	10,5	10,5
t_i^{BN}	0	0	1,5	2,5	7	0	0	5	15	7,5	0
\bar{t}	1,481										
R_Σ	9										

Результати активного управління чергою, отримані на основі реалізації пропонованого методу представлені в табл. 3.5.

Таблиця 3.5

Значення параметрів, отриманих в результаті управління чергою на основі використання пропонованого методу

Параметр	Номер циклу										
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
i											
Z_i	0	0	5	6	9	0	0	7	9	2	0
V_i	4	4	4	4	4	4	4	2	2	2	2
A_i	0	0	5	7	9	5	1	7	9	9	7
Y_i	0	0	4	4	4	4	1	2	2	2	2
R_i^{AQM}	0	0	0	3	0	0	0	5	0	0	0
R_i^{TD}	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
q_i^B	0	0	4	3	8	4	0	1	8	8	6
q_i^E	0	0	1	0	5	1	0	0	7	7	5
q_i^{BO}	0	0	0	0	0	4	0	0	0	6	6
q_i^{BN}	0	0	4	3	8	0	0	1	8	2	0
t_i^B	0	0	2,5	1,5	9	2,5	0	0,5	18	18	10,5
t_i^{BO}	0	0	0	0	0	2,5	0	0	0	10,5	10,5
t_i^{BN}	0	0	2,5	1,5	9	0	0	0,5	18	7,5	0
\bar{t}	1,5										
R_Σ	8										

Аналіз результатів, представлених в таблицях 3.3 – 3.5 показує, що застосування пропонованого удосконаленого методу дозволяє зменшити середню затримку пакетів на 8-9% в порівнянні з використанням методу Tail Drop і скоротити втрати пакетів на 11% в порівнянні з використанням методу RED. Таким чином, на основі застосування пропонованого методу, можна істотно підвищити ефективність відкидання пакетів в маршрутизаторах телекомунікаційної мережі в умовах зміни пропускної здатності каналів, що виділяється для обслуговування пакетів різних класів. Результати отримані на основі аналітичних моделей були підтвержені шляхом застосування

відповідних рішень в реальному телекомунікаційному обладнанні. Для цього була проведена серія лабораторних експериментів для дослідження пропонованого методу.

3.4. Дослідження методу нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів у маршрутизаторі телекомунікаційної мережі за результатами лабораторних експериментів

Для дослідження ефективності пропонованого методу управління відкиданням пакетів у маршрутизаторі проведена серія лабораторних експериментів. Метою їх проведення було порівняння основних показників якості обслуговування при застосуванні на вихідному інтерфейсі маршрутизатора пасивного управління чергами, завчасного відкидання на основі RED та завчасного відкидання на основі пропонованого методу. Основними показниками якості для оцінки були прийняті: середня затримка пакетів та рівень втрат пакетів.

Для проведення досліджень була використана схема представлена на рис. 2.14. Загальні мережні налаштування кінцевих станцій Host1, Host2 та маршрутизаторів Router1, Router2 були здійснені в відповідності до табл. 2.9 та табл. 2.11, що представлені в розділі 2.4. Експерименти проводились шляхом дослідження якості обслуговування для одного з визначених в маршрутизаторі Router1 класів трафіку. Розподіл трафіку на класи в маршрутизаторі був здійснений з використанням розширених списків ACL, на основі поля ToS пакетів.

Для генерації та прийому трафіку на кінцевих станціях Host1 та Host2 був використаний пакет навантажувального тестування D-ITG. На кінцевій станції Host1 з використанням пакету D-ITG була здійснена генерація трафіку різних потоків. З використанням пакету D-ITG оцінювались значення таких основних показників якості: середня затримка пакетів, рівень втрат пакетів.

На кінцевій станції Host2, з використанням пакету D-ITG, забезпечувався прийом відправлених кінцевою станцією Host1 пакетів. Для виміру затримки пакетів на кінцевій станції Host1 було обрано режим виміру затримки при прямому та зворотньому поширенні пакету (RTT, Round Trip Time).

Вихідні дані для проведення експерименту

Для отримання реалізацій нестационарного трафіку була здійснена генерація потоків трафіку з випадковим законом розподілу Парето. Для генерації цих потоків використовувався пакет тестового навантаження D-ITG. Отримані реалізації трафіку були проаналізовані щодо кількості вхідних пакетів в межах одиночних циклів обслуговування. З метою забезпечення однакових умов при дослідженні різних методів, в умовах випадкового нестационарного навантаження, отримані дані були використані для налаштування параметрів (інтенсивності) окремих одиночних потоків. На кінцевій станції Host1 здійснено налаштування параметрів потоків, які генеруються пакетом тестового навантаження D-ITG в межах одиночних циклів обслуговування. Це дало можливість провести дослідження різних методів в однакових умовах. В одному з лабораторних експериментів для кожного одиночного потоку встановлено наступні основні параметри (табл. 3.6).

Таблиця 3.6

Основні параметри одиночних потоків трафіку класу class2

Назва потоку	Спосіб виміру затримки	Поле TOS	Час генерації, сек.	Затримка генерації, сек.	Інтенсивність потоку, пакетів/сек.
flow 2-1	RTT	1	1	0	15
flow 2-2	RTT	1	1	1	1
flow 2-3	RTT	1	1	2	52
flow 2-4	RTT	1	1	3	61
flow 2-5	RTT	1	1	4	90
flow 2-6	RTT	1	1	5	4
flow 2-7	RTT	1	1	6	17
flow 2-8	RTT	1	1	7	71

Продовження таблиці 3.6

flow 2-9	RTT	1	1	8	92
flow 2-10	RTT	1	1	9	21
flow 2-11	RTT	1	1	10	11
flow 2-12	RTT	1	1	11	5
flow 2-13	RTT	1	1	12	25
flow 2-14	RTT	1	1	13	17
flow 2-15	RTT	1	1	14	4
flow 2-16	RTT	1	1	15	7
flow 2-17	RTT	1	1	16	11
flow 2-18	RTT	1	1	17	3
flow 2-19	RTT	1	1	18	74
flow 2-20	RTT	1	1	19	85
flow 2-21	RTT	1	1	20	15
flow 2-22	RTT	1	1	21	55
flow 2-23	RTT	1	1	22	67
flow 2-24	RTT	1	1	23	51
flow 2-25	RTT	1	1	24	13
flow 2-26	RTT	1	1	25	45
flow 2-27	RTT	1	1	26	69
flow 2-28	RTT	1	1	27	45
flow 2-29	RTT	1	1	28	14
flow 2-30	RTT	1	1	29	2

Загальний час генерації всіх тестових потоків в межах одного експерименту склав 30 секунд.

Для дослідження пасивного управління чергами на вихідному інтерфейсі маршрутизатора здійснено налаштування черг на основі механізму CBWFQ. На основі списків управління доступом (ACL) була здійснена класифікація пакетів (промаркованих на кінцевій станції Host1 по значенню поля ToS). Кожний пакет, що відповідав умовам визначеним в ACL, відносився до відповідного класу CBWFQ та направлявся в вихідну чергу. Дослідження проводились шляхом генерації потоків на кінцевій станції Host1 та аналізу показників якості при вказаних налаштуваннях маршрутизаторів. Так, для одного з експериментів (табл. 3.6), потоки сгенеровані в пакеті D-ITG були віднесені в маршрутизаторі до класу –

class2. Середня інтенсивність вхідного навантаження при цьому склала 35 пакетів/сек. (427 Кбіт/сек.). Розмір пакета був обраний 1528 байт. За даним класом закріплювалась частка пропускної здатності вихідного інтерфейсу 40 пакетів/сек. (488 Кбіт/сек.) та буфер ємністю 20 пакетів. Під час досліджень пасивного управління чергами були визначені моменти відкидання пакетів через переповнення черги та кількість відкинутих пакетів в межах одиночних циклів обслуговування. В ході експерименту були отримані наступні дані про кількість відкинутих через перевантаження пакетів класу class2 (табл.3.7).

Таблиця 3.7

Дані про кількість відкинутих пакетів класу class2

№ циклу		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Кількість відкинутих пакетів	Пасивне управління	0	0	0	12	25	0	0	0	18	0
	Метод	0	0	12	25	0	0	0	18	0	0
№ циклу		11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
Кількість відкинутих пакетів	Пасивне управління	0	0	0	0	0	0	0	0	0	17
	Метод	0	0	0	0	0	0	0	0	17	20
№ циклу		21	22	23	24	25	26	27	28	29	30
Кількість відкинутих пакетів	Пасивне управління	20	0	0	5	0	0	0	8	0	0
	Метод	0	0	5	0	0	0	8	0	0	0

Дослідження активного управління чергами на основі методу, що пропонується можна здійснити на основі отриманих даних про кількість відкинутих пакетів в межах одиночних циклів обслуговування при пасивному управлінні чергою (табл. 3.7). Наявність даних про кількість відкинутих пакетів в i -му циклі при пасивному управлінні дозволяє завчасно промаркувати таку саму кількість пакетів в $(i-1)$ циклі при

дослідженні пропонованого методу. Маркування на кінцевій станції Host1 було здійснено таким чином, щоб в маршрутизаторі ці пакети не відносились до жодного з визначених класів трафіку. Для цього частина пакетів в відповідних циклах була віднесена до потоків (flow1-1, flow1-2, ..., flow1-30). Обов'язковим при формуванні цих потоків було обрання випадкового закону з рівномірним розподілом. Такий підхід дозволив забезпечити однакове вхідне навантаження в усіх циклах при пасивному управлінні чергами та завчасному їх відкиданні на основі пропонованого методу табл. 3.8.

Таблиця 3.8

Основні параметри вхідного навантаження для дослідження
пропонованого методу

Назва потоку	Спосіб виміру затримки	Поле TOS	Час генерації, сек.	Затримка генерації, сек.	Інтенсивність потоку, пакетів/сек.
flow 2-1	RTT	1	1	0	15
flow 2-2	RTT	1	1	1	1
flow 2-3	RTT	1	1	2	12
flow 1-3	RTT	2	1	2	40
flow 2-4	RTT	1	1	3	36
flow 1-4	RTT	2	1	3	25
flow 2-5	RTT	1	1	4	90
flow 2-6	RTT	1	1	5	4
flow 2-7	RTT	1	1	6	17
flow 2-8	RTT	1	1	7	53
flow 1-8	RTT	2	1	7	18
flow 2-9	RTT	1	1	8	92
flow 2-10	RTT	1	1	9	21
flow 2-11	RTT	1	1	10	11
flow 2-12	RTT	1	1	11	5
flow 2-13	RTT	1	1	12	25
flow 2-14	RTT	1	1	13	17
flow 2-15	RTT	1	1	14	4
flow 2-16	RTT	1	1	15	7
flow 2-17	RTT	1	1	16	11
flow 2-18	RTT	1	1	17	3
flow 2-19	RTT	1	1	18	57

Продовження таблиці 3.8

flow 1-19	RTT	2	1	18	17
flow 2-20	RTT	1	1	19	65
flow 1-20	RTT	2	1	19	20
flow 2-21	RTT	1	1	20	15
flow 2-22	RTT	1	1	21	55
flow 2-23	RTT	1	1	22	62
flow 1-23	RTT	2	1	22	5
flow 2-24	RTT	1	1	23	51
flow 2-25	RTT	1	1	24	13
flow 2-26	RTT	1	1	25	45
flow 2-27	RTT	1	1	26	61
flow 1-27	RTT	2	1	26	8
flow 2-28	RTT	1	1	27	45
flow 2-29	RTT	1	1	28	14
flow 2-30	RTT	1	1	29	2

Через те, що частина пакетів в попередніх циклах обслуговування належала до невизначених в маршрутизаторі класів, ці пакети були відкинуті в попередніх циклах. Це дало можливість дослідити ефективність завчасного відкидання пакетів в відповідності з пропонованим методом.

Дослідження активного управління чергами на основі RED здійснено шляхом активації цього механізму для визначеного класу трафіку в маршрутизаторі. Для цього, після закріплення частки пропускної здатності та розміру черги за відповідним класом трафіку, в налаштуваннях даного класу здійснювалась активація завчасного виявлення перевантаження на основі RED. В якості прикладу, для визначеного в п. 2.4 класу трафіку class2, були здійснені налаштування для активації RED. Відповідні команди в маршрутизаторі Cisco серії 3745 мають наступний вигляд:

```
Router1(config)#policy-map CBWFQ;
```

```
Router1(config-pmap)#class class2;
```

```
Router1(config-pmap-c)#bandwidth 488;
```

```
Router1(config-pmap-c)#queue-limit 20;
```

```
Router1(config-pmap-c)# random-detect exponential-weighting constant 9;
```

```
Router1(config-pmap-c)# random-detect precedence 1 7 20 10;
```

```
Router1(config)# int serial 0/0;
```

```
Router1(config-if)# service-policy output CBWFQ.
```

Таким чином для пакетів з полем ToS – 1 визначено клас – class2, для якого налаштоване випадкове завчасне відкидання пакетів на основі RED з параметрами: $w_q = \frac{1}{2^9}$, $q_{max} = 20$, $q_{min} = 7$ та $P_{max} = \frac{1}{10}$. Приклад такого налаштування представлений на рис. 3.10

```
Router1#show policy-map CBWFQ
Policy Map CBWFQ
  Class class1
    Bandwidth 500 (kbps) Max Threshold 20 (packets)
  Class class2
    Bandwidth 488 (kbps)
    exponential weight 9
    class min-threshold max-threshold mark-probability
    -----
    0 - - 1/10
    1 7 20 1/10
    2 - - 1/10
    3 - - 1/10
    4 - - 1/10
    5 - - 1/10
    6 - - 1/10
    7 - - 1/10
    rsvp - - 1/10
```

Рис. 3.10 Результат налаштування параметрів RED на вихідному інтерфейсі маршрутизатора

Загальний час генерації тестових потоків на кінцевій станції Host1 склав 30 сек., а їх параметри для одного з експериментів визначені в табл. 3.6.

Аналіз результатів досліджень здійснювався з використанням пакету мережного навантаження D-ITG. Результати застосування відповідного методу управління чергами оцінювався на основі визначених показників якості обслуговування для загального часу генерації потоків. Приклад одного з таких загальних результатів наведений на рис. 3.11

***** TOTAL RESULTS *****		***** TOTAL RESULTS *****	
Number of flows	= 30	Number of flows	= 37
Total time	= 30.00013 s	Total time	= 30.00004 s
Total packets	= 1042	Total packets	= 1042
Minimum delay	= 0.006852 s	Minimum delay	= 0.006266 s
Maximum delay	= 0.493647 s	Maximum delay	= 0.444247 s
Average delay	= 0.250249 s	Average delay	= 0.225256 s
Bytes received	= 1431736	Bytes received	= 1431736
Average bitrate	= 427.923526 Kbit/s	Average bitrate	= 427.916192 Kbit/s
Average packet rate	= 35.006833 pkt/s	Average packet rate	= 35.006233 pkt/s
Packets dropped	= 105 (10.07 %)	Packets dropped	= 105 (10.07 %)
а) пасивне управління		б) метод, що пропонується	
***** TOTAL RESULTS *****		***** TOTAL RESULTS *****	
Number of flows	= 30	Number of flows	= 30
Total time	= 30.00013 s	Total time	= 30.00013 s
Total packets	= 1042	Total packets	= 1042
Minimum delay	= 0.006147 s	Minimum delay	= 0.006147 s
Maximum delay	= 0.443915 s	Maximum delay	= 0.443915 s
Average delay	= 0.228104 s	Average delay	= 0.228104 s
Bytes received	= 1317136	Bytes received	= 1317136
Average bitrate	= 427.895655 Kbit/s	Average bitrate	= 427.895655 Kbit/s
Average packet rate	= 35.004553 pkt/s	Average packet rate	= 35.004553 pkt/s
Packets dropped	= 180 (17.27 %)	Packets dropped	= 180 (17.27 %)
в) управління на основі RED			

Рис. 3.11 Показники якості обслуговування отримані аналізатором D-ITG при використанні різних методів

Ефективність пропонованого методу оцінювалась шляхом порівняння значень показників середня затримка пакетів та рівень втрат пакетів з значеннями, що були отримані при використанні пасивного управління та активного управління чергою на основі RED. На основі отриманих даних були побудовані графічні залежності представлені на рис. 3.12, рис. 3.13.

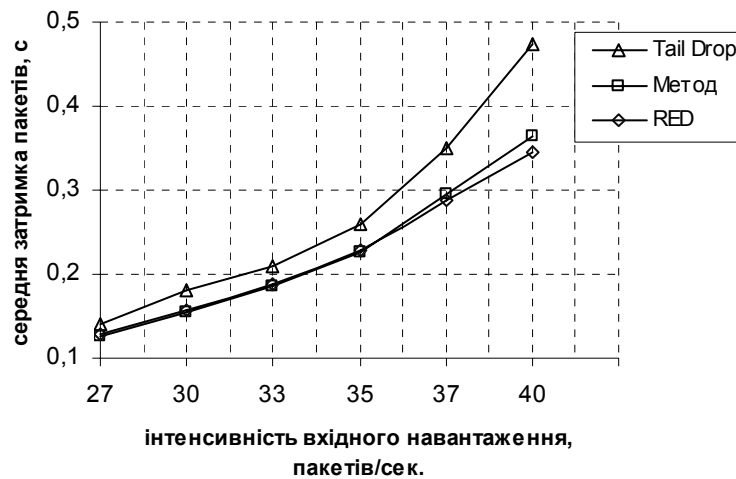


Рис. 3.12 Середня затримка пакетів при різних методах управління чергами

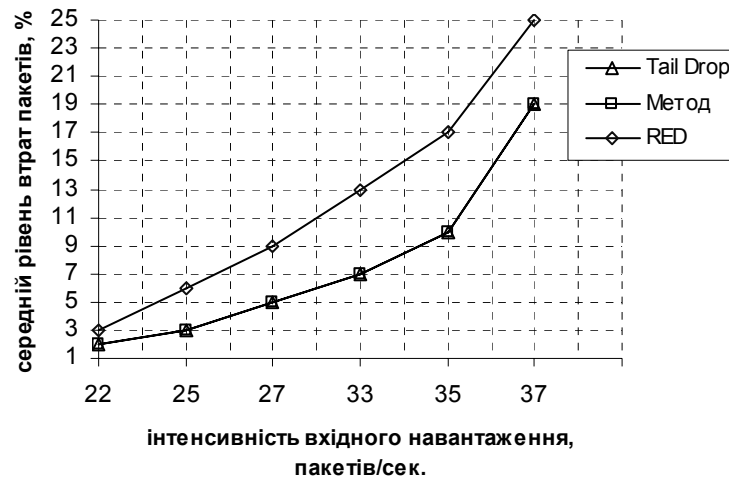


Рис. 3.13 Рівень втрат пакетів при різних методах управління чергами

Аналіз отриманих результатів, в ході багаточисленних експериментів, підтверджує результати аналітичних розрахунків. Так, середня затримка є найбільшою при використанні Tail Drop. Її значення збільшується з зростанням середньої інтенсивності вхідного навантаження. У зв'язку з нестационарним характером вхідного навантаження (миттєвих сплесків інтенсивності), заповнення черги почалося при середньому рівні завантаженості вихідного інтерфейсу – 40%. Використання методів активного управління чергами дозволяє зменшити середню величину заповнення черги, в результаті чого зменшується значення середньої затримки. Так, використання пропонованого методу та управління на основі RED дозволило забезпечити менший рівень затримки в порівнянні з Tail Drop в середньому на 9%. Величина середньої затримки при методі, що пропонується та при використанні RED відрізнялась в межах 2%.

Аналіз рівня втрат показав, що в умовах нестационарного вхідного навантаження, при використанні RED, забезпечується більший рівень втрат пакетів в середньому на 7% в порівнянні з пропонованим методом. Найбільша ефективність пропонованого методу спостерігалась при рівні завантаження вихідного інтерфейсу – 85%.

Висновки до розділу 3

Перспективні рішення в галузі управління процесом розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів в умовах нестационарного вхідного навантаження пов'язані із застосуванням методів оснований на пакетному аналізі. Вихідними даними для таких методів є інформація про кількість пакетів відповідних класів, що потребують обслуговування. Для отримання цих даних обґрунтовано використання нечітких нейронних систем. Підвищення ефективності процесу розподілу буферного ресурсу в умовах динамічної зміни пропускної здатності, що надається конкретному класу обслуговування, можна досягти шляхом удосконалення методу нейро-нечіткого управління інтенсивністю відкидання пакетів в вузлах мобільної телекомунікаційної мережі спеціального призначення. Динамічна зміна пропускної здатності має бути врахована, як на етапі навчання нечіткої нейронної системи прогнозування, так, і при прийнятті рішення про відкидання пакету. В зв'язку з цим, проведено доповнення нечіткої нейронної системи прогнозування кількості відкинутих пакетів додатковим вхідним параметром – пропускною здатністю, яка надається в поточному циклі обслуговування. При цьому кількість вхідних параметрів залишилась без змін.

В результаті імітаційних експериментів встановлено, що точність прогнозування при використанні такої нечіткої нейронної системи, в умовах нестационарного вхідного навантаження, є високою та складає 95-97%, що дозволяє використовувати дані прогнозу для розрахунку імовірності відкидання пакетів.

Удосконалено метод нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів у маршрутизаторі у частині того, що в процесі обчислення імовірності відкидання пакету враховується зміна пропускної здатності каналу, що виділяється для обслуговування пакетів різних класів.

Проведена аналітична оцінка застосування удосконаленого методу нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів була підтверджена в ході

багаточисленних лабораторних експериментів, які проводились на обладнанні компанії Cisco Systems.

Встановлено, що його використання дозволяє зменшити середню пакетну затримку на 8-9% й скоротити втрати пакетів на 7% у порівнянні з використанням наявних методів управління чергами.

ВИСНОВКИ

Сучасна мультисервісна телекомунікаційна мережа є складною системою, функціонування якої має забезпечувати якісний обмін різномірною інформацією між її вузлами, що з'єднані за допомогою відповідних каналів. Визначальну роль в умовах мультисервісності відіграють методи розподілу обмежених каналних ресурсів. Існуючі методи розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів мають ряд недоліків, основними з яких є: недосконалість статичного налаштування параметрів та недостатня теоретична обґрунтованість схем динамічного налаштування. У зв'язку з цим існує потреба у розробці нових та удосконаленні наявних методів розподілу пропускної здатності телекомунікаційних каналів та управління відкиданням пакетів у маршрутизаторах ТКМ. Реалізація цих методів має бути спрямована на зниження затримки пакетів та їх втрат, збільшення обсягів інформації, доставлених адресатові з потрібною якістю, та забезпечення економічної обґрунтованості передавання даних. Встановлено, що в умовах нестационарного характеру вхідного навантаження, перевагу мають моделі та методи, які ґрунтуються на пакетному аналізі з використанням наукового апарату інтелектуальних систем.

У дисертації наведено теоретичне обґрунтування і нове вирішення актуальної наукової задачі, сутність якої полягає у розробці теоретично обґрунтованих методів розподілу каналних ресурсів на основі застосування нечітких нейронних мереж. Для вирішення наукової задачі був використаний науковий апарат нечітких нейронних мереж, основними перевагами якого є здатність точного прогнозування вхідного навантаження і втрат пакетів, можливість автоматичного налаштування параметрів активного управління пакетними чергами та адекватної адаптації до динамічної зміни умов функціонування ТКМ, що дозволило отримати нові наукові результати:

1. Розроблений метод динамічного розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу, який передбачає використання нейро-нечіткого

прогнозування для визначення інтенсивності надходження пакетів різних класів для передавання по каналу. Встановлено, що застосування методу в умовах нестационарного вхідного навантаження дозволяє максимізувати сумарний виграш в середньому на 5,2% та зменшити втрати пакетів в результаті передавання інформаційних потоків по телекомунікаційним каналам в середньому на 7,8%.

2. Розроблено нові математичні моделі передавання мультимедійного потоку в телекомунікаційній мережі, які основані на використанні імовірно-часових графів, і відбивають залежність характеристик доставки цього потоку від імовірності наявності бітових помилок у пакеті та імовірності його відкидання внаслідок перевантаження маршрутизаторів. Запропоновані моделі дозволили оцінити середній об'єм мультимедійної інформації чи середню тривалість мультимедійного потоку, передавання якого можна здійснити при заданій імовірності відкидання пакету. В результаті встановлено, що застосування запропонованого метода розподілу пропускної здатності телекомунікаційного каналу дозволяє збільшити об'єм якісно переданих мультимедійних потоків в середньому на 23,6 %.

3. Удосконалено метод нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів у транзитному маршрутизаторі у частині того, що в процесі обчислення імовірності відкидання пакету враховується зміна пропускної здатності каналу, яка виділяється для обслуговування пакетів різних класів. Проведена оцінка застосування удосконаленого методу нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів показала, що його використання дозволяє зменшити середню пакетну затримку в середньому на 9 % й скоротити втрати пакетів в середньому на 7 % у порівнянні з використанням наявних методів управління чергами.

Проведена оцінка застосування отриманих методів розподілу ресурсів телекомунікаційних каналів показала, що їх реалізація дозволить досягти зниження затримки пакетів та їх втрат, збільшення обсягів інформації, доставлених адресатові з потрібною якістю, та забезпечення економічної

обґрунтованості передавання даних. Результати аналітичних розрахунків були підтверджені багаточисленними лабораторними експериментами, які проводились на обладнанні компанії Cisco Systems в умовах нестационарного вхідного навантаження з випадковим законом розподілу Парето.

Таким чином, сукупність отриманих в дисертації нових наукових результатів дозволяє вважати сформульовану наукову задачу, яка полягає в розробці теоретично обґрунтованих методів розподілу каналних ресурсів на основі застосування нечітких нейронних мереж – вирішеною, а поставлену мету – забезпечення якісного та економічно обґрунтованого передавання інформаційних потоків в телекомунікаційній мережі – досягнутою.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Аведьян Э. Д. Алгоритмы настройки многослойных нейронных сетей / Э. Д. Аведьян // Автоматика и телемеханика. – 1995. – № 4. – С. 106-118.
2. Аверкин А. Н. Нечеткие множества в моделях управления и искусственного интеллекта / А. Н. Аверкин, под ред. Д. А. Поспелова. – Изво: Наука, 1986. – 312 с.
3. Али С. Али Поточковая модель динамической балансировки очередей в MPLS–сети с поддержкой Traffic Engineering Queues [Электронный ресурс] / А.В. Симоненко // Проблемы телекомунікацій. – 2010. – № 1 (1). – С. 59-67. – Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_al_i_balancing.pdf.
4. Андрушко Д. В. Принципы адаптации в механизмах активного управления очередями / Д. В. Андрушко, Ю. В. Андрушко, Е. В. Андрушко // Харьков, Радиотехника. – 2009. – Вып. 159.– С. 93-98.
5. Артеменко М. Е. Прогнозирование трафика в телекоммуникационной сети / М. Е. Артеменко, Р. Р. Касымов // V Наукова конференція ДУІКТ «Сучасні тенденції розвитку технологій в інфокомунікаціях та освіті», 2009. – С. 106-107.
6. Бараш Л. Новый транспортный протокол ВІС-ТСП обещает преобразить Internet [Электронный ресурс] / Л. Бараш. – 2004. – Режим доступа: <http://itc.ua/node/17139>.
7. Батыршин И. З. Основные операции нечеткой логики и их обобщения / И. З. Батыршин. – Казань: Отечество, 2001. – 100 с.
8. Блюмин С. Л. Модели и методы принятия решений в условиях неопределенности / С. Л. Блюмин, И. А. Шуйкова. – Липецк: ЛЭГИ, 2000. – 139 с.
9. Борисов В. В. Нечеткие модели и сети / В. В. Борисов, В. В. Круглов, А. С. Федулов. – М.: Горячая линия – Телеком, 2007. – 284 с.
10. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP: Пер. с англ. / Ш. Вегешна. – М.: Издательский дом «Вильямс», 2003. – 386 с.

11. Вентцель Е. С. Исследование операций: задачи, принципы, методология / Е. С. Вентцель. – 2е изд. стер. – М.: Наука, Гл. ред. физ.-мат. лит, 1988. – 208 с.
12. Вентцель Е. С. Исследование операций / Е. С. Вентцель. – М.: Советское радио, 1972. – 552 с.
13. Вишневский В. М. Теоретические основы проектирования компьютерных систем / В. М. Вишневский – М.: Техносфера, 2003. – 512 с.
14. Гавилов А. В. Гибридные интеллектуальные системы / А. В. Гавилов – Новосибирск: Изд-во НГТУ, 2002. – 142 с.
15. Гостев В. І. Алгоритм RED для TCP/IP-мереж військового призначення з архітектурою Diff-Serv із застосуванням нечітких регуляторів / В. І. Гостев, С. М. Скуртов, М. В. Логінов // Збірник наукових праць ВІПІ НТУУ „КПІ” № 2, 2011. – С. 23-28.
16. Гостев В. І. Системи автоматичного регулювання потужності передавача в каналах радіозв'язку / В. І. Гостев, Н. І. Кунах, М. І. Науменко. – К.: Радіоаматор, 2007. – 332 с.
17. Гостев В. И.° Проектирование нечетких регуляторов для систем автоматического управления / В. И. Гостев. – СПб.: БХВ-Петербург, 2011. – 416 с.
18. Гребенников А. В. Моделирование сетевого трафика и прогнозирование с помощью модели ARIMA / А. В. Гребенников, Ю. А. Крюков, Д. В. Чернягин // Электронный журнал «Системный анализ в науке и образовании». – 2011. – Выпуск №1. – С. 1-11.
19. Деарт В. Ю. Применение механизма с нечеткой логикой для управления очередями маршрутизаторов в сетях TCP/IP / В. Ю. Деарт, А. Г. Масленников // Информационно-телекоммуникационные технологии и матмоделирование. – 2011. – С. 102-105.
20. Дьяконов В. П. MATLAB 6/6.1/6.5 + Simulink 4/5. Основы применения. Полное руководство пользователя / В. П. Дьяконов. – М.: СОЛОН-Пресс, 2002. – 768 с.

21. Евсеева О.Ю. Методика экспериментального исследования методов управления трафиком в сети [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникацій, №3(5). – 2011. – С.89-104. – Режим доступа: <http://pt.journal.kh.ua>.
22. Жук П. В. Метод віконного управління потоками даних в мобільних радіомережах військового призначення на основі системи нейро-нечіткого виводу / П. В. Жук, О. Я. Сова, О. В. Жук, В. А. Романюк // Збірник наукових праць ВІТІ НТУУ „КПІ” № 2, 2011. – С. 36-46.
23. Заде Л. А. Понятие лингвистической переменной и его применение к принятию приближенных решений / Л. А. Заде. – М.: Мир, 1976. – 165 с.
24. Комашинский В. И. Нейронные сети и их применение в системах управления и связи / В. И. Комашинский, Д. А. Смирнов. – М.: Горячая линия – Телеком, 2002. – 94 с.
25. Кофман А. Введение в теорию нечетких множеств / А. Кофман. – Пер.с фр. – М.: Радио и связь, 1982. – 432 с.
26. Круглов В. В. Искусственные нейронные сети. Теория и практика / В. В. Круглов, В. В. Борисов. – Из-во: Горячая Линия - Телеком, 2001. – 382 с.
27. Круглов В. В. Нечеткая логика и искусственные нейронные сети / В. В. Круглов, М. И. Дли, Р. Ю. Голунов. – М.: Физматлит, 2001. – 224 с.
28. Куроуз Дж. Компьютерные сети: Пер. с англ. 2-е изд. / Дж. Куроуз, К. Росс. – СПб.: Питер, 2004. – 765 с.
29. Кучеренко Є. І. Інтелектуальні технології моделювання нечітких динамічних процесів / Є. І. Кучеренко // Искусственный интеллект. – 2002. – № 3. – С. 599-605.
30. Кучеренко Є. І. До побудови нейро-фаззі мереж Петрі / Є. І. Кучеренко, Є. В. Бодянський // Адаптивні системи автоматичного управління. Міжвідомчий науково-технічний збірник. – Дніпропетровськ: Системні технології. – 2001. – Вип. 4 (24). – С. 50-53.

31. Кучерявый Е. А. Управление трафиком и качество обслуживания в сети Интернет / Е. А. Кучерявый. – СПб.: Наука и техника, 2004. – 336 с.
32. Лемешко А. В. Разработка и исследование потоковых моделей динамической балансировки очередей на маршрутизаторах мультисервисной телекоммуникационной сети / А. В. Лемешко, С. А. Али, М. В. Семеняка // Системи обробки інформації. – 2011. – Вип. 8 (98). – С. 218-223.
33. Лемешко А.В. Модель активного управления очередями на маршрутизаторах телекоммуникационной сети / А.В. Лемешко, М.В. Семеняка, А.В. Симоненко // Труды СКФ МТУСИ. – 2015. – С. 244-248.
34. Лемешко А.В. Модель и метод предотвращения перегрузки с активным управлением очередью на узлах телекоммуникационной сети / А.В. Лемешко, М.В. Семеняка // Проблемы телекомунікацій. – 2014, №2(14), С. 91-104.
35. Лемешко А.В. Особенности проведения лабораторного эксперимента по исследованию процессов управления очередями в телекоммуникационных сетях / А.В. Лемешко, Семеняка М.В., Али С. Али. // Цифрові технології. – 2012. – Вип. 10. – С. 5-17.
36. Лемешко О. В. Модель динамічного балансування мережних ресурсів у телекомунікаційній мережі / О. В. Лемешко, О. Ю. Євсєєва, Д. В. Симоненко // Системи обробки інформації. – 2008. – Вип. 5 (72). – С. 71-74.
37. Леоненков А. В. Нечеткое моделирование в среде MATLAB и fuzzyTECH / А. В. Леоненков. – СПб.: БХВ-Петербург, 2003. – 736 с.
38. Лосев Ю. И. Адаптивная компенсация помех в каналах связи / Ю. И. Лосев, А. Г. Бердников, Э. Ш. Гойхман. – М.: Радио и связь, 1988.
39. Лосев Ю. И. Методика определения вероятности доставки пакетов за заданное время / Ю. И. Лосев, К. М. Руккас // Проблемы телекоммуникаций. – 2010. – № 2 (2). – С. 69-76.
40. Масесов Н.А. Модель адаптивного управления очередями в маршрутизаторе телекоммуникационной сети / Н. А. Масесов,

К. А. Польщиков, Ю. Н. Здоренко // XIX международная научно-техническая конференция «Информационные системы и технологии»: материалы конф., 19 апреля 2013 г. – Нижний Новгород: НГТУ им. Р. Е. Алексеева, 2013. – С. 123.

41. Михалев А. И. Сравнение многомодельного и фаззи-нейро подходов к прогнозированию состояний нестационарных динамических систем / А. И. Михалев, Н. В. Лысяя // Адаптивні системи автоматичного управління. Міжвідомчий науково-технічний збірник. – 2002. – Вип. 5(25), С. 136-144.

42. Міночкін А.І. Системи імітаційного моделювання мереж зв'язку / А. І. Міночкін, В. А. Романюк // Збірник наукових праць ВІТІ НТУУ «КПІ». – К.: ВІТІ НТУУ «КПІ», 2003. – Вип. 1. – С. 84-87.

43. Невмержицкий И. М. Методика оценки эффективности протокола транспортного уровня TCP/IP / И. М. Невмержицкий, К. А. Польщиков, С. И. Шаповалов // Радиотехника. – 2001. – Вып. 121. – С. 203-205.

44. Норвич А. М. Построение функций принадлежности / А. М. Норвич, И. Б. Турксен // Нечеткие множества и теория возможностей. Последние достижения: Пер. с англ., под ред. Р. Р. Ягера. – М.: Радио и связь, 1986. – С. 64-71.

45. Олифер В.Г. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы: Учебник для вузов. 3-е изд. / В. Г. Олифер, Н. А. Олифер. – СПб.: Питер, 2006. – 958 с.

46. Оссовский С. Нейронные сети для обработки информации / С. Оссовский. – Из-во: Финансы и статистика, 2002. – 344 с.

47. Паркер Т. TCP/IP. Для профессионалов: 3-е изд. / Т. Паркер, К. Сиян – СПб.: Питер, 2004. – 859 с.

48. Позняк Є. В. Засоби передачі потокового TCP-трафіку на базі NDIS та MATLAB для умов високого джиттеру / Є. В. Позняк, М. І. Губенко

// Вісник Вінницького політехнічного інституту. – Вінниця, 2009. – №1. – С. 62-66.

49. Польщиков К. А. Математическая модель передачи мультимедийного сообщения в телекоммуникационной сети с коммутацией пакетов / К. А. Польщиков, Ю. Н. Здоренко, О. Я. Сова // Научные ведомости Белгородского государственного университета. – 2014. – № 15 (186), Выпуск 31/1. – С. 176-183.

50. Польщиков К. А. Математическая модель предоставления программируемых услуг абонентам телекоммуникационной сети / К. А. Польщиков, А. А. Лаврут, В. А. Струць // Системы обработки информации. – 2006. – Вып.1(50). – С. 138-144.

51. Польщиков К.А. Методика нейро-нечеткого прогнозирования потерь пакетов при перегрузке компьютерной сети / К.А. Польщиков, Ю.Н. Здоренко, Г.В. Сокол // Научный вестник ДГМА. – Краматорск: ДГМА. – 2011. – №2 (8Е). – С. 77-86.

52. Польщиков К. А. Метод нейро-нечеткого управления интенсивностью отправки данных узлами-источниками в мобильной радиосети специального назначения / К. А. Польщиков// Наука і техніка повітряних сил Збройних Сил України. – Харків: ХУПС, 2012. – № 3 (9). – С. 118-122.

53. Польщиков К. А. Модель нейро-нечеткого прогнозирования средней интенсивности поступления запросов на передачу потоков реального времени по каналу телекоммуникационной сети / К. А. Польщиков, Е. Н. Кубракова, В. А. Краснобаев // Системи обробки інформації. – 2014. – Вип. 2 (118). – С. 193-197.

54. Польщиков К. А. Обобщенные модели нейро-нечетких систем управления интенсивностью потоков данных в мобильной радиосети / К. А. Польщиков // Science and Education a New Dimension. – Budapest, 2013. – Vol. 8. – pp. 133-137.

55. Польщиков К. А. Усовершенствованный метод нейро-нечеткого управления отбрасыванием пакетов в транзитных маршрутизаторах телекоммуникационной сети [Электронный ресурс] / К. А. Польщиков, Ю. Н. Здоренко // Проблемы телекоммуникаций. – 2014. – № 2 (14). – С. 76-90. – Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2014/2/1/142_polshikov_fuzzy.pdf.

56. Польщиков К.О. Аналіз методів боротьби з перевантаженнями, що використовуються при передаванні ТСП-трафіку в телекомунікаційних мережах / К.О. Польщиков, Ю.М. Здоренко, В.В. Шкіцькій // V науково-практичний семінар «Пріоритетні напрямки розвитку телекомунікаційних систем та мереж спеціального призначення», 22 жовтня 2009р.: Зб. матеріалів семінару – К.: ВІТІ НТУУ «КПІ», 2009. – С. 212.

57. Польщиков К.О. Використання програмного комплексу MATLAB для моделювання пакетного передавання в телекомунікаційній мережі / К.О. Польщиков, Н.В. Рвачова, Ю.М. Здоренко, В.В. Шкіцькій // Інформаційні інфраструктури та технології. – Полтава. – 2010. – Вип. 1. – С. 53-55.

58. Польщиков К. О. Імітаційна модель активного управління чергою на основі методу випадкового завчасного виявлення перевантаження в телекомунікаційній мережі / К.О. Польщиков, С.В. Дружинін, Ю.М. Здоренко // Системи управління, навігації та зв'язку. – К.: ЦНДІНУ. – 2009. – Вип. 4(12). – С.169-174.

59. Польщиков К.О. Імітаційна модель передавання даних в телекомунікаційній мережі, в якій управління вікном перевантаження здійснюється згідно з протоколом ТСП / К.О. Польщиков, Ю.М. Здоренко, В.В. Шкіцькій // Радіоелектронні і комп'ютерні системи. – Харків: «ХАІ». – 2010. – Вип. 6(47). – С. 316-323.

60. Польщиков К.О. Імітаційне моделювання раннього відкидання пакетів в комп'ютерних мережах / К.О. Польщиков, Ю.М. Здоренко // Міжнародна науково-практична конференція «Інформаційні технології та

інформаційна безпека в науці, техніці та навчанні», 07-12 вересня 2009р.: матеріали конф. – Севастополь: СЕВНТУ, 2009. – С. 468.

61. Польщиков К. О. Математична модель процесу обміну інформацією згідно з протоколом TCP / К. О. Польщиков, О. О. Лаврут // Системи обробки інформації. – 2007. – Вип. 1. – С. 82-83.

62. Польщиков К.О. Метод адаптивного розподілу мережних ресурсів в маршрутизаторі телекомунікаційної мережі / К.О. Польщиков, М.О. Масесов, Ю.М. Здоренко // Застосування інформаційних технологій у підготовці та діяльності сил охорони правопорядку: науково-практична конференція, 20-21 березня 2013р.: Зб. тез доповідей – Х.: Академія внутрішніх військ МВС України, 2013. – С. 38.

63. Польщиков К.О. Метод нейро-нечіткого активного управління пакетними чергами в мобільній радіомережі спеціального призначення / К. О. Польщиков // Збірник наукових праць ВІТІ НТУУ «КПІ». – 2010. – Вип. 1. – С. 52-59.

64. Польщиков К.О. Метод нейро-нечіткого активного управління пакетними чергами в телекомунікаційній мережі / К.О. Польщиков, Ю.М. Здоренко // Четвертый международный радиоэлектронный форум «Прикладная радиоэлектроника. Состояние и перспективы развития» (МРФ'2011), 18-21 октября 2011г.: Сб. науч. трудов – Х.: ХНУРЭ, 2011. – Т.2. – С. 113-116.

65. Польщиков К. О. Метод прийняття рішення про розподіл пропускної спроможності телекомунікаційного каналу на основі лінійного програмування / К. О. Польщиков, М. О. Масесов, Ю. М. Здоренко // Сучасні інформаційні технології у сфері безпеки та оборони. – 2013. – № 3 (18). – С. 83-89.

66. Польщиков К. О. Метод управління тайм-аутом повторної передачі в телекомунікаційній мережі військового призначення на основі використання системи нейро-нечіткого виводу / К. О. Польщиков // Збірник

наукових праць ВІТІ НТУУ «КПІ». – К. : ВІТІ НТУУ «КПІ», 2008. – Вип. 3. – С. 124-133.

67. Польщиков К.О. Моделювання методу випадкового завчасного виявлення перевантаження в телекомунікаційній мережі / К.О. Польщиков, Ю.М. Здоренко // Дев'ята науково-технічна конференція «Математичне моделювання та інформаційні технології», 20-22 жовтня 2009р.: тези доповідей – Одеса: ОДАХ, 2009. – С. 34.

68. Польщиков К. О. Оптимізація розподілу мережних ресурсів в маршрутизаторі телекомунікаційної мережі / К. О. Польщиков, М. О. Масесов, Ю. М. Здоренко, В. В. Шкіцькій // Сучасні інформаційні технології у сфері безпеки та оборони. – 2013. – № 2 (17). – С. 52-55.

69. Польщиков К. О. Управління інтенсивністю передавання даних в інформаційних мережах, що здійснюється на транспортному рівні моделі OSI: методи, проблеми та шляхи удосконалення / К. О. Польщиков, Н. В. Рвачова, В. В. Шкіцькій // Інформаційні інфраструктури та технології. – Полтава, 2009. – Вип. 1. – С. 55-58.

70. Рвачова Н. В. Математична модель управління міжсегментним інтервалом в інформаційній мережі згідно з методом адаптивної швидкості / Н. В. Рвачова // Радіоелектронні і комп'ютерні системи. – Харків: «ХАІ», 2009. – Вип. 7(41). – С. 13-18.

71. Руденко О. Г. Основы теории искусственных нейронных сетей / О. Г. Руденко, Е. В. Бодянский. – Харьков: Телетех, 2002. – 317 с.

72. Рутковская Д. Нейронные сети, генетические алгоритмы и нечеткие системы / Д. Рутковская, М. Пилиньский, Л. Рутковский. – Пер. с польск. И. Д. Рудинского. – М : Горячая линия – Телеком, 2006. – 452 с.

73. Семеняка М.В. Экспериментальное исследование метода динамической балансировки очередей на маршрутизаторах мультисервисной телекоммуникационной сети / А.В. Симоненко // Труды СКФ МТУСИ, 2013 – С. 220-223.

74. Семеняка М.В. Разработка и исследование метода динамической балансировки очередей на маршрутизаторах мультисервисной телекоммуникационной сети [Электронный ресурс] / М.В.Семеняка, А.В. Симоненко, Али С. Али // Проблемы телекоммуникаций, 2013, №3(8), с. 66-78. – Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2012/3/1/123_semenyaka_balancing.pdf

75. Столлингс В. Современные компьютерные сети. 2-е изд. / В. Столлингс – СПб.: Питер, 2003. – 783 с.

76. Султанов А. Х. Использование нейросетевых моделей для прогнозирования интенсивностей самоподобного трафика телекоммуникационной сети / А. Х. Султанов, А. А. Габдрахманов, Н. Т. Габдрахманова // Управление, вычислительная техника и информатика, 2011. – Уфа, УГАТУ – Т. 15, № 2 (42). – С. 93-98.

77. Таненбаум Э. Компьютерные сети: Пер. с англ. / Э. Таненбаум. – СПб.: Питер, 2002. – 848 с.

78. Усков А. А. Интеллектуальные технологии управления. Искусственные нейронные сети и нечеткая логика / А. А. Усков, А. В. Кузьмин. – М.: Горячая линия – Телеком, 2004. – 143 с.

79. Фишман Е. Б. Анализ алгоритмов обслуживания очередей в сетях с поддержкой «Качества обслуживания» (QoS) / Е. Б. Фишман // Качество. Инновации. Образование. – 2006. – №6. – С. 63-71.

80. Фомин В. В. Исследование алгоритма управления очередями WRED в модели дифференцируемого обслуживания / В. В. Фомин // Инфокоммуникационные технологии. – 2010. – Т.8. – № 2. – С. 27-31.

81. Фомин В. В. Обеспечение качества обслуживания с помощью алгоритма активного управления очередями WRED / В. В. Фомин // Тезисы докладов X международной научно-технической конференции «Проблемы техники и технологий телекоммуникации». – Самара. – 2009. – С. 60-62.

82. Фомин В. В. Прогнозирование сетевого трафика с помощью нейро-нечеткой системы ANFIS / В. В. Фомин, В. А. Шилкин // Труды учебных заведений связи. – 2009. – № 180. – С. 48-50.

83. Яхьяева Г. Э. Нечеткие множества и нейронные сети: Учебное пособие / Г. Э. Яхьяева. – М.: Интернет. – Университет Информационных Технологий, БИНОМ. Лаборатория знаний, 2006. – 316 с.

84. Ababneh J. Derivation of Three Queue Nodes Discrete-Time Analytical Model Based on DRED Algorithm / J. Ababneh, H. Abdeljaber, F. Thabtah, W. Hadi, E. Badarneh // The Seventh IEEE International Conference On Information Technology: New Generations (ITNG 2010). IEEE Computer Society, April 2010. – Las Vegas, USA. – pp. 885-890.

85. Abdeljaber H. Fuzzy Logic Controller of Random Early Detection based on Average Queue Length and Packet Loss Rate / H. Abdeljaber, M. Mahafzeh, F. Thabtah, M. Woodward // Performance Evaluation of Computer and Telecommunication Systems, SPECTS 2008. International Symposium, the Proceeding of the IEEE Explorer, 16-18 June 2008. – Edinburgh, UK. – pp. 428-432.

86. Akintola A. A. Modeling and Performance Analysis of Dynamic Random Early Detection (DRED) Gateway for Congestion Avoidance / A. A. Akintola, G. A. Aderounmu, L. A. Akanbi, M. O. Adigun // Issues in Informing Science and Information Technology (IISIT), 2005. – Volume 2. – pp. 623-636.

87. Alekseev I. V. ARTCP: Efficient Algorithm for Transport Protocol for Packet Switched Networks / I. V. Alekseev, V. A. Sokolov // Proc. of PaCT'2001. – Springer-Verlag, 2001. – Vol. 2127. – P. 159-174.

88. Almes G. A One-way Delay Metric for IPPM [Электронный ресурс] / G. Almes, S. Kalidindi, M. Zekauskas // RFC 2679. – Режим доступа: <http://www.ietf.org/rfc/rfc2679>.

89. Altmann J. Internet user reactions to usage-based pricing / J. Altmann, B. Rupp, P. Varaiya // In Internet Economics Workshop (IEW'99), May 1999.

90. Annapoorani G. Fuzzy Priority Scheduler for Wimax / K.Tamizhelakkiya // International Journal of Innovations in Engineering and Technology (IJJET), 2015. –Volume 5. Issue 4. – pp 24-30.
91. Baklizi M. Performance Assessment of AGRED, RED and GRED Congestion Control Algorithms / M. Baklizi, H. Abdeljaber // Information Technology Journal, 2012. – pp. 255-261.
92. Bennett J. C. R. W2FQ: Worst-case fair weighted fair queueing / J. C. R. Bennett, H. Zhang // In Proceedings of the IEEE INFOCOM, 1996. – pp. 120-128.
93. Berenji H. R. Learning and tuning fuzzy logic controllers through Reinforcements / H. R Berenji, P. Khedkar // IEEE Transactions on Neural Networks, September 1992. – Volume 3, Number 5. – pp. 724-740.
94. Bikbulatov A. Tuning of operations in fuzzy models by neural nets / A. Bikbulatov, I. Batyrshin // In Proceedings of 7th Zittau Fuzzy Colloquium, 1999. – Zittau, Germany. – pp. 142-147.
95. Blake S. An architecture for Differentiated Services / S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, W. Weiss // IETF RFC 2475, December 1998.
96. Bouras C. SLA-based QoS Pricing in DiffServ Networks / C. Bouras // Computer Communications. – 2004 – P. 1868-1880.
97. Braden R. Integrated Services in the Internet Architecture: an overview / R. Braden, D. Clark, S. Shenker // RFC 1633, Jun. 1994.
98. Braden R. Recommendations On Queue Management And Congestion Avoidance in the Internet / R. Braden, D. Clark, J. Crowcroft, B. Davie, S. Deering, D. Estrin, S. Floyd, V. Jacobson, G. Minshall, C. Partridge, L. Peterson, K. Ramakrishnan, S. Shenker, J. Wroclawski, L. Zhang // RFC 2309, April 1998.
99. Brakmo L. TCP Vegas: End to End Congestion Avoidance on a Global Internet / L. Brakmo, L. Peterson // IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1995. – 13 (8).

100. Budyal V. R. ANFIS and agent based bandwidth and delay aware anycast routing in mobile ad hoc networks / S. S. Manvi // *Journal of Network and Computer applications*, 2014. – Volume 39. – pp. 140-151.
101. Cervinka O. Automatic tuning of parametric T-norms and T-conorms in fuzzy modeling / O. Cervinka // *In Proceedings of the 7th IFSA World Congress*, 1997. – Prague: ACADEMIA. – Volume 1. – pp. 416-421.
102. Chabaa S. Predicting Packet Transmission Data over IP Networks Using Adaptive Neuro-Fuzzy Inference Systems / S. Chabaa, A. Z. Abdelouhab // *Journal of Computer Science* 5 (2), 2009. – pp. 123-130.
103. Chen C. L. Fuzzy controller design by using neural network techniques / C. L. Chen, W. C. Chen // *IEEE Trans. on Fuzzy Systems*, 1994. – Volume 2. – № 3. – pp. 235-244.
104. Chen Y. QoS Requirements of Network Applications on the Internet / Y. Chen, T. Farley, Y. Nong // *Information, Knowledge, Systems Management*, 2004. – IOS Press – 4(2004). – pp. 55-76.
105. Christiansen M. Tuning RED for Web Traffic / M. Christiansen, K. Jeffay, D. Ott, F. D. Smith // *In Proceedings of ACM SIGCOMM Conference*, August 2000.
106. Chrysostomou C. Congestion Control in Differentiated Services Networks using Fuzzy-RED / C. Chrysostomou, A. Pitsillides, L. Rossides, M. Polycarpou, A. Sekercioglu // *Special Issue on “Control Methods for Telecommunication Networks” In IFAC Control Engineering Practice (CEP) Journal*, 2003.
107. Chrysostomou C. Fuzzy explicit marking: A unified congestion controller for Best-Effort and Diff-Serv networks / C. Chrysostomou, A. Pitsillides, Y. A. Sekercioglu // *Computer Networks*, 2009. – pp. 650-667.
108. Chrysostomou C. Fuzzy Explicit Marking for Congestion Control in Differentiated Services Networks / C. Chrysostomou, A. Pitsillides, G. Hadjipollas, A. Sekercioglu, M. Polycarpou // *Proceedings of the 8th IEEE*

International Symposium on Computers and Communication (ISCC'03), 2003. – Volume 1. – pp. 312-319.

109. Chrysostomou C. Fuzzy logic controlled RED: congestion control in TCP/IP differentiated services networks / C. Chrysostomou, A. Pitsillides, L. Rossides, A. Sekercioglu // *Soft Computing*, 8 (2003), December 2003. – Springer Berlin/Heidelberg. – Volume 8. – Number 2. – pp. 79-92.

110. Chung J. Analysis of RED-Family Active Queue Management Over a Wide-Range of TCP Loads / J. Chung, M. Claypool // *Second IEEE International Symposium, Network Computing and Applications*, 2003. – Worcester, USA.

111. Courcoubetis C. Managing and pricing service level agreements for differentiated services/ C. Courcoubetis, V. Siris // *In Proceedings of the 7th IEEE/IFIP International Workshop on Quality of Service (IWQoS'99)*, Jun 1999. – London, UK. – pp. 165-173.

112. Courcoubetis C. Pricing Communication Networks: Economics, Technology and Modelling / C. Courcoubetis, R. Weber. – John Wiley & Sons. – 2003. – 368 p.

113. Datta L. A new scheduling approach for real time systems using fuzzy logic / *International journal of computer Application (IJCA)*, 2015. – Volume 119, No 5. – pp. 27-32.

114. Deep A. An Adaptive Weight Calculation based Bandwidth Allocation Scheme for IEEE 802.16 Networks / A. Deep // *Journal of emerging technologies in Web intelligence*, February 2014. – Volume 6. – Number 1. – pp. 142-147.

115. Deep A. A Neural Based Proposal For Scheduling Of IEEE 802.16 Networks / A. Deep, K. S. Kahlon // *International Journal of Engineering and Technology (IJET)*, October-November 2012. – Vol. 4. – Number 5. – pp 328-332.

116. Demers A. Analysis and simulation of a fair queuing algorithm / A. Demers, S. Keshav, S. Shenkar // *Internetworking: Research and Experience*, Sep 1990. – pp. 3-26.

117. Demichelis C. IP Packet Delay Variation Metric for IP Performance Metrics (IPPM) / C. Demichelis // RFC 3393. – [Online]. Available: <http://www.rfc-editor.org/rfc/rfc3393.txt>.
118. Din N. Md. Fuzzy Logic Bandwidth Prediction and Policing in a DiffServ-Aware Network / N. Md. Din, N. Fisal // Journal of Computers, May 2008. – Volume 3. – Number 5. – pp. 11-23.
119. Ferrari T. A measurement-based analysis of expedited forwarding PHB mechanisms / T. Ferrari, P. Chimento // In IWQoS'00, June 2000. – Pittsburgh.
120. Floyd S. Adaptive RED: An Algorithm For Increasing the Robustness of RED's Active Queue Management / S. Floyd, G. Ramakrishnan, S. Shenker // Technical report, ICSI, August 2001. – [Online]. Available: <http://www.icir.org/floyd/papers/adaptiveRed.pdf>
121. Floyd S. Random Early Detection Gateways For Congestion Avoidance / S. Floyd, V. Jacobson // IEEE/ACM Transactions on Networking, August 1993. – Volume 1, Issue 4, 1(4). – pp. 397-413.
122. Floyd S. RED: Discussions of Setting Parameters / S. Floyd. – [Online]. Available: <http://www.icir.org/floyd/REDparameters.txt>.
123. Floyd S. Recommendations On Using the Gentle Variant of RED / May 2000. – [Online]. Available: <http://www.aciri.org/floyd/red/gentle.html>.
124. Francini A. A weighted fair queueing scheduler with decoupled bandwidth and delay guarantees for the support of voice traffic / A. Francini, F. Chiussi // In Proceedings of the GLOBECOM '01, IEEE, 2001. – Volume. 3.
125. Furuhashi T. An adaptive fuzzy controller using fuzzy neural networks / T. Furuhashi, T. Hasegawa, S. Horikawa, Y. Uchikawa // Fifth IFSA World Congress, 1993. – pp. 769-772.
126. Gallardo J. R. Dynamic Predictive Weighted Fair Queueing for Differentiated Services / J. R. Gallardo, D. Makrakis // In IEEE International Conference on Communications (ICC2001), 2001. – pp. 2380-2384.

127. Gevros P. Congestion Control Mechanisms and the Best Effort Services Model / P. Gevros, J. Crowcroft, P. Rirstein, S. Bhatti // IEEE Network, May 2001, pp. 16-26.

128. Ghasempour S. A Priority Scheduler Based Qos for Dynamic Source Routing Protocol Using Fuzzy Logic in Mobile Ad-Hoc Network / S. Ghasempour, S. H. Kamali, M. Hedayati, R. Shakerian // The Journal of Mathematics and Computer Science (TJMCS), 2011. – Volume 3. – Number 3. – pp. 329-338.

129. Golestani S. J. A self-clocked fair queueing scheme for broadband applications. / S. J. Golestani // In Proceedings of the INFOCOM, Jun 1994. – pp. 636-646.

130. Gomathy C. An efficient Fuzzy Based Priority Scheduler for mobile Adhoc networks and performance analysis for various mobility models / C. Gomathy, S. Shanmugavel // In Proceedings of the IEEE Wireless communication and Networking Conference, WCNC 2004, March 2004. – Atlanta, USA. – Volume 2. – pp. 1087-1092.

131. Gomathy C. Fuzzy based Priority Scheduler for mobile ad hoc networks / C. Gomathy, S. Shanmugavel // In Proceedings of the 3rd International Conference on Networking (ICN '04), February 2004. – Guadeloupe, French Caribbean.

132. Gomathy C. Implementation of modified Fuzzy Priority Scheduler for MANET and performance analysis with mixed traffic / C. Gomathy, S. Shanmugavel// In Proceedings of the 11th National Conference on Communication (NCC '05), January 2005. – Kharagpur, India.

133. Goyal P. Start-time fair queueing: a scheduling algorithm for integrated services packet switching networks / P. Goyal, H. Chen, H. Vin // In SIGCOMM, Aug 1996. – pp. 157-168.

134. Grossman D. New Terminology and Clarifications for Diffserv / D. Grossman // RFC 3260, Apr. 2002. [Online]. Available: <http://www.rfc-editor.org/rfc/rfc3260.txt>.

135. Haining W. Adaptive-weighted packet scheduling for premium service / W. Haining, S. Chia, K. G Shin // In IEEE International Conference on Communications – 2001. – Volume 6 – p. 1846-1850.
136. Hande P. Network Pricing and Rate Allocation with Content Provider Participation / P. Hande, M. Chiang, R. Calderbank, S. Rangan// INFOCOM 2009, IEEE, April 2009. – pp. 990-998.
137. Horikawa S. On fuzzy modeling using fuzzy neural networks with the back-propagation algorithm / S. Horikawa, T. Furuhashi, V. Uchikawa // IEEE Transactions on Neural Networks, 1992. – Volume 3. – Number 5. – pp. 801-806.
138. Hwang B. J. Adaptive Weighted Fair Queueing with Priority (AWFQP) Scheduler for Diffserv Networks / B. J. Hwang, C. S. Ding //Journal of Informatics & Electronics, March 2008. – Volume 2, Number2. – pp. 15-19.
139. Jagannathan S. A dynamic pricing scheme for e-content at multiple levels-of-service / S. Jagannathan, K. C. Almeroth // Computer Communications, 2004. – pp. 374-385.
140. Jang J. S. R. ANFIS: Adaptive Network Based Fuzzy Inference System / J. S. R. Jang // IEEE Transaction on System, Man and Cybernetics, 1993. – Volume 23. – № 3. – pp. 665-685.
141. Jeonghoon M. Choosing Internet Pricing Schemes: Flat or Usage in Korea / M. Jeonghoon, K. Weonseok // International Telecommunication Policy Review, 2011. - Volume 18. – № 1. – pp. 45-59
142. Ji-Young K. A Modified Dynamic Weighted Round Robin Cell Scheduling Algorithm / K. Ji-Young, N. Ji-Seung, K. Doo-Hyun // ETRI Journal, October 2002. – Volume 24. – Number 5.
143. Joutsensalo J. Adaptive weighted fair scheduling method for channel allocation / J. Joutsensalo, T. Hamalainen, M. Paakkonen, A. Sayenko // In IEEE International Conference on Communications (ICC 2003), 2003. – Anchorage, Alaska. – Volume 1. – pp. 228-232.

144. Joutsensalo J. Revenue maximization-based adaptive WFQ / J. Joutsensalo, T. Hamalainen, J. Zhang // In Proceedings of APOC. – 2002. – p. 108-117.
145. Ito Y. Variably weighted round robin for core IP networks / Y. Ito, S. Tasaka, Y. Ishibashi // Performance, Computing, and Communications Conference, 2002. – pp. 159-166.
146. ITU–T Y.1540. Internet protocol data communication service – IP packet transfer and availability performance parameters, 2007. – 42 p.
147. ITU–T Y.1541. Network Performance Objectives for IP-Based Services, 2011. – 57 p.
148. Kallitsis M. G. Pricing and Measurement-based Optimal Resource Allocation in Next Generation Network Services / M. G. Kallitsis, G. Michailidis, M. Devetsikiotis // Globecom Workshops, 2007. – pp. 1-6.
149. Katevenis M. Weighted round-robin cell multiplexing in a general-purpose ATM switch chip / M. Katevenis, S. Sidiropoulos, C. Courcoubetis // IEEE Journal on selected Areas in communications, 9(8), Oct 1991. – pp. 1265-1279.
150. Kleinrock L. Queueing systems / L. Kleinrock. – New York: John Wiley & Sons, 1975.
151. Kwon T. G. Scheduling Algorithm for Real-Time Burst Traffic using Dynamic Weighted Round Robin/ T. G. Kwon, S. H. Lee, J. K. Rho // Circuits and Systems, ISCAS '98. Proceedings of the 1998 IEEE International Symposium, 1998. – Volume 6. – pp. 506-509.
152. Kusumawardani M. Active queue management (aqm) and adaptive neuro fuzzy inference system (anfis) as intranet traffic control // SAVAP International, 2013. – Volume. 4, No. 5. – pp. 129-141.
153. Lee J. F. WF2Q-M: Worst-case fair weighted fair queueing with maximum rate control / J. F. Lee, M. C. Chen, Y. Sun // Computer Networks, 2007. – Volume 51. – Number 6. – pp. 1403-1420.

154. Lin D. Dynamics of Random Early Detection / D. Lin, R. Morris // Proc. of ACM SIGCOMM. – Sept. 1997. – pp. 127-137.
155. Magana E. Router Scheduling Configuration Based on the Maximization of Benefit and Carried Best Effort Traffic / E. Magana, D. Morato, P. Varaiya // Telecommunication Systems. – Kluwer Academic Publishers. – Netherlands, 2003. – pp. 275-292.
156. Malar Dhas J. P. An efficient Adaptive Scheduling Algorithm for Wireless Networks / J. P. Malar Dhas // International Journal of Image Processing and Networking Techniques, 2009. – Volume 2. – pp. 86-90.
157. Malar Dhas J. P. An efficient Traffic Scheduling for Wireless Networks Using Fuzzy Logic / J. P. Malar Dhas // IETECH Journal of Communication Techniques, 2009. – Volume 3, pp. 36-39.
158. May M. Reasons not to deploy RED / M. May, J. Bolot, C. Diot, B. Lyles // In Proceedings of the IEEE/IFIP International Workshop on Quality of Service (IWQoS'99), June 1999.
159. McLaughlin K. A scalable packet sorting circuit for high-speed WFQ packet scheduling / K. McLaughlin, S. Sezer, H. Blume, X. Yang, F. Kupzog, T. Noll // IEEE Transactions on VLSI Systems 16 (7), 2008. – pp. 781-791.
160. Neels P. K. D. Fuzzy based Priority Scheduler for WiMAX with Improved QoS constraints / P. K. D. Neels, K. Murugesan, A. Kumar, M. Subadra // International Journal: Advanced Networking and Applications (IJANA), 2012. – Volume 04. – Issue 03. – pp. 1616-1623.
161. Nichols K. Definition of the Differentiated Services field in the IPv4 and IPv6 headers / K. Nichols, S. Blake, F. Baker, D. Black. // IETF RFC 2474, Dec. 1998.
162. Nguyen T. T. T. Armitage Evaluating Internet Pricing Schemes: A Three-Dimensional Visual Model / T. T. T. Nguyen, J. Grenville // ETRI Journal, February 2005. – Volume 27. – Number 1. – pp. 64-74.
163. Oche A. E. A comparison of Mamdani and Sugeno fuzzy based packet scheduler for MANET with a realistic wireless propagation model / A.Griffiths, M.

S. Hasan, H. Yu // International Journal of Automation and Computing archive, Volume 12, Issue 1, 2015. – pp. 1-13.

164. Ott T. J. SRED: Stabilized RED / T. J. Ott, T. V Lakshman., L. H. Wong // Proc. of 18th Annual Joint Conf. INFOCOM'99. – Vol. 3. – pp. 1346-1355.

165. Panza G. Design and analysis of a dynamic Weighted Fair Queuing (WFQ) scheduler / G. Panza, M. Grazioli, F. Sidoti // Proceedings of the International Conference on Internet Technologies and Applications (ITA 05), September 2005.

166. Parekh A. K. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The multiple node case / A. K. Parekh, R. G. Gallager // IEEE/ACM Transactions On Networking, 1994. – Volume 2. – Number 2. – pp. 137-150.

167. Parekh A. K. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The single node case. / A. K. Parekh, R. G. Gallager // IEEE/ACM Transactions on Networking, Jun 1993. – 1(3). – pp. 344-357.

168. Paschalidis C. Pricing in multiservice loss networks: Static pricing, asymptotic optimality, and demand substitution effects / C. Paschalidis, Y. Liu // IEEE/ACM Trans. Networking, June 2002. – Volume 10. – pp. 425-438.

169. Polschikov K. A. Analytic model of the real time traffic transmission requests service in a telecommunication network / K. A. Polschikov, O. N. Odaruschenko, K. N. Lyubchenko // Radioelectronic and Computer Systems. – 2013. – Vol. 5 (64). – pp. 313-318.

170. Polshchikov K. O Method of telecommunications channel throughput distribution based on linear programming and neuro fuzzy predicting / K. O. Polshchikov, Y. M. Zdorenko, M. O. Masesov // Elixir International Journal, Network Engineering. – 2014. – Vol. 75 – pp.27327-27334.

171. Polshchikov K. Neuro-Fuzzy System for Prediction of Telecommunication Channel Load / K. Polshchikov, Y. Zdorenko, M. Masesov //

Second International Scientific-Practical Conference. Problems of Infocommunications Science and Technology (IEEE PIC S&T'2015), 13-15 October 2015: Proceedings of the Conference – Kharkiv: Kharkiv National University of Radio Electronics, 2015. – pp.33-34.

172. Polschikov K. Methods and Technologies Analysis of The Real-Time Traffic Transmission Requests Servicing / K. Polschikov, K. Kubrakova, O. Odaruschenko // World Applied Programming. – Vol. 3. – 2013. – pp. 446-450.

173. Polschikov K. Synthesis of neuro-fuzzy systems for active management of packet queues in telecommunication networks / K. Polschikov, Y. Korotenko // Elixir International Journal, Network Engineering, 2013. – Volume 62. – pp. 17501-17506.

174. Polshchikov K. Synthesis of neuro-fuzzy systems of data flows intensity control in mobile ad-hoc network / K. Polshchikov // Microwave and Telecommunication Technology (CriMiCo), 23rd International Crimean Conference, Sept. 2013. – pp. 517-518.

175. Polschikov K. The Methodology of Modeling Available for Data Traffic Bandwidth Telecommunications Network / K. Polschikov, O. Strjuk, N. Rvachova // International Conference «Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET)», 2010 – P. 158.

176. Postel J. User Datagram Protocol [Электронный ресурс] / J. Postel // RFC 768. – Режим доступа: <http://www.rfc-editor.org/rfc/rfc768.txt>.

177. Rath H.K. A Cross Layer Congestion Control Algorithm in Wireless Networks for TCP Reno-2 / H.K. Rath, A. Sahoo, A. Karandikar // IEEE Wireless Communications, August 2005.

178. Rajnish K Y. Comparative evaluation of ARIMA and ANFIS for modeling of wireless network traffic time series / M. Balakrishnan // Journal on Wireless Communications and Networking, 2014.

179. Reichl P. A practical review of pricing and cost recovery for internet services. / P. Reichl, S. Leinen, B. Stiller // In Internet Economics Workshop (IEW'99), May 1999.

180. Rouskas G. N. A practical and efficient implementation of WF2Q+ / G. N. Rouskas, Z. Dwekat // In Proceedings of the IEEE International Conference on Communications, ICC '07, 2007. – pp. 172-176.
181. Rumelhart D. E. Learning Internal Representations by Error Propagation / D. E. Rumelhart, G. E. Hinton, R. J. Williams // Parallel Distributed Processing. – Cambridge: M.I.T. Press, 1986. – t. 1.
182. Rutka G. Network Traffic Prediction using ARIMA and Neural Networks Models / G. Rutka // Electronics and Electrical Engineering, 2008. – №4.
183. Sayenko A. Adaptive scheduling using the revenue-based Weighted Round Robin / A. Sayenko, T. Hamalainen, J. Joutsensalo, P. Raatikainen // In the 12 IEEE International Conference On Networks, ICON 2004, November 2004. – Volume 2. – pp. 743-749.
184. Sayenko A. An adaptive approach for Weighted Fair Queueing with revenue as the optimization criterion / A. Sayenko, T. Hamalainen, J. Siltanen, J. Joutsensalo // In the 8th IEEE Symposium Computers and Communications, ISCC 2003, June/July 2003. – pp. 181-186.
185. Setti S. P. Implementation of Fuzzy Priority Scheduler for MANET and Performance Analysis with Reactive Protocols /S. P. Setti, D. V. Vijay Kumar, G. S. M. Nagendra Prasad, R. Narasimha // International Journal of Engineering Science and Technology, 2010. – Volume 2(8). – pp. 3635-3640.
186. Seifaddini O. Red, Gred, Agred Congestion Control Algorithms In Heterogeneous Traffic Types / O. Seifaddini, A. Abdullah, H. Vosough // Proceedings of the 4th International Conference on Computing and Informatics, ICOCI, 2013. – Sarawak, Malaysia. – pp. 139-144.
187. Shreedhar M. Efficient fair queuing using deficit round robin / M. Shreedhar, G. Varghese // IEEE/ACM Transactions on Networking, Jun 1996. – Volume 4(3). – pp. 375-385.

188. Sharma M. Fuzzy Logic Tool for Imprecise Information in Wireless Communication-Another Perspective // International Journal of Research in Management, Science & Technology, 2015. – Volume. 3, No.1. – pp 57-61.

189. Stone R. The simplex and projective scaling algorithms as iteratively reweighted least squares methods / R. Stone, C. Tovey // SIAM Review 33 (2), 1991. – pp. 220-237.

190. Sungwon Y. Providing fairness in DiffServ architecture / Y. Sungwon, X. Deng, G. Kesidis, C. R. Das // In IEEE Global Telecommunications Conference, Nov 2002. – Volume 2. – pp. 1435-1439.

191. Takagi T. Fuzzy Identification of Systems and Its Applications to Modeling and Control, / T. Takagi, M. Sugeno // IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics, 1985. – Volume 15. – Number 1. – pp. 116-132.

192. Tarasov O. F. Neuro Fuzzy Predicting Mathematic Model of Computer Network Load / O. F. Tarasov, K. O Polshchykov, N. V. Yeryomin // International Conference «Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET'2014)», 2014. – pp. 406-408.

193. Tsoukalas L. H. Fuzzy and Neural Approaches in Engineering / L. H. Tsoukalas, R. E. Uhrig. – New York: John Wiley&Sons Inc., 1997. – 587 p.

194. Vegesna S. IP Quality of Service / S. Vegesna – Cisco Press, 2001. – 368 p.

195. Walker J. Q. Taking charge of your VoIP project / J.T. Hicks // Cisco Press, Indiana, USA, 2005.

196. Wang C. AFRED: An Adaptive Fuzzy-based Control Algorithm for Active Queue Management / C. Wang, B. Li, K. Sohraby, Y. Peng // In Proceedings of the 28th Annual IEEE International Conference on Local Computer Networks (LCN'03), IEEE Computer Society, USA. – 2003. – pp. 12-20.

197. Wang H. Adaptive-weighted packet scheduling for premium service / H. Wang, C. Shen, K. G. Shin // In IEEE International Conference on Communications (ICC 2001), Jun 2001. – Volume 6. – pp. 1846-1850.

198. Wang X. Pricing Network Resources for Adaptive Applications in a Differentiated Services Network / X. Wang, H. Schulzrinne // Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, INFOCOM 2001, Volume 2. – pp. 943-952.

199. Wei L. An Adaptive Scheduling Scheme for Fair Bandwidth Allocation / L. Wei, W. Cheng, H. Jianhua, L. Chunhui, Y. Zongkai // SPIE Proceedings: Network Architectures, Management, and Applications II, February 2005. – Volume 5626. – pp. 215-223.

200. Weiyan L. Fuzzy-logic control algorithm for active queue management in IP networks / L. Weiyan, Z. Shunyi, Z. Mu, L. A. Tao // Journal of Electronics. – Jan., 2008. – Vol.25.

201. Welzl M. Network congestion control. Managing internet traffic / Welzl M. – 2005 – p. 263.

202. Xia F. Fuzzy Logic Based Feedback Scheduler for Embedded Control Systems / F. Xia, X. Shen, L. Liu, Z. Wang // Advances in Intelligent Computing Lecture Notes in Computer Science, 2005. – Volume 3645. – pp. 453-462.

203. Yaghmaee M. H. A Fuzzy Based Active Queue Management Algorithm / M. H. Yaghmaee, H. A. Toosi // SPECTS'2003, 2003. – Ferdowsi University of Mashhad, Iran. – pp. 458-462.

204. Zdorenko Y. Method of Telecommunications Channel Throughput Distribution Based on Linear Programming / Y. Zdorenko, V. Shkicky, N. Masesov // International Conference “Modern problems of radio engineering, telecommunications, and computer science” (TCSET'2014), 25 February – 01 March 2014: Proceedings of the Conference – Lviv-Slavske: Lviv Polytechnic National University, 2014. – p. 458-461.

205. Zeng X. A Bandwidth-efficient Scheduler for MPLS DiffServ Networks / X Zeng, C. H. Lung, C. Huang // Proceedings of the IEEE Computer Society's 12th Annual International Symposium on Modeling, Analysis, and Simulation of Computer and Telecommunications Systems (MASCOTS'04), 2004. – pp. 251-258.

ДОДАТОК А

Акт про реалізацію результатів дисертації в навчальному процесі

ЗАТВЕРДЖУЮ

Заступник начальника інституту

з навчальної та наукової роботи

доктор технічних наук, професор

полковник В.А.РОМАНЮК

« 2015 року

АКТ

**про впровадження результатів наукових досліджень майора ЗДОРЕНКО
Юрія Миколайовича в навчальний процес Військового інституту
телекомунікацій та інформатизації**

Комісія у складі голови комісії начальника кафедри «Бойового застосування математичного та програмного забезпечення АСУ», доктора технічних наук, доцента полковника Субача Ігоря Юрійовича, заступника начальника кафедри, кандидата технічних наук, доцента підполковника Сілко Олексія Вікторовича, доцента кафедри кандидата технічних наук, доцента працівника ЗСУ Горбенко Володимира Івановича, старшого викладача кафедри працівника ЗСУ Тетерятника Ігоря Вікторовича підтверджує, що результати наукових досліджень майора Здоренко Юрія Миколайовича, а саме – «Метод динамічного управління пропускнуою спроможністю телекомунікаційного каналу оснований на даних нейро-нечіткого прогнозу та рішенні задачі лінійного програмування», «Математичні моделі передавання мультимедійного повідомлення в телекомунікаційній мережі із заданою якістю», «Метод нейро-нечіткого управління відкиданням пакетів у транзитному маршрутизаторі телекомунікаційної мережі» впроваджені в навчальний процес на кафедрі «Бойового застосування математичного та програмного забезпечення АСУ» в дисципліні «Апаратні засоби мереж спеціального призначення» Тема №6 «Обладнання Cisco в мережах спеціального призначення» Заняття 1 «Загальні відомості про маршрутизацію» та Заняття 2 «Основи динамічної маршрутизації».

Голова комісії

Члени комісії

полковник

І.Ю.Субач

підполковник

О.В.Сілко

пр.ЗСУ

В.І.Горбенко

пр.ЗСУ

І.В.Тетерятник