

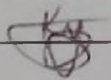
Вінницький національний технічний університет
Факультет інформаційних електронних систем
Кафедра інфокомунікаційних систем і технологій

МАГІСТЕРСЬКА КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА

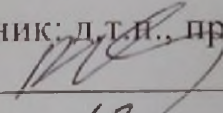
на тему:

«Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання»

Виконав: студент 2-го курсу,
групи TSM-23м
спеціальності 172 – Електронні
комунікації та радіотехніка

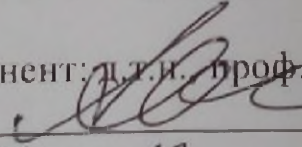
 Кулик А.С.

Керівник: д.т.н., професор каф. ІКСТ

 Кичак В.М.

« 16 » 12 2024 р.

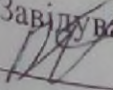
Опонент: д.т.н., проф. зав. каф. ІРТС

 Осадчук О.В.

« 16 » 12 2024 р.

Допущено до захисту

Завідувач кафедри ІКСТ

 д.т.н., проф. Кичак В.М.

« 16 » 12 2024 р.

Вінницький національний технічний університет
Факультет інформаційних електронних систем
Кафедра інфокомунікаційних систем і технологій
Рівень вищої освіти II-й (магістерський)
Галузь знань - 17 – Електроніка, автоматизація та електронні комунікації
(цифр і назва)
Спеціальність - 172 – Електронні комунікації та радіотехніка
(цифр і назва)
Освітньо-професійна програма - Телекомунікаційні системи та мережі

ЗАТВЕРДЖУЮ

Завідувач кафедри ІКСТ
д.т.н., професор В.М. Кичак
"24" 09 2024 року

ЗАВДАННЯ НА МАГІСТЕРСЬКУ КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ СТУДЕНТУ

Кулику Антону Сергійовичу

(прізвище, ім'я, по батькові)

1. Тема роботи Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання

керівник роботи Кичак Василь Мартинович, докт. техн. наук, професор

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

затверджені наказом вищого навчального закладу від "17" 09 2024 року № 310

2. Строк подання студентом роботи 09 грудня 2024 року

3. Вихідні дані до роботи технологія передачі даних – WDM; середній час відновлення – 24 год.; середній час наробки на відмову $1 \cdot 10^5$ год.; тип мережі – двополосна; кількість кіл мережі – 203; кількість перерізів – 109.

4. Зміст текстової частини: Вступ; Механізми відмовостійкості телекомунікаційних мереж як основа структурної надійності мережі; Методи розрахунку ймовірностей підключення (коефіцієнтів доступності) телекомунікаційної мережі; Методика розрахунку коефіцієнтів доступності телекомунікаційної мережі, на прикладі магістральної мережі; Економічна частина; Висновки.

5. Перелік ілюстративного матеріалу (з точним зазначенням обов'язкових креслень) Порядок дій для перетворення двох та трьох роз'єднаних подій на об'єднання незалежних подій; Рекурсивна процедура перетворення кількох роз'єднаних подій на приєднання до незалежних подій; Ілюстрація рекурсивної процедури перетворення виразу події розриву зв'язку графа в об'єднання незалежних подій; Типова двонаправлена оптична лінія; Аналіз надійності телекомунікаційної мережі на прикладі кабельної структури магістральної мережі.

6. Консультанти розділів роботи

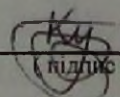
Розділ	Прізвище, ініціали та посада консультанта	Підпис, дата	
		завдання видав	завдання прийняв
Спеціальна частина	Кичак В.М., професор кафедри ІКСТ	24.09.2024	16.12.2024
Економічна частина	Буреннікова Н.В., д.е.н., професор каф. ЕПВМ	24.09.2024	16.12.2024

7. Дата видачі завдання 02 вересня 2024 року

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

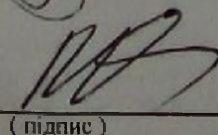
№ з/п	Назва етапів магістерської кваліфікаційної роботи	Строк виконання етапів роботи	Прим
1.	Розробка технічного завдання	09.09.2024р.	
2.	Техніко-економічне обґрунтування розробки	16.09.2024р.	
3.	Механізми відмовостійкості телекомунікаційних мереж	12.10.2024р.	
4.	Методи розрахунку ймовірностей підключення	30.10.2024р.	
5.	Методика розрахунку коефіцієнтів доступності телекомунікаційної мережі	11.11.2024р.	
6.	Аналіз економічної ефективності розробки	22.11.2024р.	
7.	Оформлення пояснювальної записки та ілюстративної частини	02.12.2024р.	
8.	Нормоконтроль МКР	06.12.2024р.	
9.	Попередній захист МКР, опонування МКР	14.12.2024р.	
10.	Захист МКР ЕК	18.12.2024р.	

Студент


(підпис)

Кулик А.С.

Керівник роботи


(підпис)

Кичак В.М.

АНОТАЦІЯ

УДК 621.335

Кулик А.С. Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання. Магістерська кваліфікаційна робота зі спеціальності 172 – електронні комунікації та радіотехніка, освітня програма – телекомунікаційні системи та мережі. Вінниця: ВНТУ, 2024. 103 с.

На укр. мові. Бібліогр.: 21 назв; рис.: 20; табл. 14.

Робота присвячена удосконаленню існуючих і розробка спеціалізованих методів розрахунку надійності телекомунікаційної мережі в межах заданого типу зв'язку, що дозволяють знизити трудомісткість розрахунків, а також врахувати застосовувані механізми забезпечення відмовостійкості.

Метою роботи є розробка методики розрахунку надійності телекомунікаційної мережі з різними типами точок тяжіння та підтримка механізмів відмовостійкості з використанням процедур формування множин найпростіших підграфів, заснованих на методі багатозмінної інверсії обернених подій зв'язності та роз'єднаності еквівалентних графів.

Робота містить чотири розділи. У першому розділі проведено техніко-економічне обґрунтування доцільності проведення науково-дослідної роботи та розглянуті механізми відмовостійкості телекомунікаційних мереж.

У другому розділі виконано аналіз методів розрахунку ймовірностей підключення телекомунікаційної мережі.

У третьому розділі дослідженні Методика розрахунку коефіцієнтів доступності телекомунікаційної мережі.

У четвертому розділі виконано економічне обґрунтування доцільності реалізації даної науково-дослідної роботи.

ABSTRACT

Kulyk A.S. Development of a methodology for assessing the reliability of telecommunication equipment. Master's qualification work in the specialty 172 - electronic communications and radio engineering, educational program - telecommunication systems and networks. Vinnytsia: VNTU, 2024. 103 p. In Ukrainian. Bibliography: 21 titles; fig.: 20; tab. 14.

The work is devoted to improving existing and developing specialized methods for calculating the reliability of a telecommunication network within a given type of communication, which allow reducing the complexity of calculations, as well as taking into account the mechanisms used to ensure fault tolerance.

The aim of the work is to develop a methodology for calculating the reliability of a telecommunication network with different types of gravity points and support fault tolerance mechanisms using procedures for forming sets of the simplest subgraphs based on the method of multivariate inversion of inverse events of connectivity and disconnection of equivalent graphs.

The work contains four sections. The first section provides a feasibility study of the feasibility of conducting research and discusses the mechanisms of fault tolerance of telecommunication networks.

The second section analyzes methods for calculating the probabilities of connecting a telecommunications network.

The third section of the study presents the Methodology for Calculating Telecommunications Network Availability Coefficients.

The fourth section provides an economic justification for the feasibility of implementing this research work.

ЗМІСТ

ВСТУП.....	4
1. Механізми відмовостійкості телекомунікаційних мереж як основа структурної надійності мережі	9
1.1. Методи захисного перемикання та динамічного відновлення	9
1.1.1. Механізми відмовостійкості, що використовуються в мережах синхронної цифрової ієрархії (SDH).....	11
1.1.2. Механізми відмовостійкості, що використовуються в оптичних транспортних мережах (OTN)	15
1.1.3. Механізми відмовостійкості, що використовуються в мережах багатопроTOCOLьної комутації міток (MPLS).....	18
1.1.4. Механізми відмовостійкості, що використовуються в IP-мережах ...	21
1.1.5. Механізми відмовостійкості, що використовуються в мережах Ethernet.....	23
1.2. Формулювання наукового завдання дослідження	25
1.3. Висновки по першому розділу	26
2. Методи розрахунку ймовірностей підключення (коефіцієнтів доступності) телекомунікаційної мережі	27
2.1 Загальний підхід до розрахунку ймовірності з'єднання на основі інверсій	27
2.1.1 Порядок дій для перетворення двох роз'єднаних подій на об'єднання незалежних подій	29
2.1.2 Порядок дій для перетворення трьох роз'єднаних подій до об'єднання незалежних подій	31
2.1.3 Рекурсивна процедура перетворення кількох роз'єднаних подій на приєднання до незалежних подій	33
2.2 Модифікація підходу до розрахунку ймовірності зв'язку за допомогою поперечних перерізів	39
2.3 Матричне представлення операцій та виразів для подій зв'язку дерева та секції (без зв'язку).....	42
2.4 Матричні форми операцій поглинання і розщеплення.....	45
2.5 Матрична форма зведення безлічі роз'єднаних подій до уніфікації незалежних подій	47
2.6 Перехід від матриці незалежних подій до функції ймовірності	51

2.7	Оцінка обчислювальної складності запропонованого методу розрахунку ймовірності підключення (відключення) телекомунікаційної мережі.....	53
2.8	Приклад аналізу ймовірності зв'язку для мостового графіка залежних та незалежних матриць подій на основі шляхів та двополюсних перерізів	56
2.9	Висновки по другому розділу	58
3.	Методика розрахунку коефіцієнтів доступності телекомунікаційної мережі, на прикладі магістральної мережі.....	60
3.2.	Методика розрахунку коефіцієнтів доступності механізмів підтримки телекомунікаційної мережі	63
3.3.	Аналіз надійності телекомунікаційної мережі на прикладі кабельної структури магістральної мережі	72
3.4.	Висновки по розділу	80
4.	ЕКОНОМІЧНА ЧАСТИНА	82
4.1	Оцінювання наукового ефекту.....	82
4.2	Розрахунок витрат на здійснення науково-дослідної роботи.....	85
4.2.1	Витрати на оплату праці.....	85
4.2.2	Відрахування на соціальні заходи.....	88
4.2.3	Сировина та матеріали	89
4.2.4	Розрахунок витрат на комплектуючі	90
4.2.5	Спецустаткування для наукових (експериментальних) робіт	90
4.2.6	Програмне забезпечення для наукових (експериментальних) робіт	90
4.2.7	Амортизація обладнання, програмних засобів та приміщень	91
4.2.8	Паливо та енергія для науково-виробничих цілей	92
4.2.9	Службові відрядження.....	93
4.2.10	Витрати на роботи, які виконують сторонні підприємства, установи і організації	94
4.2.11	Інші витрати.....	94
4.2.12	Накладні (загальновиробничі) витрати.....	94
4.4	Висновок до розділу 4	97
	Висновок	98
	Список використаних джерел	101
	Додаток А (обов'язковий) Ілюстративна частина.....	104
	Додаток Б (обов'язковий) Протокол перевірки МКР.....	112

ВСТУП

Актуальність теми дослідження. Сучасний світовий ринок інформаційних і телекомунікаційних послуг залишається однією з галузей, що найбільш динамічно розвиваються. Для цього сектора характерні процеси модернізації та будівництва нових телекомунікаційних систем, повсюдне поширення мережі Інтернет, зростання числа мобільних користувачів та інші напрямки розвитку. [1]. Сучасні телекомунікаційні мережі великі та складні, що робить їх більш вразливими до різноманітних збоїв, які можуть призвести до серйозних наслідків. В результаті оператор повинен вирішити одну з головних проблем мережі - забезпечення її високої надійності, так як від надійності телекомунікаційної мережі залежить якість наданої послуги [2]. Проблеми аналізу надійності не обмежуються телекомунікаціями, вони актуальні і для інших систем, компоненти яких можуть вийти з ладу, наприклад, енергетичних, транспортних і механічних систем, програмного забезпечення, інтегральних схем та інших. Загальною особливістю цих систем є можливість представлення їх у вигляді графіка, що описує відносини між компонентами. При цьому мережі повинні бути побудовані таким чином, щоб між будь-якою парою вузлів було кілька шляхів для передачі інформації, що забезпечує високу ймовірність наявності хоча б одного робочого тракту. В ідеалі, контури повинні бути незалежними або допускати принаймні один непересічний набір контурів, що містять спільні ребра між будь-якими взаємодіючими парами вузлів.

У сучасних телекомунікаційних мережах доступність взаємодіючих користувачів завжди повинна бути постійною. Доступність мережі багато в чому залежить від її надійності, яка повинна підтримуватися на високому рівні незалежно від технологій, що використовуються в мережах: SDH/SONET, OTN, MPLS, IP та інших. Висока надійність в мережах зв'язку досягається, в тому числі, механізмами відмовостійкості, особливості яких необхідно враховувати.

Оператор повинен вміти швидко, в прийнятні терміни, розрахувати надійність своєї мережі в разі зміни її топології, складу тощо.

Основна складність полягає в оцінці надійності телекомунікаційної мережі та визначенні кількісних показників характеристик мережі, щодо яких оператор може забезпечити гарантовану якість послуг, що надаються. У даній роботі аналіз надійності телекомунікаційної мережі проводиться на основі показника доступності, який входить в базову структуру Угоди про рівень обслуговування (SLA).

Визначення показників надійності в складних мережах є складним для розрахунку завданням [7], і не завжди вдається отримати точні значення цих параметрів в прийнятні терміни за допомогою існуючих методів. Крім того, відомі методи застосовні не до всіх заходів підключення до мережі і не враховують механізмів відмовостійкості.

Таким чином, удосконалення існуючих і розробка спеціалізованих методів розрахунку надійності телекомунікаційної мережі в межах заданого типу зв'язку, що дозволяють знизити трудомісткість розрахунків, а також врахувати застосовувані механізми забезпечення відмовостійкості, є актуальним завданням.

Аналіз стану дослідження. Існуючий методичний апарат математичного моделювання телекомунікаційних мереж, представлений у працях Б. Я. Дудніка, Б. П. Філіна, С. Я. Савченко Ясінський, В. А. Нетес, Є. А. Кучерявий [2-7] та інші, орієнтований насамперед на вивчення послуг для повністю зв'язаних структур або структур «точка-точка». В результаті найбільш популярні в даний час сервіси для багатопов'язаних структур вивчаються з серйозними обмеженнями в плані можливих точок залучення циркулюючого трафіку.

Теорія графів, розроблена в роботах П. Ердоса, А. Рені, А. М. Райгородського та інших, розглядає довільні властивості випадкових графів і не враховує особливостей функціонування телекомунікаційних мереж, що визначають події зв'язку отриманих графів в межах заданого типу зв'язку.

Існуючі методи розрахунку надійності телекомунікаційних мереж, розроблені в роботах Б. Я. Дудніка, Б. П. Філіна, І. А. Рябініна, С. К. Чатурведі,

Об'єктом дослідження є структурна надійність телекомунікаційної мережі, що підтримує механізми забезпечення відмовостійкості.

Предметом даного дослідження є методи оцінки ймовірностей зв'язності (коефіцієнтів доступності) телекомунікаційної мережі на основі найпростіших підграфів (шлях, дерево, переріз).

Метою дослідження є розробка методики розрахунку надійності телекомунікаційної мережі з різними типами точок тяжіння та підтримка механізмів відмовостійкості з використанням процедур формування множин найпростіших підграфів, заснованих на методі багатозмінної інверсії обернених подій зв'язності та роз'єднаності еквівалентних графів.

Завдання, які потрібно вирішити. Для досягнення мети в роботі були вирішені наступні наукові завдання:

1. Проведено аналіз механізмів відмовостійкості, що підтримуються сучасними телекомунікаційними мережами, та існуючих аналітичних методів розрахунку ймовірності підключення (коефіцієнта доступності).

2. Розроблено процедури формування множин найпростіших підграфів телекомунікаційної мережі для:

- двополюсний зв'язок у вигляді шляхів на основі алгоритму пошуку по ширині і підбору відповідностей по стоках;
- всеполюсна зв'язність у вигляді охоплюючих дерев шляхом аналізу декартових добутків перерізів вершин на зв'язність отриманих графів і перевірки унікальності ребер;
- багатопольярна зв'язність у вигляді багатопольярних дерев на основі перевірки листків графіка на приналежність до набору полюсів;
- двополюсний зв'язок у вигляді двополюсних мінімальних перерізів на основі перевірки комбінацій перерізів вершин на беззбитковість;

- всеполюсна зв'язність у вигляді всеполюсних мінімальних перерізів шляхом аналізу декартових добутків поперечних перерізів вершин, включаючи джерело і стік, а також перевірки їх на унікальність;
- багатополярна зв'язність у вигляді багатополусних мінімальних перерізів заснована на підборі поперечних перерізів, що містять тільки полюсні вершини.
- Розроблені методи розрахунку ймовірностей зв'язку (коефіцієнтів доступності) телекомунікаційної мережі на основі інверсій багатьох змінних
- заперечення перетину подій зв'язку графів, сформованих з множин підграфів шляху, охоплюючих дерев або багатополярних дерев;
- заперечення перетину подій зв'язку графів, сформованих на основі множин підграфів мінімальних біполярних, всеполюсних або багатополусних перерізів.

3. Розроблено метод розрахунку ймовірностей зв'язку (коефіцієнтів доступності) телекомунікаційної мережі, що підтримує механізми відмовостійкості: захисту та відновлення, що гарантує наявність від одного до декількох шляхів передачі між заданим джерелом і стоком.

Новизна отриманих результатів

1. Розроблені методики формування множин найпростіших підграфів телекомунікаційної мережі для дво-, все- та багатополусних зв'язків у вигляді шляхів, охоплюючих дерев, багатополярних дерев, мінімальних перерізів, що відрізняються від відомих шляхом підбору альтернатив з відповідним стоком, ітерації над декартовими добутками поперечних перерізів вершин, врахування неповторюваності ребер, перевірки належності листків підграфів тільки до множини полюсів, унікальності ребер та контролю доданого всеполюсного перерізу для унікальності.

2. Розроблено методи розрахунку ймовірностей зв'язку (коефіцієнтів доступності) телекомунікаційної мережі на основі багатозмінних інверсій, заперечень, перетинів подій зв'язку або розриву зв'язку на графіку для різних типів мережевих зв'язків.

3. Розроблено методику розрахунку ймовірностей зв'язку (коефіцієнтів доступності) телекомунікаційної мережі, на відміну від відомих, з урахуванням впроваджених механізмів забезпечення відмовостійкості з різними архітектурами, захищеними ділянками та необхідною кількістю трас.

Теоретична і практична значущість роботи. Теоретична значимість роботи полягає в удосконаленні процедур формування множин найпростіших підграфів для довільної зв'язності графа телекомунікаційної мережі, а також у розробці методів побудови форм переходу логічних функцій до підстановки на основі багатозмінних обернень заперечення перетину подій зв'язності (відключення) графів.

Практична значущість роботи полягає в приведенні розроблених процедур і методів до програмної реалізації, що дозволяє розраховувати ймовірності зв'язку (коефіцієнти доступності) достатньо розгалуженої телекомунікаційної мережі довільної структури та полярності, використовуючи механізми забезпечення відмовостійкості.

Використання та впровадження результатів роботи. Результати роботи були використані та впроваджені у навчальному процесі кафедри інфокомунікаційних систем та технологій.

Апробація результатів магістерської кваліфікаційної роботи. Основні ідеї роботи доповідались і обговорювались на LIII науково-технічній конференції підрозділів Вінницького національного технічного університету у 2024 році.

1. МЕХАНІЗМИ ВІДМОВСТІЙКОСТІ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖ ЯК ОСНОВА СТРУКТУРНОЇ НАДІЙНОСТІ МЕРЕЖІ

В даний час телекомунікаційна спільнота активно експлуатує мережі нового покоління і бере участь в побудові мереж майбутнього, що повинно забезпечити один з базових аспектів розробки національної програми інформаційної інфраструктури.

Телекомунікаційні мережі, побудовані на різних мережевих технологіях, надають різноманітні послуги кінцевим користувачам з можливістю забезпечення різних видів тяжіння циркулюючого трафіку, що визначаються такими типами зв'язку, як: біполярний, багатополарний і всеполярний. безперервність доступу абонентів до всіх ресурсів з необхідною якістю, у разі виходу з ладу обладнання (вузлів, ліній) мереж зв'язку, що вимагає забезпечення завдань у сфері аналізу надійності мережі та її відмовостійкості. Проблема аналізу надійності залишиться одним з основних аспектів при проектуванні і модернізації будь-яких систем [5]. У свою чергу, надійність телекомунікаційної мережі безпосередньо залежить від механізмів, що використовуються для забезпечення відмовостійкості.

У роботі розглянуто вплив характеристик телекомунікаційної мережі на її кінцеву надійність з позицій показника надійності – коефіцієнта доступності.

1.1. Методи захисного перемикавання та динамічного відновлення

У сучасних телекомунікаційних мережах використовуються волоконно-оптичні лінії зв'язку методом мультиплексування з поділом по довжині хвилі (WDM), які забезпечують передачу даних на високих швидкостях з високою пропускною здатністю [11]. Це робить такі мережі чутливими навіть до короточасних перебоїв зв'язку, а це може призвести до великих втрат даних і, як наслідок, завдати серйозної економічної та репутаційної шкоди операторам

зв'язку. Таким чином, завдання забезпечення високої надійності телекомунікаційної мережі залишається актуальною для операторів [4].

Згідно з [2], збій - це подія, що полягає в порушенні експлуатаційного стану об'єкта, а в мережах зв'язку під збоєм буде розумітися перерва в наданні послуг зв'язку користувачеві [8]. Таким чином, збої в роботі мережі впливають на якість обслуговування (QoS), яка визначається двома ключовими показниками: часом відновлення з'єднання і обсягом втрачених даних [5]. Обсяг втраченої інформації залежить від часу відновлення мережі та швидкості передачі даних. Таким чином, знаючи ймовірність збоїв на ділянках мережі, можна оцінити її вплив на трафік. У свою чергу, час відновлення з'єднання залежить від застосованих відмовостійких механізмів, що дозволяють зберегти працездатність мережі після виходу з ладу одного або декількох компонентів системи [7].

У сучасних телекомунікаційних мережах активно використовуються два основних механізми, що забезпечують відмовостійкість мережі, описані в Рекомендаціях ITU-T G.805 і MEF 32 – це методи захисту або їх ще називають в літературі методами резервування і динамічними методами відновлення або методами реконфігурації [9]. Ці методи забезпечують зв'язок користувача і є основою для структурної надійності в разі збою ресурсу (зв'язку, всього шляху або вузла).

В результаті виходу з ладу основного тракту переданий трафік перенаправляється на заздалегідь підготовлений резервний шлях, створений резервними елементами. Повний вихід з ладу системи відбувається тільки після виходу з ладу основного і всіх резервних елементів. отримані з обладнання. Методи захисної комутації можуть бути застосовані до різних моделей захисту мережі, як для архітектури захисної комутації за схемами: $1 + 1$, $1: n$, $(1: 1)^n$,

$M: N$, а також для різновидів захищених ділянок елементів мережі: вузла, траси, відрізка, лінії, кільця і р-циклу [10].

Перевагою захисних способів комутації є швидкий час відновлення з'єднання, що мінімізує втрати переданих даних, а основним недоліком є

необхідність використання додаткових резервних мережесих ресурсів. Опис методів можна знайти в [10].

Динамічні методи відновлення розраховують маршрут обходу в точці відмови, використовуючи наявні здорові ресурси. Це економить час простою невикористаних резервів, які зазвичай можуть бути використані для трафіку з низьким пріоритетом. Мережа відновлюється за рахунок ресурсів центральної системи управління.

До переваг цих методів можна віднести більш економне використання мережесих ресурсів, таких як пропускна здатність і більш ефективне відновлення мережі в разі множинних відмов елементів, в порівнянні з методами захисної комутації. Основними недоліками цих методів є відносно тривалий час, необхідний для відновлення зв'язку, що може призвести до великих втрат даних і можливий ризик нестабільності мережі при частому самоусуненні відмов.

Перераховані вище механізми забезпечення відмовостійкості використовуються в телекомунікаційних мережах, незалежно від застосовуваної технології: SDH/SONET, OTN, MPLS, IP та інші.

1.1.1. Механізми відмовостійкості, що використовуються в мережах синхронної цифрової ієрархії (SDH)

У телекомунікаційних мережах, що функціонують на основі синхронної цифрової ієрархії (SDH), для забезпечення відмовостійкості використовуються як динамічні методи відновлення, так і захисні комутації, представлені в Рекомендаціях ITU-T G.803, G.783 та інших документах.

Методи, стратегія яких заснована на захисній комутації, використовують протокол автоматичного перемикання захисту (APS). Вони припускають наявність заздалегідь встановлених резервних ресурсів, ще до того, як станеться збій, захищаючи певний набір працівників. Таким чином, забезпечується відновлення мережі в робочий стан за досить малий проміжок часу (десятки мілісекунд) в разі виходу з ладу будь-якого елемента мережі - лінії зв'язку, порту,

карти мультиплексор або мультиплексор в цілому. Мережі, які підтримують цю стратегію, називаються самовідновлювальними. Перемикання з виробничих ресурсів на резервні відбувається без будь-якої прямої участі системи управління мережею (NMS). Мережі SDH захищають трафік даних на рівні лінійного шляху (окремі блоки, порти) або з'єднань. Способи захисту комутації забезпечуються схемами захисту: $1 + 1$, $1: n$, $(1: 1)^n$, $m: n$.

До механізмів захисту автоматичних перемикань відносяться: Equipment Protection Switching (EPS), Card Protection (Card), захист (CP), мультиплексний секційний захист (MSP) і захист підмережевих підключень (SNCP) [11].

Механізм комутації захисного обладнання (EPS) забезпечує захист модулів мережі SDH і компонентів обладнання і працює в основному на лінійних топологіях за схемами захисту: $1 + 1$ або $(1: 1)^n$.

Механізм захисту карток (CP) забезпечує захист трибутарних і агрегатних мультиплексорних карт, дозволяючи мультиплексорам продовжувати роботу в разі виходу карти з ладу. У лінійних топологіях мереж SDH використовуються схеми захисту: $1 + 1$, $1: n$ і $(1: 1)^n$.

Механізм Multiplex Section Protection (MSP) передбачає захист портів і магістралей між сусідніми мультиплексорами. Цей метод більш вибірковий, ніж механізм захисту карти. У лінійному захисті МШП поділяється на односпрямований і двонаправлений захист. У разі виходу з ладу (помилка сигналу, вихід з ладу порту і т.д.) з односпрямованим захистом рішення про перемикання приймається приймальним мультиплексором, перемикаючись на канал захисту. При цьому прийом і передача здійснюється через різні порти. У разі виходу з ладу робочого каналу в двонаправленому захисті виконується повне перемикання на захисні порти обох мультиплексорів. Механізм захисту мультиплексних розділів (Multiplex Partition Protection Mechanism, MSP) захищає всі з'єднання, що проходять через мультиплексований розділ, що захищається. У лінійних топологіях використовуються схеми захисту: $1 + 1$, $1: n$ і $m: n$. Механізм також використовується в кільцевих топологіях SDH. Виділяють такі основні методи захисту в кільцевих структурах: Мультиплексна секція – Спільне кільце

захисту (MS–SP Ring) та Мультимплексна секція – Виділене кільце захисту (MS–DP Ring). що у вузлах, що межують з вийшла з ладу ділянкою, вони перемикають трафік у зворотному напрямку (вперед і назад). А відрізняються вони тим, що MS-SP Ring має доступну пропускну здатність в прямому напрямку.

У MS-DP Ring 100% робочої смуги пропускання передається в прямому напрямку, а 100% резервної ємності - в зворотному. Таким чином, метод MS-SP Ring має можливість повторного використання ресурсів для каналів, що не перекриваються, тим самим використовуючи більш високу ефективність пропускну здатності в порівнянні з MS-DP Ring [12]. На основі цих методів захисту був розроблений метод резервування сегментів з автоматичним перемиканням на загальний резерв, відомий як механізм резервування p-cycle (preconfigured protection cycle), який забезпечує до 30% менше пропускну ресурсів [13].

Захист мережних каналів (SNCP) забезпечує захист шляху або з'єднання. Якщо основний канал зв'язку пошкоджено, з'єднання користувача швидко перемикається на альтернативне з'єднання. Механізм використовується в кільцевих і сітчастих топологіях мереж SDH і доповнює захист секції мультимплексу MSP [11]. Наразі SNCP працює лише в односпрямованому режимі 1+1. Механізм SNCP витрачає менше часу на процеси повторного підключення. З точки зору ефективності ємності, кільце SNCP працює як кільце MS-DP: кожному з'єднанню призначається ємність (по одному часовому інтервалу в кожному напрямку) уздовж всього кільця, що запобігає повторному використанню ресурсів, як в кільцях MS-SP.

Для забезпечення відмовостійкості багатокільцевої мережі, в якій трафік перетинає більше одного кільця, використовуються такі схеми безпеки: віртуальне кільце (VR) і схеми Drop and Continue (D&C). Схема взаємозв'язку VR є глобальною технікою безпеки, в той час як схема D&C є локальною [10].

Згідно з Рекомендацією ITU-T G.841/842, для захисту дорожнього руху при використанні захисних методів перемикання встановлюються вимоги до часу

перемикання шляху лінії не більше 50 мс і часу підключення не більше 200 мс. Способи захисної комутації в мережах SDH.

Захищають тільки від одиничних збоїв і не є оптимальними з точки зору ефективності пропускну здатності, але вважаються еталоном швидкостей відновлення каналу.

Методи динамічного відновлення в мережах SDH гарантують, що зв'язок (зв'язка, вузол або шлях) встановлюється в точці відмови по розрахованому або встановленому альтернативному шляху, використовуючи при цьому надлишкову ємність більш ефективно, ніж попередній метод. Однак це значно уповільнює цикл відновлення з'єднання (до декількох хвилин), який багато в чому залежить від структури мережі. Існує два основних підходи до встановлення стикувань за альтернативним маршрутом у момент відмови.

У першому підході весь процес відновлення зв'язку централізований у центральній системі управління мережею (NMS). Управління, як правило, призначене для забезпечення високої надійності відновлення ланки, а не швидкості відновлення. Однак (альтернативні) маршрути, які будуть налаштовані в момент відмови, можуть бути розраховані або заздалегідь (для прискорення процесу відновлення), або в момент відмови.

Другий підхід використовує розподілений набір протоколів (Distributed Routing Protocol) для відновлення, який може відповідати за сигналізацію про створення з'єднань по альтернативних шляхах у разі збою. За допомогою цього розподіленого підходу шляхи також можна обчислювати заздалегідь або в режимі реального часу.

Обидва підходи методу динамічного відновлення в мережах SDH дозволяють обчислювати альтернативні маршрути та деякі робочі маршрути під час збою на основі фактичного стану мережі, навіть при множинних збоях.

У стратегії динамічного відновлення відновлення шляху, як правило, ефективніше, ніж відновлення зв'язку або вузла, оскільки його глобальний характер дозволяє розподіляти альтернативні маршрути по всій мережі та знаходити більш оптимальні маршрути. У деяких мережах вибір відновлення

шляху замість відновлення зв'язку або вузла може економити до 10% від обсягу пропускної здатності, необхідної в мережі, а вибір відновлення шляху замість виділеного захисту шляху (наприклад, SNCP) може призвести до економії ємності до 30% [10].

Аналізуючи стратегії захисного перемикавання на відмову і динамічного відновлення в мережах SDH, можна побачити, що недоліком стратегій, заснованих на попередньо обчислених альтернативних шляхах, є те, що такі шляхи можуть бути розраховані тільки для обмеженого числа очікуваних сценаріїв відмови мережі. Стратегії, які можуть обчислювати альтернативні маршрути під час збою, набагато гнучкіші, оскільки вони можуть враховувати фактичний стан мережі навіть у разі несподіваних збоїв, але для повторного підключення потрібно набагато більше часу.

1.1.2. Механізми відмовостійкості, що використовуються в оптичних транспортних мережах (OTN)

В оптичній транспортній мережі (OTN) механізми відмовостійкості, засновані на стратегії перемикавання лінійного захисту, представлені в ITU-T G.873.1 і в кільцевих топологіях в ITU-T G.873.2 і описані в [11].

У схемах захисту в мережах OTN використовується технологія подвійного входу і селективного прийому. Використовуються схеми захисту: 1+1, 1:1 ($m:n$). Схеми захисту забезпечуються на рівні ділянки оптичного мультиплексування (OMS) і рівня оптичних каналів (Optical Channel, OCh). На рівні OMS весь промінь мультиплексованих оптичних каналів (одне волокно) захищений як єдине ціле, тоді як при схемі захисту на рівні OCh кожен оптичний канал захищений окремо.

На рівні секції оптичного мультиплексування (рівень OMS) методи захисного перемикавання застосовуються до лінійних і кільцевих топологій.

Про лінійні топології для захисту:

- 1-волокниста мультиплексуєча секція (прийом і передача в одному волокні) за схемами $1 + 1$ або $(1: 1)^n$, $m: n$
- 2-х волокниста мультиплексуєча секція (прийом і передача в двох окремих волокнах одного оптичного кабелю) за схемами $1 + 1$ або $(1: 1)^N$, $m: N$.

На кільцевих мережах для захисту:

- Односпрямована секція з виділеним кільцем захисту оптичної мультиплексної секції (OMS-DP Ring), де одне волокно призначене для робочого руху, а інше протилежне волокно відведено для захисного трафіку, організованого за схемами $1 + 1$ або $(1: 1)^n$;
- Оптичне мультиплексоване секційне кільце спільного захисту (кільце OMS-SP), де половина довжин хвиль відведена як робочі канали, а інша половина - як канали захисту, організовані за схемами $1: n$ або $m: n$.

На рівні оптичного каналу (рівень ОЧ) передбачені методи захисного перемикання в лінійних і кільцевих топологіях.

За лінійними топологіями:

- використання транспондерів (робочих і резервних з кожного боку каналу) і резервного оптичного каналу (відокремленого від робочого каналу);
- за допомогою оптичного розгалужувача на передавачі і селектора на приймачі для сигналів робочого і резервного шляхів.

На кільцевій топології для:

- OCh-Dedicated Path Protection Ring (OCh-DP Ring) за схемами $1 + 1$ або $(1: 1)^n$ і OCh-Shared Protection Ring (OCh-SP Ring) за схемою $1: n$ або $m: n$.

Схеми резервування в оптичних кільцевих мережах OTN дуже схожі з такими в кільцевих мережах SDH/SONET (табл. 1.1).

OCH-SP Ring є єдиним оптичним кільцем захисту мережевого шару, яке не має аналогів на рівні SDH. Він реалізований у вигляді двухволокнистого кільця. У кожному волокні половина довжин хвиль відведена для виробничого трафіку, а інша половина - для захисного трафіку. Робочі канали в одному волокні захищені захисними каналами в іншому волокні. Таким чином, ефективність

пропускної здатності досягається за рахунок спільного використання зарезервованої пропускної здатності між кількома робочими з'єднаннями на маршрутах, що не перетинаються. Час перемикання з робочих на резервні канали або тракти в стратегіях безпеки оптичного транспорту не перевищує 50 мс.

Таблиця 1.1 – Порівняння схем для кільцевих мереж SDH і OTN

SDH	OTN	Характеристики
Кільце MS-DP	Кільце ОМС-ДП	Виділений захист, виконана локальна схема резервування Мультиплексорах ВИВОДУ примикають до місця відмови
Кільце MS-SP	Кільце ОМС-СП	Підсумок захист Місцевий схема Резервна копія Виконані Мультиплексорах Ввід/вивід поруч з точкою відмови
СНКП	Кільце ОЧ-ДП	Виділений захист, наскрізна схема відновлення, Виконані Мультиплексорах ВИВОДУ на якому транспорт входить / виходить з кільця
	Кільце ОЧ-СП	Підсумок захист схема Крізь Відновлення Виконані Мультиплексорах ВИВОДУ на якому транспорт входить / виходить з кільця

З впровадженням оптичної площини управління в мережах OTN реальним варіантом забезпечення стійкості мереж від можливих збоїв стають методи, засновані на стратегії динамічного відновлення. Ці методи є кращими з точки зору використання ємнісної ефективності в порівнянні зі схемами безпечної комутації, але реалізація цих схем досить складна і вимагає складних алгоритмів. Час відновлення з'єднання коливається від сотень мілісекунд до десятків хвилин.

Існує кілька варіантів динамічних методів відновлення в оптичній мережі. Оптична мультиплексна схема відновлення секційних каналів (робота на рівні OMS) і схема на основі шляхів (працюють на рівні одиниці даних оптичного каналу (ODU). Відновлення каналів зазвичай вимагає більшої ємності, ніж відновлення шляху, через часто неоптимальні маршрути. При цьому резервні маршрути можуть використовуватися як заздалегідь розраховані, так і

розраховані після виявлення збою. Перевага обчислених резервних маршрутів полягає в тому, що вони реагують на несподівані збої, чого не можна сказати про заздалегідь заплановане бронювання.

Огляд основних типових динамічних схем відновлення і їх порівняння з механізмами захисної комутації, що застосовуються в оптичних транспортних мережах, описаний в [12] і представлений в таблиці 1.2.

Таблиця 1.2 – Порівняння схем динамічного відновлення і захисту

	Резервний маршрут	Призначення довжини хвиль на резервному Шлях	Перемикання до резервного маршруту
Методи	Обчислень		
Динамічна реставрація	Заздалегідь Заплановані	Заздалегідь Заплановані	Після відмови
	Заздалегідь Заплановані	Динамічний	Після відмови
	Динамічний	Динамічний	Після відмови
Безпечне перемикання (Захист)	Планується заздалегідь	Планується заздалегідь	До відмови

У мережах OTN обидва методи можуть використовуватися одночасно. Для цього необхідно розділити трафік, що передається, на різні класи з різними вимогами. Один тип трафіку може бути високопріоритетним, який потрібно швидко відновлювати. Ще одним типом може бути трафік з низьким пріоритетом, для якого час відновлення не такий критичний. Останній тип трафіку можна відновити за допомогою механізмів відновлення, а перший тип трафіку за допомогою Механізм захисту за схемою захисту 1 + 1.

1.1.3. Механізми відмовостійкості, що використовуються в мережах багатопроTOCOLьної комутації міток (MPLS)

Мережі Multi-Protocol Label Switching (MPLS) забезпечують передачу даних на основі з'єднання [18] і додаткові можливості Traffic Engineering (TE), такі як балансування навантаження і швидка зміна маршрутизації [18,19].

Механізми захисного перемикання в MPLS-TE реалізовані на рівнях захисту вузла, ланки та тракту, відповідно до рекомендацій ITU-T G.808.1/8131.

Захисні механізми комутації на рівнях захисту лінії і вузла відносяться до методів локального захисту, вони засновані на технологіях Fast ReRoute (FRR) і називаються протоколами MPLS-TE FRR [11,13]. Технологія швидкої зміни маршруту заснована на впровадженні резервування в рішення щодо маршрутизації. MPLS FRR заснований на протоколі резервування мережевих ресурсів RSVP-TE і в разі виходу з ладу елементів мережі (лінії або вузла) перенаправляє трафік з основного шляху комутації по Label Switched Paths (LSPs) на резервний шлях LSP. Перемикання виконується за допомогою маршрутизатора з міткою перемикача (LSR), який знаходиться поруч з вийшов з ладу елементом мережі, званим точкою локального ремонту (PLR).

При лінійному захисті резервний маршрут визначається до відмови, і будується між сусідніми вузлами LSR. Одночасно з використанням резервного маршруту початковий вузол первинного маршруту починає його відновлення за допомогою протоколів маршрутизації. Резервний маршрут більше не використовується, як тільки основний маршрут відновлюється, тому захист лінії є тимчасовим заходом. На практиці це може значно підвищити продуктивність мережі та покращити ключові показники QoS.

Вузловий захист по суті аналогічний захисту лінії, надаючи лише захисний маршрут для обходу ЛСП, що вийшов з ладу, причому маршрут обходу також знаходиться заздалегідь. Захист вузлів також є тимчасовим заходом.

Час перемикання на відмову для захисту ліній і вузлів не перевищує 50 мс. У механізмах перемикання захистів на рівнях резервування ліній і вузлів використовуються наступні схеми: $1 + 1$, $1:n$, $(1:1)^n$, $m:n$.

Механізм захисту шляху іменується як методи глобального захисту шляху і будується за схемами: $(1:1)^n$ або $1:n$. Механізм полягає в перемиканні трафіку з основного шляху LSP на заздалегідь розрахований обхідний шлях LSP головним вузлом LSR, який обчислює шлях LSP, коли в разі збою надходить сигнал індикації несправності (FIS). По можливості складається з мережевих

ресурсів, які не використовуються в основному тракті. Цей механізм є більш універсальним, ніж механізми вузлового та лінійного захисту, але витрачає більше часу на перемикання.

Динамічні механізми відновлення в мережах MPLS називаються методами глобального відновлення за замовчуванням і організовуються в залежності від того, як встановлено шлях. При встановленні шляху за допомогою протоколу розподілу міток (LDP) відновлення забезпечується за допомогою розподіленого механізму пошуку нового шляху за допомогою протоколів маршрутизації (OSPF, IS-IS) при надходженні сигналу індикації несправності (FIS). При цьому враховуються записи таблиці маршрутизації, зроблені з використанням внутрішніх протоколів маршрутизації Interior Gateway Protocol (IGP).

За підтримки методів управління дорожнім рухом MPLS (MPLS TE) шляхи будуються через тунелі TE і відновлюються за допомогою модифікованих протоколів сигналізації та маршрутизації (OSPF TE, IS-IS TE). Коли нижчий вузол виявляє збій, головний LSR отримує сповіщення за допомогою протоколу RSVP та протоколу маршрутизації FIS. Головка ЛСП перераховує шлях і подає сигнал ЛСП по альтернативному шляху. LSP може бути обчислена розподіленням або централізованим способом. У першому випадку конкретний шлях не вказується, і головний ЛСП динамічно розраховує альтернативний шлях для ЛСП з урахуванням обмежень доступних ресурсів в мережі. В останньому випадку шлях статично регулюється на головці ЛСП до відмови. Деякі реалізації MPLS TE дозволяють налаштовувати обидва параметри з порядком переваг. Основна відмінність від відновлення шляху LDP полягає в тому, що за прокладку нового шляху відповідає тільки головний вузол шляху LSR.

У динамічних механізмах відновлення час збіжності визначається топологією мережі і використовуваними протоколами маршрутизації і становить від декількох мілісекунд до хвилин.

1.1.4. Механізми відмовостійкості, що використовуються в IP-мережах

Особливістю IP мереж є те, що попередні з'єднання не встановлюються заздалегідь, маршрутизатор самостійно розраховує шлях і вирішує, по якому трафіку буде направлятися в разі збою [14]. Ці методи відмовостійкості відносяться до механізмів захисної комутації, описаних в рекомендаціях ITU-T G.803.1, які називаються IP Fast Rerouting Methods (IP FRR). Різниця між IP FRR і MPLS FRR становить полягає в тому, що в IP мережах шляхи обходу заздалегідь резервуються кожним роутером окремо і використовуються ними в разі адресних локальних збоїв в мережі.

Залежно від мережових рішень існує кілька методів протокольних засобів швидкої перемаршрутизації в IP мережах: Equal Cost Multi-Path (ECMP), Loop Free Alternate (LFA), Alternative U-bypass, Maximally Redundant Trees (MRT) механізм і т.д. [14].

Вибір резервного маршруту за його вартістю здійснюється за протоколом ECMP, що дозволяє використовувати кілька маршрутів з однаковою вартістю на тому ж шляху. Підбір резервного маршруту з рівними метриками для однієї пари користувачів здійснюється шляхом вибору кожного з них по черзі з однаковою ймовірністю [16].

Механізм знаходження петель забезпечується протоколами маршрутизації, які в разі катастрофи використовують частину обчислюваного циклу, що складається з доступного маршрутизатора і маршрутизатора-джерела, для організації маршруту обходу [17,18].

Якщо шлях, організований протоколами ECMP або LFA, недоступний, використовується альтернативний метод U-bypass, при якому маршрутизатор перенаправляє трафік на сусідній маршрутизатор, який має альтернативний маршрут до вузла призначення в таблиці маршрутизації.

Движок з максимальним резервуванням дерева заснований на графових моделях для обчислення двох шляхів, що не перетинаються (основного і резервного) між заданою парою вершин графа. Щоб забезпечити максимально

можливу відмовостійкість, ці два типи дерев маршрутів повинні повністю покривати вихідний мережевий графік.

Захисні механізми комутації в IP мережах, побудовані на технологіях швидкого перемаршрутизації (IP FRR), дозволяють відновити передачу пакетів за межі проблемного каналу, вузла або шляху за кілька десятків мілісекунд [146]. Сам резервний шлях залишається активним до тих пір, поки протокол маршрутизації не згенерує оновлений основний шлях, який буде найкоротшим в межах обраної метрики маршруту мережах та покращити ключові показники якості обслуговування.

Механізми динамічного відновлення в IP-мережах включають в себе протоколи адаптивної (динамічної) маршрутизації, які поділяються, в залежності від використовуваних алгоритмів, на групи: алгоритми вектора відстані (DVA) і алгоритму стану зв'язку (LSA).

Алгоритми DVA використовуються тільки в мережах з невеликими габаритами, в зв'язку з їх великим трафіком обміну векторами відстаней на всі відомі протоколи, які використовують алгоритми вектора відстані, включають протокол Routing Information Protocol (RIP), протокол маршрутизації внутрішнього шлюзу (IGRP) і модифікований протокол розширеного внутрішнього шлюзу Routing Protocol (EIGRP).

Алгоритм стану каналу використовується на маршрутизаторах для побудови графічної інформації про мережу на основі одного загального графіка, що робить процес маршрутизації більш стійким до змін мережі. Це гарантує, що оптимальні маршрути до кожної з мереж, що входять до складеної мережі, знайдені за певним критерієм. Оновлення надсилаються лише у разі змін або періодичних оновлень через великі проміжки часу. алгоритм включає протокол проміжної системи від системи до середнього рівня (IS-IS) і протокол Open Shortest Path First (OSPF).

У IP-мережах протоколи маршрутизації поділяються на зовнішні та внутрішні. Протоколи Internal Gateway Protocol (IGP) використовуються в автономній системі: RIP, EIGRP і OSPF. Протокол зовнішнього шлюзу (EGP)

передає інформацію маршрутизації між різними автономними системами: BGP (Border Gateway Protocol) [16].

Час збіжності протоколів, пов'язаних з динамічними механізмами відновлення в IP-мережах, досягає декількох десятків секунд [15].

1.1.5. Механізми відмовостійкості, що використовуються в мережах Ethernet

Мережі Ethernet, в яких використовується фізичний рівень, мають власні захисні механізми безпеки, до яких відносяться захисні механізми комутації та відновлення.

Основні вимоги до захисних механізмів перемикання описані в MEF 2 (Metro Ethernet Forum) і MEF 32, а конкретні схеми і протоколи стандартизовані в рекомендаціях ITU-T G. 8031 і G.8032 [19]. Час перемикання на резервні канали знаходиться в межах 50 мс.

У лінійній топології використовуються дві схеми: $1 + 1$ і $(1: 1)^n$. Для схеми $1 + 1$ реалізовані наступні варіанти перемикання:

- односпрямований, у разі виходу з ладу одного з основних (резервних) напрямків передачі дуплексного з'єднання, перемикання на резервний тракт відбувається тільки на одному напрямку, що вийшов з ладу;
- Двонаправлений, якщо з ладу виходить хоча б один з основних (резервних) напрямків передачі дуплексного з'єднання, перемикання на резервні шляхи відбувається для всіх двох напрямків.

Для схеми $(1:1)^n$ реалізовано лише двонаправлене перемикання.

Особливість організації методів захисної комутації в кільцевих топологіях на мережах Ethernet полягає в тому, що при нормальній роботі одна з ланок кільця блокується для виключення утворення шлейфів, що критично для таких мереж. А при виникненні збою він розблоковується і використовується для відновлення передачі інформації.

Захисна комутація в мережах Ethernet може бути як оборотною, коли передавальний трафік перемикається назад після відновлення основного шляху, так і незворотною, коли трафік продовжує надходити по резервному шляху навіть після відновлення основного шляху.

До інших методів захисного включення в мережах Ethernet відноситься метод агрегації каналів, при якому використовується протокол управління агрегацією каналів (Link Aggregation Control Protocol, LACP), який представлений в стандарті IEEE 802.3ad. Особливість методу полягає в тому, що відмовостійкість забезпечується тільки між двома сусідніми вимикачами, які з'єднані між собою паралельними ланками (до 8), логічно об'єднаними в одну ланку. При цьому трафік, що передається, розподіляється між усіма ланками. У разі виходу з ладу фізичного зв'язку з'єднання зберігається, а передавальний трафік перерозподіляється між працездатними ланками.

Механізми відновлення в мережах Ethernet побудовані на розподіленому алгоритмі Spanning Tree Algorithm (STA). На основі цього алгоритму був розроблений протокол Spanning Tree Protocol (STP), який забезпечує побудову деревоподібної топології зв'язків тільки з одним шляхом мінімальної довжини до всіх комутаторів в мережі, тим самим забезпечуючи відсутність петель (петель). У разі виходу з ладу комутатора або ланки STP відновлює трафік, будуючи нове охоплююче дерево, яке виключає елемент, що вийшов з ладу. Загальний час збіжності протоколу STP може становити до 50 с. Такий час відновлення мережі є критичним для багатьох додатків, які сприяли розвитку протоколу Rapid Spanning Tree Protocol (RSTP), описаного в стандарті IEEE 802.1w, час збіжності цього протоколу не перевищує декількох секунд. Протокол Multiple Spanning Tree Protocol (MSTP), описаний у IEEE 802.1s, був розроблений для VLAN, що дозволяє створювати різні охоплюючі дерева для різних VLAN.

1.2. Формулювання наукового завдання дослідження

Для досягнення мети дослідження, аналізуючи особливості організації механізмів забезпечення відмовостійкості в телекомунікаційних мережах та методи розрахунку структурних показників надійності складних розгалужених мереж, необхідно провести формальне формулювання наукової задачі дослідження, яка полягає в:

1) розробка процедур формування множин найпростіших підграфів телекомунікаційної мережі:

- двополюсний зв'язок у вигляді шляхів на основі алгоритму пошуку по ширині і підбору відповідностей по стоках;

- всеполюсна зв'язність у вигляді охоплюючих дерев шляхом аналізу декартових добутоків перерізів вершин на зв'язність отриманих графів та унікальність ребер;

- багатополярна зв'язність у вигляді багатополярних дерев на основі перевірки листків графіка на приналежність до набору полюсів;

- двополюсний зв'язок у вигляді двополюсних мінімальних перерізів на основі перевірки комбінацій перерізів вершин на безбитковість;

- всеполюсна зв'язність у вигляді всеполюсних мінімальних перерізів шляхом аналізу декартових добутоків поперечних перерізів вершин, включаючи джерело і стік, а також перевірки їх на унікальність;

- багатополярна зв'язність у вигляді багатополюсних мінімальних перерізів, заснована на виборі поперечних перерізів, що містять тільки полюсні вершини.

2) розробка методів розрахунку ймовірностей зв'язку (коефіцієнтів доступності) телекомунікаційної мережі на основі інверсій багатьох змінних:

- заперечення перетину подій зв'язку графів, сформованих з множин підграфів шляху, охоплюючих дерев або багатосмугових дерев;

– заперечення перетину подій зв'язку графів, сформованих на основі множин підграфів мінімальних біполярних, всеполюсних або багатополусних перерізів.

3) розробка методики розрахунку ймовірностей зв'язку (коефіцієнтів доступності) телекомунікаційної мережі, що підтримує механізми забезпечення відмовостійкості: захисної комутації та відновлення.

1.3. Висновки по першому розділу

1. Сучасні інформаційно-комунікаційні послуги, що надаються по телекомунікаційних мережах, можуть бути організовані з різними вимогами до ступенів зв'язності вузлів. Існує три типи підключення: дво-, все- та багатополярні.

2. Для того, щоб ефективно надавати різноманітні послуги по телекомунікаційних мережах із заданою якістю обслуговування (QoS), оператор повинен забезпечити високу надійність цих мереж, а також гарантувати її відповідно до угоди про рівень обслуговування (SLA). Основним показником надійності сервісу, що надається в SLA, є коефіцієнт доступності.

Аналіз відомих методів розрахунку показників надійності (ймовірності підключення, коефіцієнта доступності) складних розгалужених систем показав, що вони не завжди дозволяють розрахувати точні значення цих показників в прийнятні терміни, методи застосовні не до всіх типів мережевого підключення і не враховують механізми, що використовуються для забезпечення відмовостійкості.

2. МЕТОДИ РОЗРАХУНКУ ЙМОВІРНОСТЕЙ ПІДКЛЮЧЕННЯ (КОЕФІЦІЄНТІВ ДОСТУПНОСТІ) ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОЇ МЕРЕЖІ

2.1 Загальний підхід до розрахунку ймовірності з'єднання на основі інверсій

Слід зазначити, що оцінка ймовірності зв'язності сучасних мереж може виявитися складним завданням через велику кількість складових у підсумковому виразі. Ця проблема частково вирішується методом представлення подій зв'язку у вигляді сум добутоків несумісних подій [12], який в науковому співтоваристві називають методом комбінування з урахуванням ефекту поглинання. Але навіть найбільш просунуті модифікації цього методу, в яких використовується інверсія множинних змінних (MVI), використана К. Д. Хейдмоном [18] як розширення інверсії з однією змінною [14], мають істотний недолік, який полягає в обов'язковому порівнянні кожного члена з усіма попередніми для унікальності включених ребер, а також в деяких випадках для виконання додаткових операцій над множинами [12,14,15]. Уникнути таких процедур можна, якщо розглядати не об'єднання подій зв'язку (роз'єднання), що вироджується в суму несумісних добутоків, а перетин протилежних подій, які також призводять до аналогічної суми, але без необхідності виконувати інверсію багатьох змінних для кожного з доданків над усіма раніше проаналізованими [8].

Згідно з формулою (2.1), подію зв'язку S випадкового графа G можна розглядати як об'єднання подій зв'язку всіх його підграфів

$$S = \bigcup_{i=1}^s S_i, \quad (2.1)$$

де $S_i, i = 1, \dots, s$ - подія зв'язку i -го типового підграфа (шляху, дерева) графа G .

Подія зв'язку S_i типового підграфа відбувається, коли всі ребра, що входять

до цього підграфа, з'єднані

$$S_i = \bigcap_{l_j \in S_i} l_j,$$

де l_j , $j = 1, \dots, l$ - подія зв'язку (працездатності) j -го ребра графіка G .

Згідно з моделлю Ердеша-Реньї, всі ці події є незалежними [7], тому ймовірність зв'язності підграфів визначається як

$$P(S_i) = \prod_{l_j \in S_i} P(l_j).$$

Для події зв'язку S графа G ця мультиплікативна формула не вірна, оскільки події зв'язку типових підграфів S_i можуть бути залежними через наявність у них однакових ребер. Дублювання ребер є основною трудностю при обчисленні ймовірності зв'язності, так як підграфи стають взаємозалежними, а отримані вирази не є формами переходу до підстановки.

Використовуючи принцип подвійності [7], можна виразити подію незв'язності $\bar{S}$ випадкового графа G , як перетин роз'єднаних подій типових підграфів $\bar{S}_i$:

$$\bar{S} = \bigcap_{i=1}^s \bar{S}_i.$$

Використовуючи формулу загальної ймовірності, ймовірність зв'язності графіка $P(S)$

може бути виражена в термінах ймовірності подій незв'язності:

$$P(S) = 1 - P(\bar{S}) = 1 - P\left(\bigcap_{i=1}^s \bar{S}_i\right).$$

Перевага цього виразу полягає в тому, що подальший перехід до імовірнісної форми не вимагає розгляду всіх раніше врахованих підграфів у всіх інверсійних сумах [12,14]. Тому для визначення ймовірності зв'язності графа $P(S)$ необхідно розглянути питання, пов'язане зі зведенням незв'язних подій до об'єднання незалежних подій.

Використовуючи принцип подвійності, можна формалізувати вираз для події незв'язності графа $\bar{S}$ через події l_j зв'язку (здоров'я) ребер:

$$\bar{S}_i = \overline{\bigcap_{l_j \in S_i} l_j} = \bigcup_{l_j \in S_i} \bar{l}_j.$$

2.1.1 Порядок дій для перетворення двох роз'єднаних подій на об'єднання незалежних подій

Для наочності розглянемо процедуру спрощення для двох довільних підграфів. Перетин подій зв'язку цих двох підграфів зображено на рис. 2.1 і виражається у вигляді:

$$S_i S_k = \bigcap_{l_j \in S_i} l_j \bigcap_{l_j \in S_k} l_j = \bigcap_{\substack{l_j \in S_i \\ l_j \in S_k}} l_j \bigcap_{\substack{l_j \in S_i \\ l_j \notin S_k}} l_j \bigcap_{\substack{l_j \notin S_i \\ l_j \in S_k}} l_j = a_{i,k} a_{i/k} a_{k/i},$$

де $a_{i,k} = \bigcap_{\substack{l_j \in S_i \\ l_j \in S_k}} l_j$ - подія зв'язку ребер, які одночасно входять до складу

i -го і k -го підграфи; $a_{i/k} = \bigcap_{\substack{l_j \in S_i \\ l_j \notin S_k}} l_j$ - подія зв'язку ребер, що входять в i -й і не

входять в включений в k -й підграф; $a_{k/i} = \bigcap_{\substack{l_j \notin S_i \\ l_j \in S_k}} l_j$ - подія з'єднання ребер,

що входять до k-го і не увійшли в i-й підграфі.

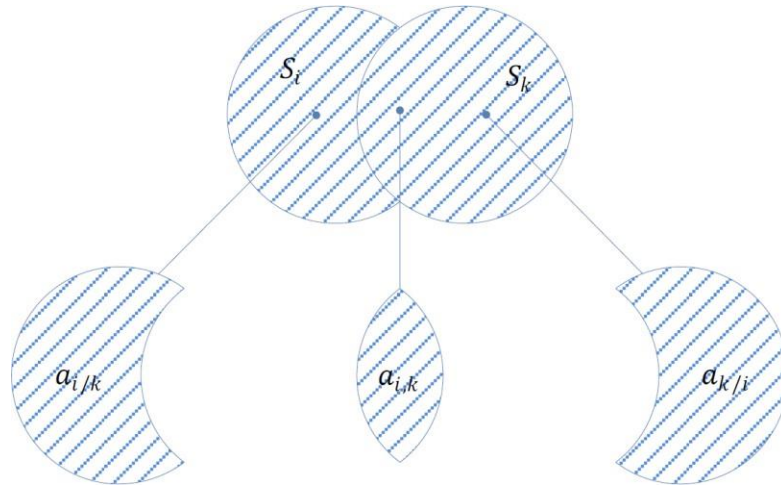


Рисунок 2.1 – Розбиття двох подій зв'язку підграфів на незалежні події

У наступних виразах позначення перетину - " $\cap$ " буде опущено.

Оскільки отримані події $a_{i,k}$, $a_{i/k}$, $a_{k/i}$ є незалежними, то:

$$P(S_i S_k) = P(a_{i,k})P(a_{i/k})P(a_{k/i}).$$

Події підключення:

$$S_i = a_{i,k} a_{i/k}, \quad S_k = a_{i,k} a_{k/i}.$$

Потім перетин подій незв'язності двох підграфів може бути представлений у вигляді комбінації двох незалежних подій:

$$\overline{S_i} \overline{S_k} = \overline{a_{i,k} a_{i/k}} \overline{a_{i,k} a_{k/i}} = \overline{a_{i,k}} \cup (a_{i,k} \overline{a_{i/k}} \overline{a_{k/i}}).$$

Отриманий вираз відноситься до класичної форми переходу до заміщення:

$$P(\overline{S_i} \overline{S_k}) = P(\overline{a_{i,k}}) + P(a_{i,k})P(\overline{a_{i/k}})P(\overline{a_{k/i}}).$$

2.1.2 Порядок дій для перетворення трьох роз'єднаних подій до об'єднання незалежних подій

Перетин роз'єднаних подій для трьох підграфів можна представити у вигляді об'єднання двох, але залежних

$$\overline{S_l} \overline{S_k} \overline{S_j} = \overline{a_{l,k}} \overline{S_j} \cup (a_{i,k} \overline{a_{l/k}} \overline{a_{k/l}} \overline{S_j}).$$

Розбиття трьох подій зв'язку підграфів на незалежні події показано на рисунку 2.2. З рисунку видно, що події зв'язку $a_{i,k}$ і S_j можна виразити як перетин двох подій

$$a_{i,k} = a_{i,k,j} a_{i,k/j},$$

$$S_j = a_{i,k,j} a_{j/i,k},$$

де $a_{i,k,j}$ – подія зв'язку ребер, що входять одночасно в i -й, k -й і j -й підграфи;
 $a_{i,k/j}$ – подія зв'язку ребер, що входять в i -й і k -й і не включений в j -й підграф;
 $a_{j/i,k}$ – подія зв'язку ребер, що входять в j -й і не включені в i -й і k -й підграфи.

Тоді

$$\overline{a_{l,k}} \overline{S_j} = \overline{a_{l,k,j} a_{i,k/j}} \overline{a_{i,k,j} a_{j/i,k}} = \overline{a_{l,k,j}} \cup (a_{i,k,j} \overline{a_{l,k/j}} \overline{a_{j/i,k}}),$$

$$a_{i,k} \overline{S_j} = a_{i,k,j} a_{i,k/j} \overline{a_{i,k,j} a_{j/i,k}} = a_{i,k} \overline{a_{j/i,k}}.$$

В результаті перетин роз'єднаних подій можна записати у вигляді двох незалежних об'єднань і одного залежного:

$$\overline{S_l} \overline{S_k} \overline{S_j} = \overline{a_{l,k,j}} \cup (a_{i,k,j} \overline{a_{l,k/j}} \overline{a_{j/i,k}}) \cup (a_{i,k} \overline{a_{j/i,k}} \overline{a_{l/k}} \overline{a_{k/l}}).$$

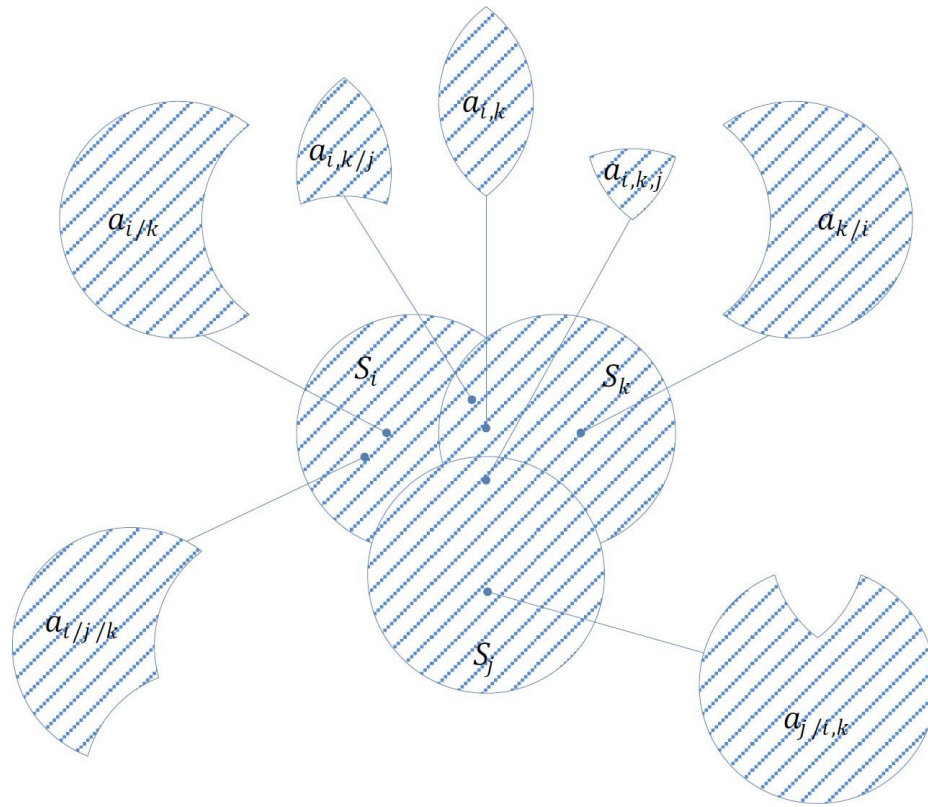


Рисунок 2.2 – Розбиття трьох подій зв'язку підграфів на незалежні події

У третьому об'єднанні події $a_{i,k}$ і $a_{j/i,k}$ разом з $a_{i/k}$ і $a_{k/i}$ є незалежними, тоді як події $a_{j/i,k}$ і $a_{i/k}$ з $a_{j/i,k}$ і $a_{k/i}$ є залежними. Подальша редукція аналогічна наведеним раніше і полягає в застосуванні послідовної процедури розкладання перетинів обернених подій у вигляді об'єднань [16]. З:

$$a_{j/i,k} = a_{i,j/k} a_{j/i},$$

$$a_{i/k} = a_{i,j/k} a_{i/j/k},$$

то

$$\overline{a_{j/i,k}} \overline{a_{i/k}} = \overline{a_{i,j/k} a_{j/i}} \overline{a_{i,j/k} a_{i/j/k}} = \overline{a_{i,j/k}} \cup (a_{i,j/k} \overline{a_{j/i}} \overline{a_{i/j/k}}),$$

$$\overline{S_i} \overline{S_k} \overline{S_j} = \overline{a_{i,k,j}} \cup (a_{i,k,j} \overline{a_{i,k/j}} \overline{a_{j/i,k}}) \cup (a_{i,k} \overline{a_{i,j/k}} \overline{a_{k/i}}) \cup (a_{i,k} a_{i,j/k} \overline{a_{j/i}} \overline{a_{i/j/k}} \overline{a_{k/i}}).$$

Решта залежні події $a_{j/i}$ та $a_{k/i}$ розкладаються наступним чином:

$$a_{j/i} = a_{j,k/i} a_{j/i/k},$$

$$a_{k/i} = a_{j,k/i} a_{k/i/j},$$

$$\overline{a_{j/i}} \overline{a_{k/i}} = \overline{a_{j,k/i} a_{j/i/k} a_{j,k/i} a_{k/i/j}} = \overline{a_{j,k/i}} \cup (a_{j,k/i} \overline{a_{j/i/k}} \overline{a_{k/i/j}}).$$

В результаті формується сукупність об'єднань незалежних подій

$$\begin{aligned} \overline{S_i} \overline{S_k} \overline{S_j} = & \overline{a_{i,k,j}} \cup (a_{i,k,j} \overline{a_{i,k/j}} \overline{a_{j/i,k}}) \cup (a_{i,k} \overline{a_{i,j/k}} \overline{a_{k/i}}) \cup (a_{i,k} a_{i,j/k} \overline{a_{i/j/k}} \overline{a_{j,k/i}}) \\ & \cup (a_{i,k} a_{i,j/k} a_{j,k/i} \overline{a_{i/j/k}} \overline{a_{j/i/k}} \overline{a_{k/i/j}}), \end{aligned}$$

що є формою переходу до заміщення [83], т. б.

$$\begin{aligned} P(\overline{S_i} \overline{S_k} \overline{S_j}) = & P(\overline{a_{i,k,j}}) + P(a_{i,k,j})P(\overline{a_{i,k/j}})P(\overline{a_{j/i,k}}) + P(a_{i,k})P(\overline{a_{i,j/k}})P(\overline{a_{k/i}}) \\ & + P(a_{i,k})P(a_{i,j/k})P(\overline{a_{i/j/k}})P(\overline{a_{j,k/i}}) \\ & + P(a_{i,k})P(a_{i,j/k})P(a_{j,k/i})P(\overline{a_{i/j/k}})P(\overline{a_{j/i/k}})P(\overline{a_{k/i/j}}). \end{aligned}$$

2.1.3 Рекурсивна процедура перетворення кількох роз'єднаних подій на приєднання до незалежних подій

Таким чином, збільшуючи число роз'єднаних подій, їх можна представити у вигляді об'єднання незалежних подій для чотирьох, п'яти і т.д. підграфів. Примус ґрунтується на рекурсивній процедурі, яка використовує два перетворення.

Перший - це розщеплення, графічно показаний на малюнку 3.3:

$$\overline{ab} \overline{ac} = \overline{a} \cup (a \overline{b} \overline{c}), \quad (2.1)$$

де a, b, c - деякі взаємно незалежні події.

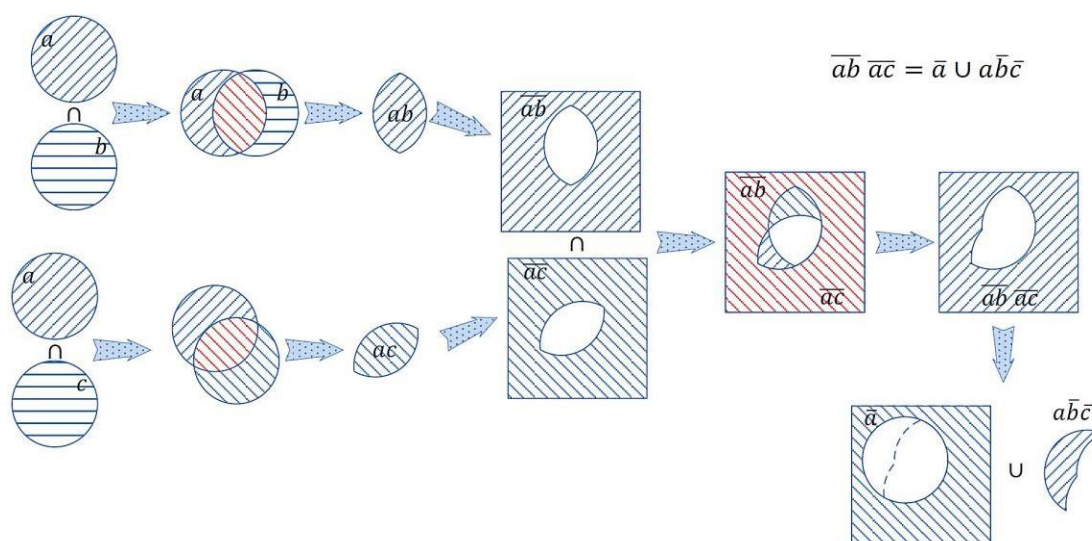


Рисунок 2.3 – Розбиття заперечень двох залежних подій

Коли одне з заперечень включає інше, розщеплення (3.1) вироджується в скорочення:

$$\overline{a} \overline{ac} = \overline{a}.$$

Друге – це поглинання, графічно представлене на рис. 3.4 використовується, якщо події пов'язані:

$$ab \overline{ac} = ab\overline{c}, \quad (2.2)$$

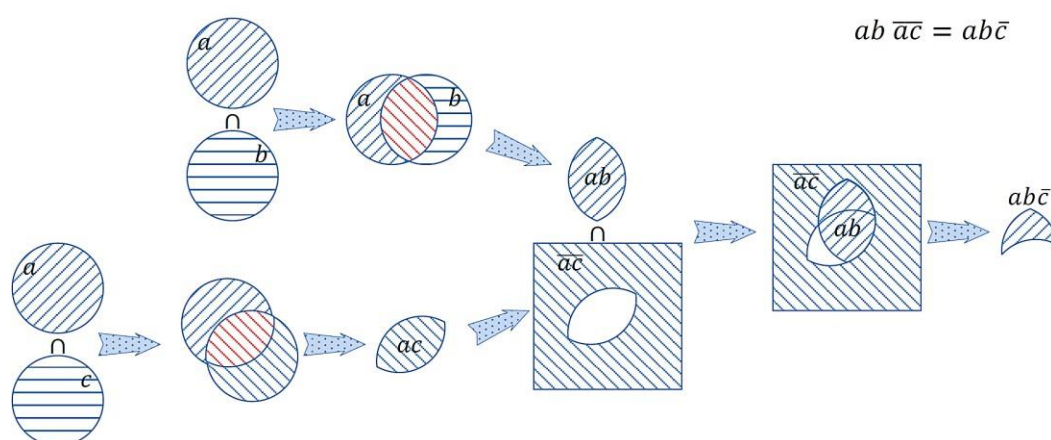


Рисунок 2.4 – Поглинання двох залежних подій

Таким чином, ця процедура може бути виражена у вигляді рекурсії. Етапи якого відповідають додаванню нової події роз'єднання підграфа S_i . Ілюстрація рекурсивної процедури показана на рисунку 2.5.

Кожен крок рекурсивної процедури складається з двох ітерацій. Перший полягає в тому, що процедура абсорбції (2.2) виконується, якщо це необхідно. Другий полягає в тому, що процедура розбиття (2.1) виконується до тих пір, поки події не стануть незалежними. Римськими цифрами на рисунку 2.5 позначені номери етапів, з кількістю виразів у дужках для подій зв'язку, дефісом для роз'єднаних подій. Зауважимо, що поглинання не збільшує число спілок, а процедура розщеплення збільшує число спілок на одиницю. В отриманих виразах всі сполучники мають однакову кількість заперечень, крім останнього, де воно збільшується на одиницю.

В цілому багаторазове збільшення числа асоціацій в кінцевому виразі очевидно, але в реальності при застосуванні запропонованої схеми їх число стає набагато менше, так як більшість операцій розбиття (2.1) породжують події, що включають перетин тільки незалежних подій [9].

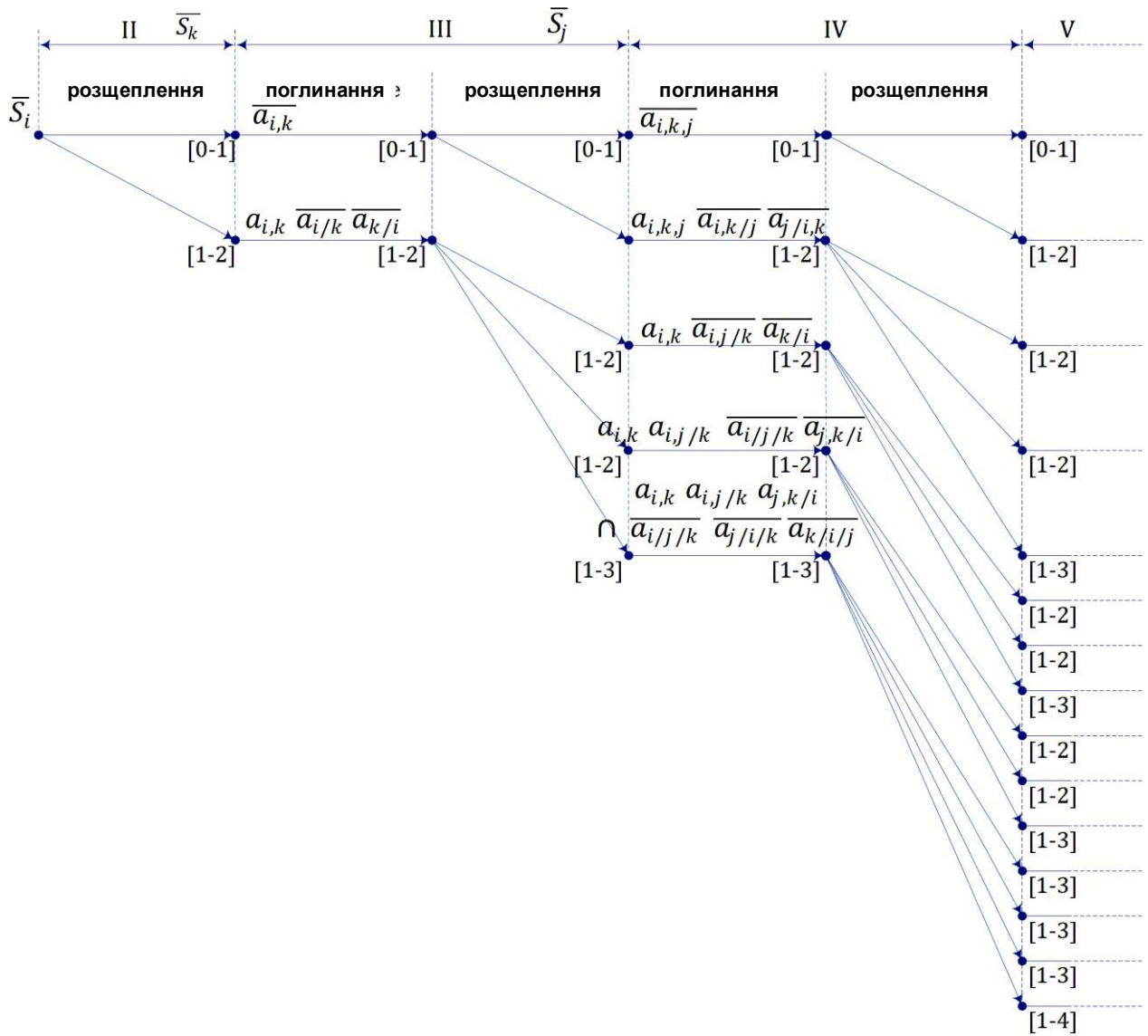


Рисунок 2.5 – Ілюстрація рекурсивної процедури перетворення виразу події розриву зв'язку графа в об'єднання незалежних подій

Реалізація запропонованої процедури розглядається на прикладі структури мережі, яка представлена на рисунку 2.1. Джерело і потік позначені квадратами: $v_s = 1$, $v_t = 5$.

Визначимо аналітичну форму події $\bar{S}$ незв'язності графа G .

На основі матриці шляхів формується аналітичне уявлення про події їх зв'язку:

$$S_1 = l_1 l_3 l_7, S_2 = l_1 l_2 l_4 l_6, S_3 = l_1 l_2 l_5 l_7, S_4 = l_1 l_3 l_4 l_5 l_6.$$

Також можливі еквівалентні записи у вигляді номерів ребер:

$$S_1 = 1 \cdot 3 \cdot 7, S_2 = 1 \cdot 2 \cdot 4 \cdot 6, S_3 = 1 \cdot 2 \cdot 5 \cdot 7, S_4 = 1 \cdot 3 \cdot 4 \cdot 5 \cdot 6,$$

та піки інцидентів:

$$S_1 = 12 \cdot 26 \cdot 56, S_2 = 12 \cdot 23 \cdot 34 \cdot 45,$$

$$S_3 = 12 \cdot 23 \cdot 36 \cdot 56, S_4 = 12 \cdot 26 \cdot 34 \cdot 36 \cdot 45,$$

де " $\cdot$ " - це спрощене введення операції " $\cap$ " перетину подій, а всі номери вершин і ребер впорядковані в невисхідному порядку.

Перетин подій роз'єднаності перших двох шляхів:

$$\bar{S}_1 \bar{S}_2 = \overline{l_1 l_3 l_7} \overline{l_1 l_2 l_4 l_6}.$$

Процедура розщеплення (2.1) дозволяє отримати поєднання незалежних заходів:

$$\bar{S}_1 \bar{S}_2 = \bar{l}_1 \cup l_1 \overline{l_3 l_7} \overline{l_2 l_4 l_6}.$$

Перетин подій роз'єднаності перших трьох шляхів:

$$\begin{aligned} \bar{S}_1 \bar{S}_2 \bar{S}_3 &= (\bar{l}_1 \cup l_1 \overline{l_3 l_7} \overline{l_2 l_4 l_6}) \overline{l_1 l_2 l_5 l_7} \\ &= \bar{l}_1 \overline{l_1 l_2 l_5 l_7} \cup l_1 \overline{l_3 l_7} \overline{l_2 l_4 l_6} \overline{l_1 l_2 l_5 l_7}. \end{aligned}$$

Застосування поглинання (2.2) до другого члена асоціації:

$$\bar{S}_1 \bar{S}_2 \bar{S}_3 = \bar{l}_1 \overline{l_1 l_2 l_5 l_7} \cup l_1 \overline{l_3 l_7} \overline{l_2 l_4 l_6} \overline{l_2 l_5 l_7},$$

При подальшому одноразовому поділі (2.1) першого члена і дворазовому поділі другого об'єднання незалежних подій робить дійсним:

$$\begin{aligned}
\bar{S}_1 \bar{S}_2 \bar{S}_3 &= \bar{l}_1 \cup l_1 \bar{l}_3 \bar{l}_7 (\bar{l}_2 \cup l_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_5 \bar{l}_7) = \bar{l}_1 \cup l_1 \bar{l}_2 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \cup l_1 l_2 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_5 \bar{l}_7 \\
&= \bar{l}_1 \cup l_1 \bar{l}_2 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \cup l_1 l_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 (\bar{l}_7 \cup l_7 \bar{l}_3 \bar{l}_5) \\
&= \bar{l}_1 \cup l_1 \bar{l}_2 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \cup l_1 l_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_7 \cup l_1 l_2 l_7 \bar{l}_3 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_5.
\end{aligned}$$

Перетин роз'єднаних подій всіх чотирьох шляхів:

$$\begin{aligned}
\bar{S}_1 \bar{S}_2 \bar{S}_3 \bar{S}_4 &= (\bar{l}_1 \cup l_1 \bar{l}_2 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \cup l_1 l_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_7 \cup l_1 l_2 l_7 \bar{l}_3 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_5) \overline{l_1 l_3 l_4 l_5 l_6} \\
&= \bar{l}_1 \overline{l_1 l_3 l_4 l_5 l_6} \cup l_1 \bar{l}_2 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \overline{l_1 l_3 l_4 l_5 l_6} \\
&\cup l_1 l_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_7 \overline{l_1 l_3 l_4 l_5 l_6} \cup l_1 l_2 l_7 \bar{l}_3 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_5 \overline{l_1 l_3 l_4 l_5 l_6}.
\end{aligned}$$

Застосування поглинання (2.2) до другого, третього та четвертого учасників асоціації:

$$\begin{aligned}
\bar{S}_1 \bar{S}_2 \bar{S}_3 \bar{S}_4 &= \bar{l}_1 \overline{l_1 l_3 l_4 l_5 l_6} \cup l_1 \bar{l}_2 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \overline{l_3 l_4 l_5 l_6} \\
&\cup l_1 l_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_7 \overline{l_3 l_4 l_5 l_6} \cup l_1 l_2 l_7 \bar{l}_3 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_5 \overline{l_3 l_4 l_5 l_6},
\end{aligned}$$

з наступними однократним розщепленням (2.1) всіх членів робить справедливим поєднання незалежних подій:

$$\begin{aligned}
\bar{S} = \bar{S}_1 \bar{S}_2 \bar{S}_3 \bar{S}_4 &= \bar{l}_1 \cup l_1 \bar{l}_2 (\bar{l}_3 \cup l_3 \bar{l}_7 \bar{l}_4 \bar{l}_5 \bar{l}_6) \cup l_1 l_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_7 \cup l_1 l_2 l_7 \bar{l}_3 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_5 \\
&= \bar{l}_1 \cup l_1 \bar{l}_2 \bar{l}_3 \cup l_1 l_3 \bar{l}_2 \bar{l}_4 \bar{l}_5 \bar{l}_6 \bar{l}_7 \cup l_1 l_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_7 \cup l_1 l_2 l_7 \bar{l}_3 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_5,
\end{aligned} \tag{2.3}$$

що є аналітичною формою події $\bar{S}$ роз'єднання графа G.

Можна побачити, що кінцевий вираз (2.3) складається з п'яти членів в об'єднанні, що значно менше, ніж в загальному випадку (рисунок 2.5).

2.2 Модифікація підходу до розрахунку ймовірності зв'язку за допомогою поперечних перерізів

Розглянутий раніше підхід використовує в якості основи для розрахунків набір типових зв'язних станів, які в загальному випадку є багатополярними деревами. Можливість отримання всіх ділянок досліджуваного графіка відкриває можливість використання подібного методу. У той же час переваги даного варіанту реалізації полягають, перш за все, в тому, що число розглянутих на практиці ділянок графів зазвичай менше, ніж число багатополярних дерев, що, як мінімум, зменшує число альтернатив для перебору, і нерідко призводить до значного зниження обчислювальної складності.

Наприклад, для дво полюсних мереж в [15] були отримані оцінки для довільного графа з v вершинами і l ребрами: число простих ланцюгів порядку 2^{l-v+2} , тоді як число поперечних перерізів становить лише 2^{v-2} . Однак слід зазначити, що таких оцінок для багатополісних і навіть всеполюсних перерізів поки не знайдено [12]. Наприклад, якщо середня ступінь вершини більше чотирьох, то число ребер l в графі перевищує вдвічі число вершин $2v$, а отже, порядок числа простих ланцюгів більший за порядок числа секцій, тобто при $l > 2v$, $2^{l-v+2} > 2^{v+2} > 2^{v-2}$.

Узгодити подальші розрахунки з результатами, отриманими за допомогою раніше слід розглядати подію роз'єднаності графа $\bar{S}$ як об'єднання подій повної роз'єднаності всіх його ділянок S_i , що відповідає наступному виразу

$$\bar{S} = \bigcup_{i=1}^s S_i,$$

де S_i , $i = 1, \dots, s$ - подія повної незв'язності i -го ділянки випадкового графа G .

Подія S_i повної роз'єднаності ділянки відбувається, коли всі ребра, що

містяться в цьому перерізі, роз'єднані

$$S_i = \bigcap_{l_j \in S_i} \bar{l}_j,$$

де $\bar{l}_j$, $j = 1, \dots, l$ - подія незв'язності (непрацездатності) j -го ребра графа G .

По моделі Ердеша-Реньї всі дані події незалежні, тоді зростає ймовірність повної незв'язності перетину

$$P(S_i) = \prod_{l_j \in S_i} P(\bar{l}_j).$$

Застосовуючи принцип двоїстості, запишемо подію зв'язку S графа G як перетин подій $\bar{S}$ зв'язності перерізів

$$S = \bigcap_{i=1}^s \bar{S}_i.$$

То посилаючись на формулу повної ймовірності ймовірність $P(S)$ зв'язності графа може бути виражена через ймовірності подій $\bar{S}_i$ зв'язності перерізів

$$P(S) = P\left(\bigcap_{i=1}^s \bar{S}_i\right).$$

На основі принципу дуальності формалізовано вираз для події незв'язності графа на основі подій l_j роботоздатності ребер:

$$\bar{S}_i = \overline{\bigcap_{l_j \in S_i} l_j} = \bigcup_{l_j \in S_i} \bar{l}_j.$$

Таким чином, використання розділів за основу має на увазі лише заміну подій підграфного зв'язку в виразі на ймовірність підключення до мережі, а значить, і на всі інші формули, подіями повної роз'єднаності ділянок.

В рамках цього підходу перетин подій S_i і S_k повного роз'єднання двох перерізів виражається як:

$$S_i S_k = \bigcap_{l_j \in S_i} \bar{l}_j \bigcap_{l_j \in S_k} \bar{l}_j = \bigcap_{\substack{l_j \in S_i \\ l_j \in S_k}} \bar{l}_j \bigcap_{\substack{l_j \in S_i \\ l_j \notin S_k}} \bar{l}_j \bigcap_{\substack{l_j \notin S_i \\ l_j \in S_k}} \bar{l}_j = a_{i,k} a_{i/k} a_{k/i},$$

де $a_{i,k} = \bigcap_{\substack{l_j \in S_i \\ l_j \in S_k}} l_j$ подія повної незв'язності ребер, що входять одночасно

в i -му і k -му перерізі; $a_{i/k} = \bigcap_{\substack{l_j \in S_i \\ l_j \notin S_k}} l_j$ - подія повної незв'язності включених

ребер в i -е і не включені в k -й переріз; $a_{k/i} = \bigcap_{\substack{l_j \notin S_i \\ l_j \in S_k}} l_j$ - подія повної

ребер, що входять до k -е і не входять до i -го розділу.

Застосування процедур розглядається на прикладі мережі. Полюси позначаються квадратиками, де знаходиться джерело $v_s = 1$ сток – $v_t = 5$.

Визначимо аналітичну форму події S зв'язності графа G .

Застосування поглинання (2.2) до другого члена асоціації

$$\begin{aligned} \bar{S}_1 \bar{S}_2 \bar{S}_3 \bar{S}_4 \bar{S}_5 \bar{S}_6 \bar{S}_7 &= \bar{l}_1 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \overline{l_4 l_7} \cup l_7 \bar{l}_1 \overline{l_2 l_5} \bar{l}_3 \bar{l}_6 \bar{l}_4 \cup \\ &\cup l_3 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_5 \overline{l_6 l_7} \overline{l_4 l_7} \cup l_3 l_5 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \overline{l_4 l_7}, \end{aligned}$$

З подальшим одноразовим розподілом (2.2) першого, третього і четвертого членів робить об'єднання незалежних подій справедливим:

$$\begin{aligned}
\bar{S} &= \bar{S}_1 \bar{S}_2 \bar{S}_3 \bar{S}_4 \bar{S}_5 \bar{S}_6 \bar{S}_7 = \bar{l}_1 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \bar{l}_4 \bar{l}_7 \cup l_7 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_5 \bar{l}_3 \bar{l}_6 \bar{l}_4 \cup \\
&\quad \cup l_3 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_5 \bar{l}_6 \bar{l}_7 \bar{l}_4 \bar{l}_7 \cup l_3 l_5 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_4 \bar{l}_7 = \\
&= \bar{l}_1 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \cup l_7 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_5 \bar{l}_3 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \cup l_3 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_5 (\bar{l}_7 \cup l_7 \bar{l}_6 \bar{l}_4) \cup l_3 l_5 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \bar{l}_4 \bar{l}_7 = \\
&= \bar{l}_1 \bar{l}_3 \bar{l}_7 \cup l_7 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_5 \bar{l}_3 \bar{l}_4 \bar{l}_6 \cup l_3 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_5 \bar{l}_7 \cup l_3 l_7 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_4 \bar{l}_5 \bar{l}_6 \cup l_3 l_5 \bar{l}_1 \bar{l}_2 \bar{l}_4 \bar{l}_6,
\end{aligned} \tag{2.4}$$

що є аналітичною формою події $\bar{S}$ зв'язності графа G .

Зауважимо, що в остаточний вираз аналогічним чином містить п'ять членів в об'єднанні, що значно менше числа для загального випадку (рисунок 2.5).

2.3 Матричне представлення операцій та виразів для подій зв'язку дерева та секції (без зв'язку)

Скінченний вираз для події S зв'язку (або роз'єднання) графа G є об'єднанням незалежних подій a_i , $i = 1, \dots, s'$,

$$S = \bigcup_{i=1}^{s'} a_i,$$

що дозволяє розглядати його як форму переходу до заміщення, т. б.

$$P(S) = \sum_{i=1}^{s'} P(a_i). \tag{2.5}$$

У свою чергу, кожна незалежна подія a_i є перетином декількох інших подій $a_{i,k,i} = 1, \dots, s'$, $k = 1, \dots, g_i + 2$:

$$a_i = \bigcap_{k=1}^{g_i} \overline{l_{i_k}} \bigcap_{l_{i_{k+1}} \in a_{i,k+1}} l_{i_{k+1}} = \bigcap_{k=1}^{g_i+1} a_{i,k}, \tag{2.6}$$

де g_i – кількість груп роз'єднаних подій у події a_i .

Доцільно групувати їх за наступним принципом. Спочатку формується k груп подій роз'єднання в події a_i :

$$a_i = \bigcap_{k=1}^{g_i} \overline{\bigcap_{l_k \in a_{i,k}} l_k} \bigcap_{l_{i_{k+1}} \in a_{i,k+1}} l_{i_{k+1}} = \bigcap_{k=1}^{g_i+1} a_{i,k}, \quad (2.7)$$

Наступна група $(g_i + 1)$ - це перетин подій крайового зв'язку (без заперечення):

$$a_{i,g_i+1} = \bigcap_{l_{i_{g_i+1}} \in a_{i,g_i+1}} l_{i_{g_i+1}}. \quad (2.8)$$

Остання така ж $(g_i + 2)$ -а група включає всі достовірні події (невикористані ребра) у події a_i :

$$a_{i,g_i+2} = \bigcap_{l_{i_{g_i+2}} \notin a_i} l_{i_{g_i+2}}. \quad (2.9)$$

У той же час кожна така незалежна подія a_i містить лише одиничне включення простих подій зв'язку одного ребра l_j , що дає можливість представити його у вигляді вектора, і множину всіх цих незалежних подій у вигляді матриці $Y = \{y_{j,i}\}_{j=1,\dots,l}$, кожному елементу $y_{j,i}$ якої відповідає j -е ребро i -ї події, а значення встановлюються за принципом приналежності до певної групи:

$$y_{ji} = \begin{cases} k, & \text{якщо } l_j \in a_{i,k}, \\ 0, & \text{якщо } l_j \in a_{i,k+1}, \\ -1, & \text{якщо } l_j \notin a_i. \end{cases} \quad (2.10)$$

В результаті, матриці W дерев і секцій повинні бути модифіковані і представлені у вигляді подій роз'єднаності або зв'язку. Наприклад, подія S_i зв'язності дерева (роз'єднаність секцій) є перетином подій простого зв'язку окремих ребер, що належать заданому підграфу:

$$S_i = \bigcap_{l_j \in S_i} l_j.$$

Протилежна подія за принципом подвійності:

$$\bar{S}_i = \bigcup_{l_j \in S_i} \bar{l}_j,$$

В результаті чого утворюється $\mathbf{S}^{(i)} = \{s_{j,i}\}$, форма події, яка включає лише одну групу події незв'язності, тобто i -ий стовпець матриці

редукованого дерева (розділи) складається тільки з цифр "-1" та i :

$$s_{j,i} = \begin{cases} i, & \text{если } l_j \in S_i, \\ -1, & \text{если } l_j \notin S_i. \end{cases}$$

Саму приведену матрицю $\mathbf{S}$ дерев (перерізів) розрахунок доцільно проводити в матричному вигляді на основі матриці $\mathbf{W}$ дерев (перерізів):

$$S = W \odot [1_l(u_s + 1_s)^T] - 1_l 1_s^T, \quad (2.11)$$

де $u_s = \{u_i\}_{i=1,\dots,s}$ - вектор розміру s , що складається з висхідних по порядку цілих чисел, що починаються з одиниці, $u_i = i$; $1_l 1_s^T = \{u_{i,j}\}_{i=1,\dots,l}$ - розмір матриці $l \times s$ складаються з однакових одиниць, $u_{i,j} = 1$.

Таке подання виявляється вірним, якщо врахувати, що кожна нова подія зв'язку призводить до появи в союзі додаткових компонентів, але в незалежних подіях число подій розриву зв'язку (з запереченням) збільшується максимум на одиницю.

2.4 Матричні форми операцій поглинання і розщеплення

Введемо позначення для операцій над матрицями (векторами), які ідентифікують певні події (зв'язність і незв'язність).

На кожному кроці рекурсії першим виконується операція поглинання (2.2) (рисунок 2.5). Воно еквівалентне перетворенню векторів $a = \{a_i\}_{i=1,\dots,l}$ і $b = \{b_i\}_{i=1,\dots,l}$, в результаті чого вектор a зберігається і додатково утворюється вектор $c = \{c_i\}_{i=1,\dots,l}$ дерева (перерізи), або проміжний результат операції розбиття (3.1), який має на увазі наявність всіх можливих значень елементів, тобто $a_i \in \{-1, 0, 1, \dots\}$. Навпаки, вектор b може бути тільки стовпцем редукованої матриці S дерев (перерізів), а це означає, що його елементи можуть приймати одне з двох значень, тобто $b_i \in \{-1, k\}$, де k — номер дерева (перерізу).

Результуючі вектори c і вектор a в загальному випадку виявляються залежними тобто еквівалентними залежним подіям. Лише у виняткових випадках вектор c заповнюється всіма мінусовими одиницями, тобто $c_i = -1$, що означає, що це еквівалентно ненадійній події, що тягне за собою їх незалежність.

Використовуючи позначення $\cup$ для операції поглинання, її можна представити у вигляді матриці:

$$c = a \cup b = \text{sign}(a \odot a) \odot (b + 1_l) - 1_l. \quad (2.12)$$

Зауважимо, що операція поглинання повинна виконуватися тільки в тому випадку, якщо у векторі a дорівнює нулю елементів, в іншому випадку $c = b$.

Операція розщеплення (2.1) виявляється більш складною. Вона виконується на вектори $a = \{a_i\}_{i=1,\dots,l}$ і $b = \{b_i\}_{i=1,\dots,l}$ і утворює матрицю $C = \{c_{i,j}\}_{i=1,\dots,l}$ аналогічно, вектор a є або одним зі стовпців редукованої матриці S дерев (перерізів), або проміжним результатом операції розбиття (2.1), який передбачає, що він містить всі можливі значення елементів, тобто $a_i \in \{-1, 0, 1, \dots\}$. Вектор b має властивості, схожі з описаним вище, тобто його елементи можуть приймати одне з двох значень ($b_i \in \{-1, k\}$, де k – номер дерева (перерізу)), але він може бути або стовпцем зведеної матриці S дерев (перерізів), або результатом операції поглинання.

На відміну від операції поглинання (2.2), результат розщеплення (2.1) визначається залежністю початкових векторів a і b , що досить легко піддається перевірці. Так як максимальне значення векторів $a > 0$, то $\max(a + b) > \max(b) = k$ тільки в тому випадку, якщо існують залежні ребра, для яких значення елементів векторів більше нуля. Якщо це не так, то $\max(a + b) = \max(b) - 1 = k - 1$.

Матриця C в загальному випадку складається з одного незалежного і двох залежних стовпців, і тільки в ситуації їх незалежності вона передбачає припинення процедури ітераційного розбиття.

За умови, що одне з заперечень подій вектора a включає в себе заперечення подій вектора b , то матриця C повинна виявити окремий випадок розщеплення, т. Е. Скорочення. В результаті перший стовець матриці C формується аналогічним чином, а другий і третій стовпці приймають спрощений вигляд, якщо $C^{(1)} = a$, тобто

$$c_{i,2} = c_{i,3} = -1, C^{(1)} = a.$$

При незалежності векторів a і b ($\max(a + b) = \max(b) - 1 < \max(b)$) матриця набуває спрощеного вигляду:

$$c_{i,1} = \max(a_i, b_i) = a_i + b_i + 1, \quad c_{i,2} = c_{i,3} = -1.$$

Слід зазначити, що останні два стовпці матриці C в даній ситуації вводяться для уніфікації форми її представлення і, по суті, виявлення недостовірного події.

Використовуючи позначення $\Join$ для операції розбиття, її можна представити у вигляді матриці стовпцями:

$$\begin{aligned} C^{(1)} &= (a \Join b)^{(1)} \\ C^{(2)} &= (a \Join b)^{(2)} \\ C^{(3)} &= (a \Join b)^{(3)} \end{aligned} \tag{2.13}$$

2.5 Матрична форма зведення безлічі роз'єднаних подій до уніфікації незалежних подій

Процедура зведення роз'єднаних подій до об'єднання незалежних подій у вигляді матриці також представлена у вигляді рекурсії. Спочатку, на першому кроці, перші два стовпці скороченої матриці дерев (перерізів) розбиваються, в результаті чого утворюється матриця:

$$C_{1,1} = S_{\langle 1 \rangle} \Join S_{\langle 2 \rangle},$$

перший стовпець якого є першим стовпцем у проміжній матриці Y' незалежних подій:

$$Y'_{1,1} = C_{\langle 1 \rangle}.$$

Якщо в матриці $C_{1,1}$ немає допустимих стовпців, то виконується наступна операція, що розбиває другий і третій стовпці матриці $C_{1,1}$.

Цей крок дещо відрізняється від першого, оскільки вимагає послідовних

процедур поглинання і розбиття по стовпцях матриці Y незалежних подій і третього дерева (ділянки). Так як перший стовець Y не містить нульових елементів, то операція поглинання для нього завжди пропускається і переходить до розбиття, послідовність перетворення для якого практично повністю збігається з першим кроком, Тобто.

$$\begin{aligned} C_{2,1} &= Y^{\langle 1 \rangle} \cup S^{\langle 3 \rangle}, \\ Y'^{\langle 1 \rangle} &= C_{2,1}^{\langle 1 \rangle}, \\ C_{2,2} &= C_{2,1}^{\langle 2 \rangle} \cup C_{2,1}^{\langle 3 \rangle}, C_{2,1}^{\langle 2 \rangle} \neq -1_l, \\ Y'^{\langle 2 \rangle} &= C_{2,2}^{\langle 1 \rangle}. \end{aligned}$$

В результаті формуються два стовпці матриці Y' незалежних подій .

У наступній ітерації необхідно спочатку виконати операцію поглинання на другому стовпці Y -матриці незалежних подій і третьому дереві (секції):

$$C_{2,3} = Y^{\langle 2 \rangle} \cup S^{\langle 3 \rangle}.$$

Результат її виконання в подальшому використовується при розщепленні, ітераційна процедура якого аналогічна раніше описаної, тобто

$$\begin{aligned} C_{2,3} &= Y^{\langle 2 \rangle} \cup C_{2,3}, \\ Y'^{\langle 3 \rangle} &= C_{2,3}^{\langle 1 \rangle}, \\ C_{2,4} &= C_{2,3}^{\langle 2 \rangle} \cup C_{2,3}^{\langle 3 \rangle}, C_{2,3}^{\langle 2 \rangle} \neq -1_l, \\ Y'^{\langle 4 \rangle} &= C_{2,4}^{\langle 1 \rangle}, \\ C_{2,5} &= C_{2,4}^{\langle 2 \rangle} \cup C_{2,4}^{\langle 3 \rangle}, C_{2,4}^{\langle 2 \rangle} \neq -1_l, \\ Y'^{\langle 5 \rangle} &= C_{2,5}^{\langle 1 \rangle}, \\ Y &= Y', Y' = 0. \end{aligned}$$

Таким чином, після двох кроків процедури лиття утворюється матриця незалежних подій розміру $l \times 5$. Природно, що потім, на третьому кроці, перетворення виконується над усіма його стовпцями і в загальному випадку буде сформовано ще п'ятнадцять стовпців матриці Y незалежних подій, і він стане $l \times 15$.

В результаті на кожному кроці виконуються дві підпроцедури, перша з яких включає в себе тільки операцію розщеплення, а друга включає в себе операцію поглинання і розщеплення. У загальному випадку перетворення на - му кроці, за винятком першого, виглядають наступним чином:

$$\begin{aligned}
 C_{i,1} &= Y^{(1)} \sqcup S^{(i+1)}, \\
 Y'^{(1)} &= C_{i,1}^{(1)}, \\
 C_{i,2} &= C_{i,1}^{(2)} \sqcup C_{i,1}^{(3)}, C_{i,1}^{(2)} \neq -1_l, \\
 Y'^{(2)} &= C_{i,2}^{(1)}, \\
 c_{i,3} &= Y^{(2)} \sqcup S^{(i+1)}, \\
 C_{i,3} &= Y^{(2)} \sqcup c_{i,3}, \\
 Y'^{(3)} &= C_{i,3}^{(1)}, \\
 C_{i,4} &= C_{i,3}^{(2)} \sqcup C_{i,3}^{(3)}, C_{i,3}^{(2)} \neq -1_l, \\
 Y'^{(4)} &= C_{i,4}^{(1)}, \\
 c_{i,j} &= Y^{(k')} \sqcup S^{(i+1)}, \\
 C_{i,j} &= Y^{(k')} \sqcup c_{i,3}, \\
 Y'^{(k)} &= C_{i,j}^{(1)}, \\
 C_{i,j+1} &= C_{i,j}^{(2)} \sqcup C_{i,j}^{(3)}, C_{i,j}^{(2)} \neq -1_l, \\
 Y'^{(k+1)} &= C_{i,j}^{(1)},
 \end{aligned}$$

де k — номер сформованого стовпця матриці Y' незалежних подій;
 k' — номер аналізованого стовпця матриці Y незалежних подій; j — номер ітерації
 в межах кроку.

Полюси позначаються квадратами, де джерело $v_s = 1$, потік $v_t = 5$.

Використовуючи формулу (2.11) матриці шляху та перетворень, які включають розщеплення та поглинання формується кінцева матриця Y незалежних подій, що складається всього з п'яти стовпців:

$$Y = Y' = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ -1 & 2 & 2 & 0 & 0 \\ -1 & 1 & 0 & -1 & 1 \\ -1 & -1 & 4 & 2 & 2 \\ -1 & -1 & 4 & -1 & 3 \\ -1 & -1 & 4 & 2 & 2 \\ -1 & -1 & 1 & 1 & 0 \end{bmatrix}. \quad (2.14)$$

Аналогічно з матриці двополюсних перетинів отримано відповідну матрицю незалежних подій незв'язності:

$$Y = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ -1 & 5 & 3 & 3 & 3 \\ 3 & 3 & 0 & 0 & 0 \\ -1 & 7 & -1 & 7 & 4 \\ -1 & 5 & 4 & 4 & 0 \\ -1 & 2 & -1 & 2 & 2 \\ 2 & 0 & 2 & 0 & -1 \end{bmatrix}. \quad (2.15)$$

Зауважимо, що матриці (2.14) і (2.15) відповідають об'єднанню незалежних подій, отриманому у вигляді виразу (2.3). При цьому кожен стовпець цих матриць визначає один елемент в об'єднанні (2.3), а елементи матриці задаються за принципом приналежності до деякої групи за рівністю (2.10).

2.6 Перехід від матриці незалежних подій до функції ймовірності

Перехід від матриці подій до функції ймовірності ґрунтується на представленні елементів цієї матриці у вигляді виразу (2.10), а також на виразі (2.6) для довільної незалежної події a_i та сумі ймовірностей їх зв'язку, яка має аналітичний вигляд (2.5).

Ймовірність незалежної події a_i за теоремою про множення ймовірностей для незалежних подій [12] та виразом (2.6) дорівнює добутку ймовірностей складових нею подій (груп):

$$P(a_i) = \prod_{k=1}^{g_i+1} P(a_{i,k}).$$

Для кожної з груп подій, також відповідно до цієї теореми, формулою для повної групи подій і виразами (2.7)–(2.9), розкладаються ймовірності:

$$\begin{aligned} P(a_{i,k}) &= 1 - \prod_{l_{ik} \in a_{i,k}} p_{ik}, k = 1, \dots, g_i, \\ P(a_{i,g_i+1}) &= \prod_{l_{ig_i+1} \in a_{i,g_i+1}} p_{ig_i+1}, \\ P(a_{i,g_i+2}) &= 1 - \prod_{l_{ig_i+2} \notin a_i} 0 = 1, \end{aligned}$$

де $p_{ik} = P(l_{ik})$ - ймовірність зв'язку (працездатності) ребра l_{ik} .

Зауважимо, що в третьому рівнянні $P(l_{ik}) = 0$, оскільки ребра не беруть участі у формуванні події a_i .

Також зручно отримувати вираз для визначення ймовірності зв'язку на основі матриці незалежних подій спочатку в скалярному вигляді, а потім

переходити до матричного.

У матричному вигляді можна представити обчислення ймовірностей у вигляді операцій над векторами і матрицями:

$$P(a_{i,k}) = 1 - |\text{dg}\{\text{sign}[(\mathbf{Y}^{(i)} - k\mathbf{1}_l) \odot (\mathbf{Y}^{(i)} - k\mathbf{1}_l)] \odot (\mathbf{1}_l - \mathbf{p}) + \mathbf{p}\}|, k = 1, \dots, g_i,$$

$$P(a_{i,g_i+1}) = |\text{dg}[\text{sign}(\mathbf{Y}^{(i)} \odot \mathbf{Y}^{(i)}) \odot (\mathbf{1}_l - \mathbf{p}) + \mathbf{p}]|,$$

де $|\mathbf{X}|$ – визначник квадратної матриці $\mathbf{X}$ [7]; $\text{dg}(\mathbf{x})$ — діагональний оператор вектора $\mathbf{x}$ [37]; $\mathbf{p} = \{p_i\}_{i=1,\dots,l}$ - вектор ймовірності зв'язку (продуктивності) ребер і вершин.

Зауважимо, що визначник діагоналізованого вектора $\mathbf{x} = \{x_i\}_{i=1,\dots,l}$ дорівнює добутку його елементів, тобто

$$|\text{dg}(\mathbf{x})| = \prod_{i=1}^l x_i.$$

Таким чином, ймовірність зв'язності графіка (функція ймовірності) на основі дерев дорівнює:

$$P(S) = 1 - \sum_{i=1}^{s'} |\text{dg}[\text{sign}(\mathbf{Y}^{(i)} \odot \mathbf{Y}^{(i)}) \odot (\mathbf{1}_l - \mathbf{p}) + \mathbf{p}]| \times$$

$$\times \prod_{k=1}^{\max(\mathbf{Y}^{(i)})} (1 - |\text{dg}\{\text{sign}[(\mathbf{Y}^{(i)} - k\mathbf{1}_l) \odot (\mathbf{Y}^{(i)} - k\mathbf{1}_l)] \odot (\mathbf{1}_l - \mathbf{p}) + \mathbf{p}\}|). \quad (2.16)$$

Якщо матриця перерізу $\mathbf{W}$ використовується як основа для обчислення $\mathbf{Y}$ -матриці незалежних подій, то у виразі для ймовірності зв'язку необхідно замінити вектор $\mathbf{p}$ ймовірності зв'язку (виконання) ребер вектором $(\mathbf{1}_l - \mathbf{p})$ ймовірностей незв'язності (непрацездатності) ребер, а також врахувати скорочення одиниці:

$$P(S) = \sum_{i=1}^{s'} |dg[\text{sign}(\mathbf{Y}^{(i)} \odot \mathbf{Y}^{(i)}) \odot \mathbf{p} + (\mathbf{1}_l - \mathbf{p})]| \times$$

$$\times \prod_{k=1}^{\max(\mathbf{Y}^{(i)})} (1 - |dg\{\text{sign}[(\mathbf{Y}^{(i)} - k\mathbf{1}_l) \odot (\mathbf{Y}^{(i)} - k\mathbf{1}_l)] \odot \mathbf{p} + (\mathbf{1}_l - \mathbf{p})\}|). \quad (2.17)$$

Таким чином, незалежно від використовуваного базису у вигляді дерев або перерізів, функція ймовірності має однаковий вигляд з точністю до вектора ймовірності $\mathbf{p}$ зв'язку ребер і нормуючої одиниці.

Згідно з матрицею незалежних подій зв'язку за формулою (2.14), у виразі (2.16) всього п'ять доданків, тобто $s' = 5$. Тоді ймовірність зв'язності графіка G дорівнює:

$$P(S) = 1 - [1 \cdot 0,1 + 0,9 \cdot 0,12 + 0,92 \cdot 0,12 \cdot (1 - 0,93) + 0,92 \cdot 0,1 \cdot (1 - 0,92) + 0,93 \cdot 0,12 \cdot (1 - 0,92)]$$

$$= 1 - (0,1 + 0,009 + 0,0021951 + 0,01539 + 0,0013851) = 0,8720298.$$

Аналогічно результат виходить на основі матриці незалежних подій роз'єднаності (2.15). У виразі (2.17) також є тільки п'ять доданків, тобто $s' = 5$. Тоді ймовірність зв'язності графіка G дорівнює:

$$P(S) = 1 \cdot 0,93 + 0,1 \cdot 0,94 \cdot (1 - 0,12) + 0,1 \cdot 0,94 + 0,12 \cdot 0,95 + 0,12 \cdot 0,94 =$$

$$= 0,729 + 0,0649539 + 0,06561 + 0,0059049 + 0,006561 = 0,8720298.$$

Як і очікувалося, результати виявилися ідентичними.

2.7 Оцінка обчислювальної складності запропонованого методу розрахунку ймовірності підключення (відключення) телекомунікаційної мережі

Обчислювальна складність розглянутого методу оцінюється за аналогією з

запропонованим методом оцінки ефективності (величини трудовитрат) методу дводольних графів [13,14]. У цьому випадку обчислювальна складність вимірюється кількістю кон'юнктивних форм, необхідних для представлення події зв'язності графа. Рациональніше трохи уточнити його і поговорити про кількість елементарних побудов (підграфів), проаналізованих в процесі зведення початкового Стовпець. Оцінка розглядається в [13] для графів регулярної структури, а точніше, повністю зв'язних графів, так як в графіках довільної структури (бі- і багатополярних) неможливо визначити число простих ланцюжків (шляхів) або стягнутих дводольних графів. Тоді число n_d сполучних форм (елементарних конструкцій) на повністю зв'язних графах з v вершинами та $l = \frac{v(v-1)}{2}$ ребра жорсткості для методу дводольних графів визначається за допомогою:

$$n_d = \sum_{i=0}^{v-3} C_{v-1}^i (2^{v-1-i} - 2),$$

де C_{v-1}^i – число комбінацій i елементів на $v - 1$ [9].

Метод інверсії багатьох змінних МВІ для випадку дво полюсних мереж оперує елементарними побудовами, що породжують кон'юнктивні форми у вигляді простих ланцюгів, число n_t яких визначається як сума числа розміщень [9] на всіх неполюсних вершинах:

$$n_t = \sum_{i=0}^{v-2} \frac{(v-2)!}{(v-2-i)!}.$$

Слід зазначити, що в цих варіантах елементарні побудови враховують і ненадійність вершин. При цьому абсолютна надійність вершин ніяк не впливає на кількість простих ланцюгів.

У разі врахування абсолютної надійності вершин значно скорочується число елементарних побудов для методу дводольних графів [13]:

$$n'_d = \sum_{i=0}^{v-3} C_{v-1}^i = 2^{v-1} - v.$$

З іншого боку, метод інверсії багатьох змінних МВІ може використовувати біполярні перерізи як елементарні конструкції, число яких відповідає сумі числа декартових добутків [12] вершинних несполучених ділянок графа:

$$n_s = \sum_{i=0}^{v-2} C_{v-2}^i = 2^{v-2}.$$

Ще раз підкреслимо, що в даному випадку всі вершини вважаються абсолютно надійними.

На рисунку 2.6 наведені залежності числа n аналізованих елементарних конструкцій (кон'юнкцій) від числа v вершин повністю зв'язного графа для запропонованого методу та методу дводольних графів. З проведеного аналізу випливає, що метод інверсії багатьох змінних (МВІ) має перевагу в обчислювальній ефективності тільки для повністю зв'язних графів з числом вершин менше восьми в порівнянні з методом дводольних графів. Однак при використанні секцій і абсолютно надійної інверсії багатьох змінних вершин показує виграш:

$$\frac{n'_d}{n_s} = 2 - 2^{2-v}v,$$

прагне до двох зі збільшенням числа вершин, тому для графа з більш ніж вісімнадцятьма вершинами ($v \geq 18$) похибка становить менше 0,1%.

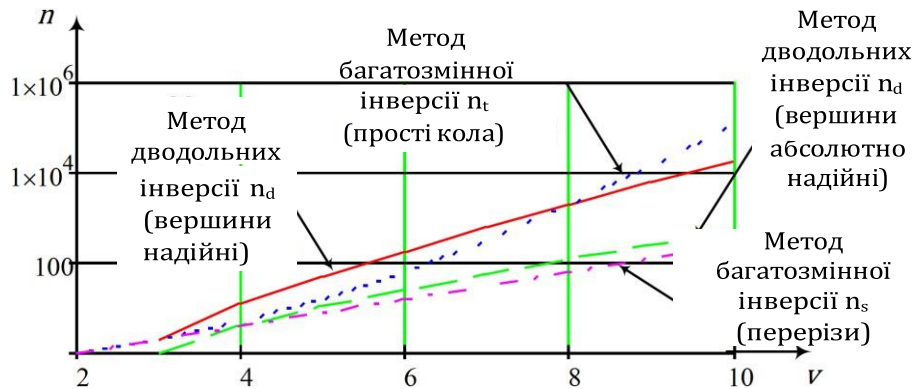


Рисунок 2.6 – Залежності числа n аналізованих елементарних конструкцій (кон'юнкцій) від числа v вершин повністю зв'язного графа

2.8 Приклад аналізу ймовірності зв'язку для мостового графіка залежних та незалежних матриць подій на основі шляхів та двополюсних перерізів

Застосування розроблених процедур буде проаналізовано на прикладі мостового графіка G та визначено ймовірність його зв'язності. Полюси позначаються квадратами, де джерело $v_s = 1$, стік $v_t = 4$.

Матриця суміжності графіка визначена раніше. Ймовірності зв'язності ребер однакові – $P(l_j) = p = 0,9$, $j = 1, \dots, j$.

Використовуючи W_t матрицю шляху і формулу (2.11), знаходимо матрицю скороченого шляху S_t , на основі якої за запропонованими процедурами зведення роз'єднаних подій до об'єднання незалежних подій у вигляді рекурсії за

формулами (2.12)–(2.13) визначаємо Y_t матрицю незалежних подій зв'язку, що складається з чотирьох стовпців за кількістю шляхів s' :

$$Y_t = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 \\ 2 & 0 & -1 & 2 \\ -1 & 4 & -1 & 3 \\ -1 & 4 & 1 & 1 \\ -1 & 2 & 2 & 0 \end{bmatrix}. \quad (2.18)$$

Аналогічно, але використовуючи матрицю перерізу W_s , визначте матрицю Y незалежних роз'єднаних подій:

$$Y_s = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 \\ -1 & 4 & 1 & 1 \\ -1 & 4 & -1 & 3 \\ 2 & 0 & -1 & 2 \\ -1 & 2 & 2 & 0 \end{bmatrix}. \quad (2.19)$$

Імовірнісний вектор зв'язності (працездатності) ребер складається з однакових елементів:

$$\mathbf{p} = p\mathbf{1}_l = \begin{bmatrix} 0,9 \\ 0,9 \\ 0,9 \\ 0,9 \\ 0,9 \\ 0,9 \\ 0,9 \end{bmatrix}.$$

За формулою (2.18) у виразі (2.16) всього чотири доданки, тобто $s' = 4$. Тоді ймовірність зв'язності графіка G дорівнює:

$$\begin{aligned} P(S) &= 1 - [0,1^2 + 0,9 \cdot 0,1^2 \cdot (1 - 0,9^2) + 0,9 \cdot 0,1^2 + 0,9^2 \cdot 0,1^3] = \\ &= 1 - (0,01 + 0,00171 + 0,009 + 0,00081) = 0,97848. \end{aligned}$$

Аналогічно результат виходить на основі матриці незалежних роз'єднаних подій (2.19). У виразі (2.17) також є тільки чотири доданки, тобто $s' = 4$. Тоді

ймовірність зв'язності графіка G дорівнює:

$$\begin{aligned} P(S) &= 0,9^2 + 0,1 \cdot 0,9^2 \cdot (1 - 0,1^2) + 0,1 \cdot 0,9^2 + 0,1^2 \cdot 0,9^3 = \\ &= 0,81 + 0,08019 + 0,081 + 0,00729 = 0,97848. \end{aligned}$$

Як і очікувалося, результати виявилися ідентичними.

2.9 Висновки по другому розділу

1. Добре відомий підхід інверсії багатьох змінних (MVI) призводить до компактної форми запису результуючого виразу зв'язку та зменшує обчислювальну складність порівняно з іншими методами, але має суттєвий недолік, пов'язаний із визначенням унікальності ребер, що містяться в ньому. Для усунення цього недоліку пропонується розглянути переріз подій незв'язності, що призводять до суми несумісних добутків, але без необхідності виконання інверсії багатьох змінних для кожного з доданків над усіма раніше розглянутими.

2. Рекурсивна процедура використовується для зведення декількох роз'єднаних подій до об'єднання незалежних подій, використовуючи тільки дві операції на кожному етапі: розщеплення і поглинання. Це дозволяє не враховувати всі раніше зареєстровані підграфи у всіх величинах інверсії.

3. Розроблено модифікований підхід до оцінки ймовірності зв'язку за допомогою перерізів, який знижує обчислювальну складність розрахунків за рахунок меншого числа перерізів у порівнянні з багатополюсними деревами графіків, що розглядаються на практиці.

4. Для зручності розрахунку розроблено наступне:
- матричні форми операцій поглинання і розщеплення
 - матричні форми операцій і вирази для подій зв'язності (роз'єднаності) дерев і ділянок;
 - матричні форми приведення декількох подій незв'язності до

об'єднання незалежних подій;

- перехід від матриці незалежних подій до імовірнісної функції.

5. Представлено аналіз обчислювальної складності запропонованого методу на основі інверсії багатьох змінних з методом дводольних графів. Аналіз показав наявність виграшу в обчислювальній складності запропонованого методу для повністю зв'язних графів з числом вершин менше восьми.

3. МЕТОДИКА РОЗРАХУНКУ КОЕФІЦІЄНТІВ ДОСТУПНОСТІ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОЇ МЕРЕЖІ, НА ПРИКЛАДІ МАГІСТРАЛЬНОЇ МЕРЕЖІ

3.1 Надійність вузлів і ліній зв'язку

Основою будь-якої мережі є її структура – сукупність вузлів і ліній зв'язку з їх взаємозв'язками і характеристиками. До характеристик мережі відносяться, перш за все, показники її надійності. Одним з показників, з точки зору якого розглядається дана робота, є коефіцієнт доступності, який є однією з метрик, що відображають структурну надійність мережі [16].

Аналізується надійність мережевих ліній зв'язку і вузлів на транспортній мережі. Мережеве обладнання складається з елементів, кожен з яких характеризується власними параметрами надійності, такими як середнє напрацювання на відмову і час відновлення [15]. Середнє напрацювання на відмову T_0 мережі.

Обладнання транспортної мережі, що включає мультиплексори вводу/виводу та оптичні крос-конектори, має часовий розмірність [15]. Середній час відновлення T_r мережевого обладнання визначається в годинах.

Аварії на лініях зв'язку транспортної мережі можуть виникати як через несправність оптичного кабелю, так і через несправність систем лінійного мультиплексування WDM (Wavelength Division Multiplexing) або оптичних підсилювачів. Середнє напрацювання на відмову кабелю T_0 визначається за мірою довжини розриву, що відповідає середній довжині кабелю d_0 що підлягає одноразовому зрізу на рік. Такий стан пояснюється збільшенням ймовірності розриву кабелю при збільшенні його довжини d .

Час між відмовами оптичного кабелю, виражене в годинах, визначається виразом [15]:

$$T_0 = 8760 \frac{d_0}{d}. \quad (3.1)$$

Середній час відновлення кабелю T_r включає в себе такі параметри, як: час виявлення несправностей, час доступу до кабелю, час ремонту пошкоджень та введення в експлуатацію, час тестування якості обміну інформацією.

Перелік середніх напрацювань на відмову і часу відновлення для найбільш часто використовуваного мережевого обладнання наведено в таблиці 3.1 [15].

Таблиця 3.1 – Параметри надійності мережевого обладнання

Обладнання	Середній час норобки на відмову T_0 , год	Середній час відновлення T_r , год
Оптичний підсилювач	$5 \cdot 10^5$	24
Система ущільнення лінії WDM	$5 \cdot 10^5$	6
Крос-конектор	$1 \cdot 10^5$	6
Мультиметр вводу-виводу	$1 \cdot 10^5$	6
—	Середня довжина d_0 , км	Середній час відновлення T_r , год
Кабель	450	24

Введемо припущення, яке передбачає, що на кожному вузлі зв'язку транспортної мережі є хоча б один мультиплексор вводу-виводу або крос-конектор, що забезпечує всі напрямки зв'язку [7].

У загальному випадку коефіцієнт доступності відповідає ймовірності з'єднання лінії або вузла і визначається через:

$$p = 1 - \frac{T_r}{T_0}. \quad (3.2)$$

Тоді коефіцієнт готовності вузла зв'язку p_v визначається к

$$p_v = 1 - \frac{6}{10^5} = 0,99994. \quad (3.3)$$

Працездатність оптичної лінії зв'язку, що складається з різних елементів, представлених на рисунку 3.1, визначається готовністю цих елементів. Якщо вихід з ладу елемента лінії зв'язку не залежить від друга, то коефіцієнт готовності лінії визначається як:

$$p_l(d) = p_c(d) p_a^{n(d)} p_w^2, \quad (3.4)$$

де $p_c(d)$ – коефіцієнт готовності кабелю довжиною d ; p_a – коефіцієнт готовності оптичного підсилювача; $n(d)$ – кількість оптичних підсилювачів; p_w – коефіцієнт готовності системи герметизації лінії WDM.



Рисунок 3.1 – Типова двонаправлена оптична лінія

Тоді коефіцієнт доступності кабелю визначається як:

$$p_c(d) = 1 - \frac{T_r}{8760 \frac{d_0}{d}} = 1 - \frac{24}{8760 \frac{450}{d}} = 1 - 6,088 \cdot 10^{-6} d. \quad (3.5)$$

Коефіцієнт готовності оптичного підсилювача:

$$p_a = 1 - \frac{24}{5 \cdot 10^5} = 0,999952. \quad (3.6)$$

Кількість оптичних підсилювачів:

$$n(d) = \left\lfloor \frac{d}{100} \right\rfloor, \quad (3.7)$$

де $\lfloor x \rfloor$ округлюється до найближчого цілого числа x .

Коефіцієнт готовності системи герметизації лінії WDM:

$$p_w = 1 - \frac{6}{5 \cdot 10^5} = 0,999988. \quad (3.8)$$

Тоді коефіцієнт доступності лінії:

$$p_l(d) = (1 - 6,088 \cdot 10^{-6}d) \cdot 0,999952^{\left\lfloor \frac{d}{100} \right\rfloor} \cdot 0,999988^2. \quad (3.9)$$

3.2. Методика розрахунку коефіцієнтів доступності механізмів підтримки телекомунікаційної мережі

У телекомунікаційних мережах використовуються два класи механізмів відмовостійкості: захисне перемикання на відмову і динамічне відновлення. У захисних механізмах перемикання виділяють чотири основні архітектури: $1 + 1$, $1: n$, $(1: 1)^n$, $m: n$ і шість типів захищених ділянок мережі: вузол, лінія, сегмент, маршрут, кільце та р-цикл.

Кожен з них має свої особливості з точки зору технічних реалізації, але з точки зору аналізу надійності за допомогою випадкових графів, досить розглядати захищену область як сукупність ребер і вершин графа, використання яких допускається тільки на основному маршруті. Використання р-циклів або кілець також зводиться до аналогічних типів резервування. Час, необхідний для перемикання з основного каналу на резервний, у разі збоїв не враховувався і потребує подальшого дослідження.

Для зручності елементи маршрутів будуть представлені у вигляді трьох груп ділянок, архітектура яких представлена на рисунку 3.2.

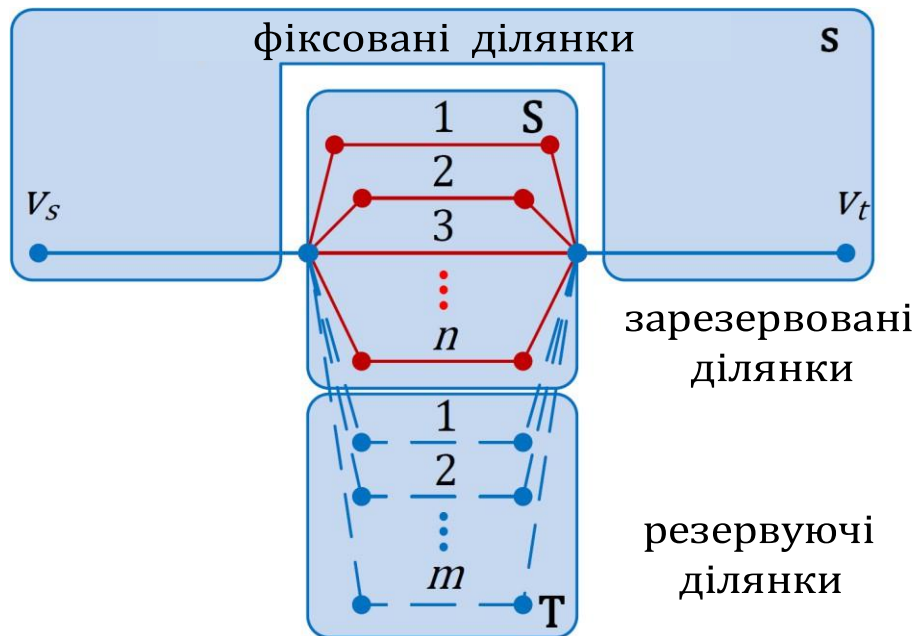


Рисунок 3.2 – Архітектура шляхів передачі інформації з механізмами відмовостійкості

Перша група ділянок описує фіксовані відрізки шляху, описані у вигляді вектора $s = \{s_i\}_{i=1, \dots, l+v}$ елементи (вузол, ребро) мережевого графа. Наступна група описує зарезервовані зони матричному вигляді $S = \{s_{i,j}\}_{i=1, \dots, l+v, j=1, \dots, n}$, в якій всі стовпці відповідають одному з n зарезервованих ділянок. І остання група описує графіки резервування у вигляді матриці $T = \{t_{i,j}\}_{i=1, \dots, l+v, j=1, \dots, m}$, кожному стовпчику якого відповідає одна з m резервуючих ділянок.

Для будь-якої архітектури способів захисної комутації розглянемо n маршрути, які утворюють загальну форму основних маршрутів, що визначаються як прості ланцюги з незалежними зарезервованими ділянками. В даному випадку матриця резервованих ділянок формується з врахуванням найвищого коефіцієнту готовності серед виділених елементів графіка, їх відсутність на фіксованих ділянках, а також незалежності:

$$S^{\langle 1 \rangle} = \left\{ W^{\langle j \rangle} : \max \left[s + W^{\langle j \rangle} \right] = 1, \text{ якщо } \min \prod_{j=1, \dots, S}^{l+v} p_i w_{i,j} \right\}, \quad (3.10)$$

$$S^{\langle 1 \rangle} = \left\{ W^{\langle j \rangle} : \max \left[s + \text{sign}(S1_{i-1}) + W^{\langle j \rangle} \right] = 1, \text{ якщо } \min \prod_{j=1, \dots, S}^{l+v} p_i w_{i,j} \right\}, \quad (3.11)$$

$$i = 2, \dots, n,$$

де $W = \{w_{i,j}\}_{i=1, \dots, l+v, j=1, \dots, S}$ – матриця шляхів між джерелом і потоком зарезервованих ділянок; $p = \{p_i\}_{i=1, \dots, l+v}$ – вектор ймовірності зв'язності (працездатності) ребер і вершин.

Тоді основні маршрути (зарезервовані) описуються як матриці шляхів (простий ланцюжків) **R**, включаючи елементи фіксованих та резервованих ділянок:

$$R = s1_n^T + S. \quad (3.12)$$

Також на основі простих схем формуються маршрути **m**, що включають незалежні ділянки резервування, при цьому зарезервовані ділянки повинні бути незалежними від ділянок резервування. Формується матриця розділів резервування беручи до уваги найвищий коефіцієнт доступності серед обраних елементів графіка, їх відсутність у фіксованих та зарезервованих зонах, а також незалежність:

$$T^{\langle 1 \rangle} = \left\{ W^{\langle j \rangle} : \max \left[\text{sign}(R1_n) + W^{\langle j \rangle} \right] = 1, \text{ якщо } \min \prod_{j=1, \dots, S}^{l+v} p_i w_{i,j} \right\}, \quad (3.13)$$

$$T^{\langle 1 \rangle} = \left\{ W^{\langle j \rangle} : \max \left[\text{sign}(R1_n) + \text{sign}(T1_{i-1}) + W^{\langle j \rangle} \right] = 1, \text{ якщо } \min \prod_{j=1, \dots, S}^{l+v} p_i w_{i,j} \right\}, \quad (3.14)$$

$$i = 2, \dots, m,$$

Тоді резервуючі маршрути описуються як матриці **R** шляхів, що включають елементи фіксованих і резервних ділянок:

$$R = s1_m^T + T. \quad (4.15)$$

Так для архітектури 1 + 1 показаний на рис. 3.3, основний шлях від джерела до стоку дублюється резервним за допомогою ділянки резервування, у випадку відмови резервованого, при цьому всі вхідні резервуючу ділянку елементи мають найвищі коефіцієнти готовності з усього набору. В даному випадку матриці резервованих **S** та резервуючих **T** ділянок зводяться до векторів, а матриця шляхів **R** складається з пари стовпців, перший $R^{(1)}$ визначає основний маршрут, другий $R^{(2)}$ – резервувачий:

$$R^{(1)} = s + S, \quad (3.16)$$

$$R^{(2)} = s + T. \quad (3.17)$$

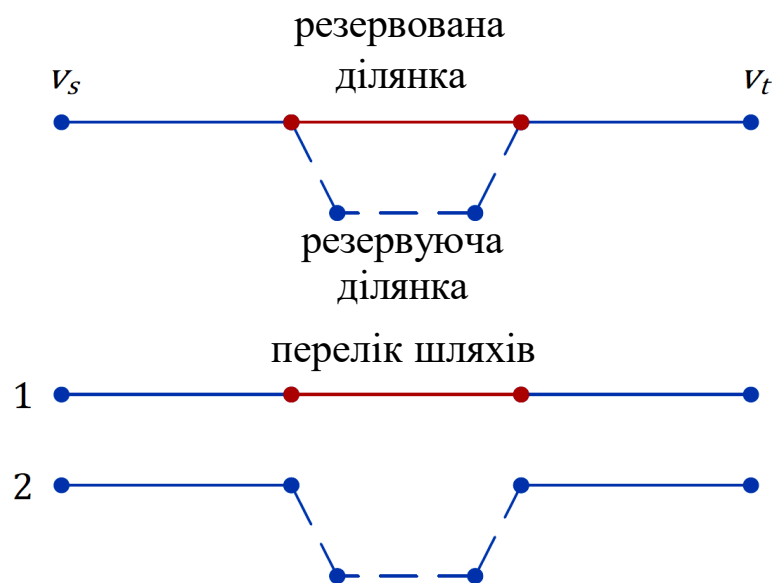


Рисунок 3.3 – Архітектура безпечного перемикавання 1+1 та список доріжок

Для архітектури 1: n, показаної на рисунку 3.4, n основних шляхів від джерела до стоку дублюються єдиним резервним шляхом, який не включає елементи основних шляхів і має найвищу доступність з можливих варіантів. У цьому випадку матриця **S** зарезервованих посилок складається з n стовпців, матриця **T** зарезервованих посилок зводиться до вектора, а матриця шляхів **R**,

включає $n+1$ стовпець. Перший стовпець $\mathbf{R}^{(1)}$ визначає набір елементів, що входять до складу фіксованої ділянки та всіх зарезервованих ділянок, а n інших $\mathbf{R}^{(i)}$, $i=2, \dots, n+1$ – аналогічний, але з урахуванням заміни одного з зарезервованих ділянок, у разі відмови від неї, до резервування:

$$\mathbf{R}^{(1)} = \mathbf{s} + \mathbf{S}1_n, \quad (3.18)$$

$$\mathbf{R}^{(i)} = \mathbf{R}^{(1)} - \mathbf{S}^{(i-1)} + \mathbf{T}, \quad i=2, \dots, n+1. \quad (3.19)$$

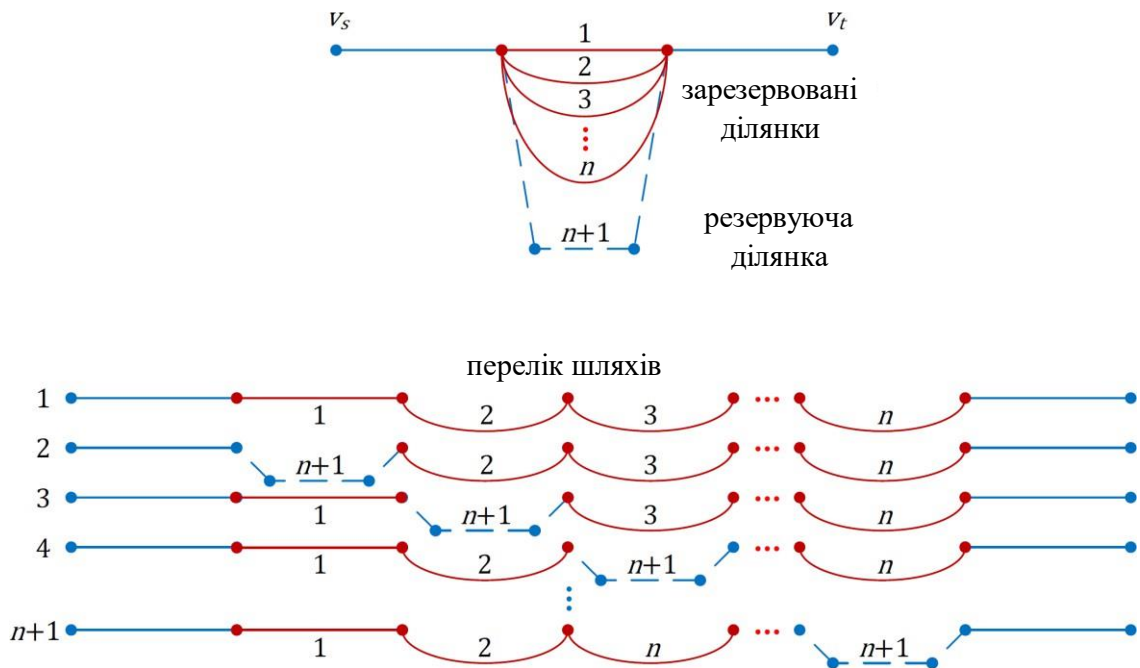


Рисунок 3.4 –Архітектура безпечного перемикавання 1:n та перелік шляхів

Для архітектури $(1:1)^n$, показаної на рисунку 3.5, всі n первинних шляхів дублюються одним резервним шляхом з аналогічним джерелом v_s і стоком v_t , в якому відсутні елементи свого основного шляху і він має найвищу доступність з можливих варіантів.

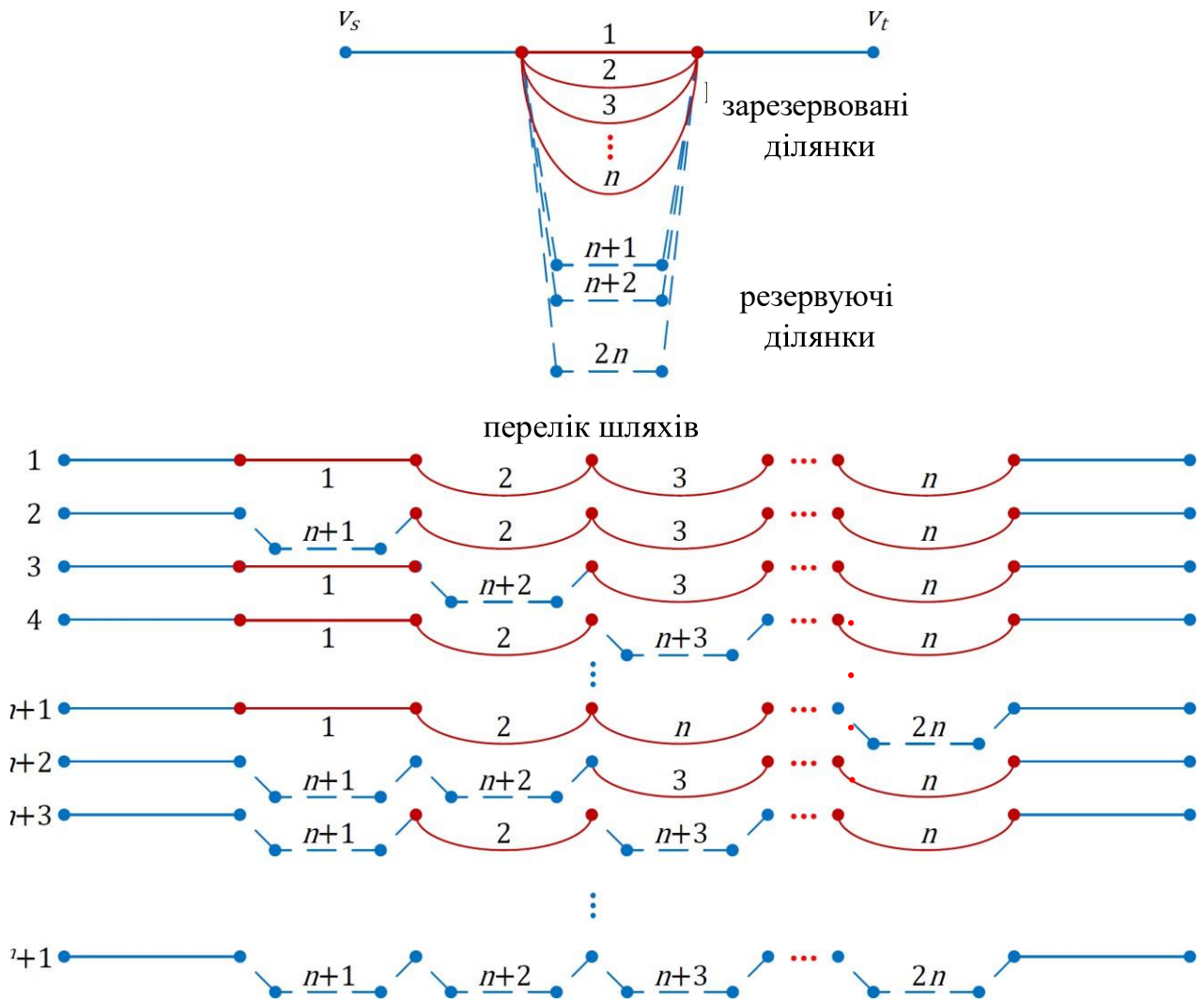


Рисунок 3.5 – Архітектура безпечного перемикавання $(1:1)^n$ та перелік шляхів

У цьому випадку матриці зарезервованих S і резервуючих T ділянок складаються з n ($m=n$) стовпців, а матриця шляхів R включає 2^{n+1} стовпців. Перший стовець $R^{(1)}$ визначає набір елементів фіксованої ділянки та всіх зарезервованих ділянок, а 2^n решта $R^{(i)}$, $i = 2, \dots, 2^n + 1$ – аналогічному, але з послідовною заміною однієї або декількох зарезервованих ділянок, у разі їх виходу з ладу, на відповідні резервуючі:

$$R^{(1)} = s + S1_n, \quad (3.20)$$

$$R^{(i)} = R^{(1)} + (T - S)C_n^{(i-1)}, i = 2, \dots, 2^n + 1, \quad (3.21)$$

де $C_n = [C_{1,n} | C_{2,n} | \dots | C_{n,n}]$ – блочна матриця поєднань розміром $n \times 2^n$, кожен стовпець якої відповідає комбінації послідовного перебору резервуючих маршрутів, починаючи з одного і закінчуючи всіма; C_n^i – матриця комбінацій i на n розміру $n \times C_n^i$, кожен стовпець який містить i одиниць та відповідає певному співвідношенню з i по n , C_n^i – кількість комбінацій від i до n [9]. Для архітектури $m:n$, показаної на рис. 3.6, n основних шляхів дублюються m запасними, які не включають в себе елементи своєї основної траси і мають найвищі коефіцієнти готовності з усіх можливих варіантів.

По суті, тут необхідно враховувати всі можливі комбінації розміщень з i елементів по n , де $i = 1, \dots, n$ і з i елементів по m , де $i = 1, \dots, m$:

$$\mathbf{R}^{(1)} = \mathbf{s} + \mathbf{S}1_n, \quad (3.22)$$

$$\mathbf{R}^{(i)} = \mathbf{R}^{(1)} + \mathbf{T}\mathbf{M}_t^{(i-1)} - \mathbf{S}\mathbf{M}_s^{(i-1)}, i = 2, \dots, \sum_{i=0}^m C_n^i C_m^i \quad (3.23)$$

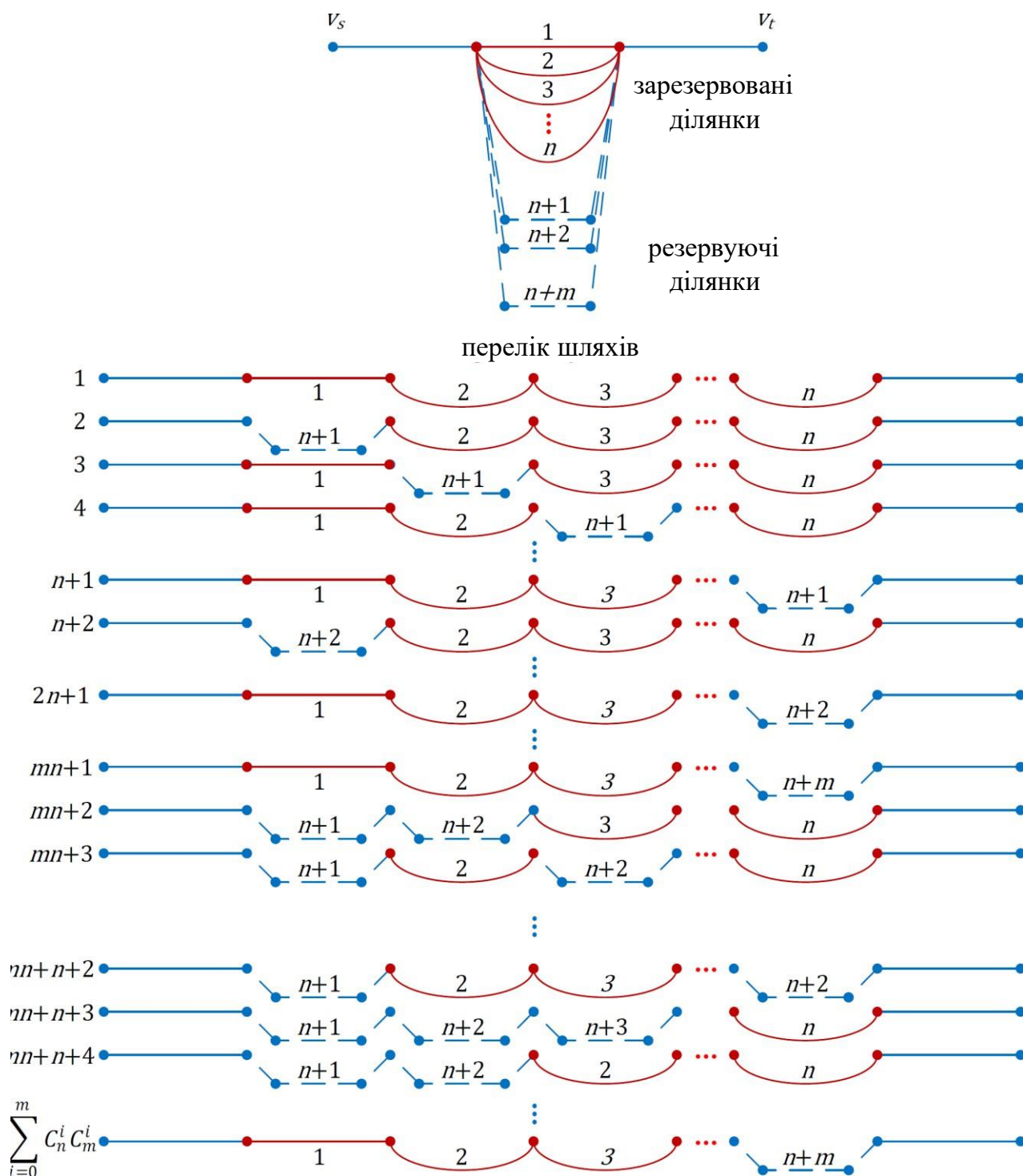


Рисунок 3.6 – Архітектура безпечного перемикання $m:n$ та список доріжок

Механізми динамічного відновлення мають більшу гнучкість у плануванні обхідних маршрутів, ніж методи резервування. В цілому будь-який сформований обхідний (резервний) шлях, при прийомі сигналу про збій в мережі, може виявитися реальним варіантом для організації резервування

ділянки. То з урахуванням вимог до мінімальної кількості альтернативних маршрутів, яка еквівалентна кількості n резервованих шляхів в механізмі захисного перемикавання, слід розглядати всі можливі маршрути вихідного графа як резервуючі, і умова їх незалежності не є критичною.

Виходячи з рис. 3.2, із загального числа можливих шляхів вибираємо шляхи, що містять елементи фіксованих ділянок і n доріжок, незалежних один від одного, і фіксованих ділянок. Для цього необхідно проаналізувати всю всього набору можливих альтернативних шляхів за свою незалежність від фіксованих ділянок шляхом виразу:

$$S^{(1)} = \left\{ W^{(j)} : \min_{j=1, \dots, S} j, \text{ якщо } \max [s + W^{(j)}] = 1 \right\}, \quad (3.24)$$

$$S^{(i)} = \left\{ W^{(j)} : \min_{j=1, \dots, S} j, \text{ якщо } \max [s + W^{(j)}] = 1, W^{(j)} \neq S^{(k)}, k = 1, \dots, i-1 \right\}, i = 2, \dots \quad (3.25)$$

За отриманою матрицею S незалежних альтернативних ділянок будується матриця шляхів, яка включає ряд стовпців, елементи якого відповідають фіксованій ділянці і n альтернативним незалежним маршрутам:

$$R = s + SC_{n, cols(S)} C_0. \quad (3.26)$$

Таким чином, таке представлення в сукупності з використанням методу інверсії багатьох змінних (МБІ) дозволяє враховувати ефекти дублювання елементів в різних маршрутах і, як наслідок, усувати неточності в оцінці коефіцієнта α_{ij} щодо методів з використанням припущення про незалежні шляхи передачі інформації.

3.3. Аналіз надійності телекомунікаційної мережі на прикладі кабельної структури магістральної мережі

Для аналізу надійності мережі розглянута структура магістральної мережі.

Припустимо, що кожен вузол має хоча б один мультиплексор вводу/виводу або крос-з'єднувач, що забезпечує роботу у всіх можливих напрямках. Тоді за виразом (3.3) коефіцієнт доступності кожного вузла відповідає $p_v = 0,99994$. Всі лінії зв'язку досліджуваної мережі є волоконно-оптичними, тому коефіцієнти готовності їх ПЛ визначаються протяжністю географічних координат d_i міст і обчислюються за виразом (3.9). Коефіцієнти готовності ліній зв'язку досліджуваної мережі представлені в таблиці 3.2.

Таблиця 3.2 – Параметри надійності ліній зв'язку

Номер лінії l	Протяжність d_l , км	Коефіцієнт готовності p_l	Номер лінії l	Протяжність d_l , км	Коефіцієнт готовності p_l	Номер лінії l	Протяжність d_l , км	Коефіцієнт готовності p_l
1	375	0,99755	8	150	0,99901	15	410	0,99729
2	200	0,99866	9	115	0,99923	16	400	0,99735
3	200	0,99866	10	110	0,99926	17	565	0,9963
4	175	0,99886	11	575	0,99624	18	265	0,99827
5	250	0,99836	12	225	0,99851	19	430	0,99717
6	600	0,99604	13	325	0,99785	20	325	0,99785
7	140	0,99908	14	165	0,99892	21	440	0,99711

Аналіз наведено на прикладі двополюсної мережі досліджуваного графіка¹ (рисунок 4.7), на якій вершини-полюси позначені квадратами: $v_s = 1$, $v_t = 12$.

Матриця суміжності графа мережі визначається як:

$$A = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}.$$

Ця двополюсна мережа містить двісті три простих кола ($s' = 203$) і сто дев'ять перерізів ($s' = 109$).

Розрахунок всіх процедур проводився в програмному середовищі MathCad 15 на комп'ютері з процесором AMD Ryzen 5 3500U, 16 ГБ оперативної пам'яті та 64-бітною операційною системою Windows 10.

Порівняння часу формування шляхів розробленим способом з відомим методом, заснованим на матриці зв'язків, показав переваги запропонованого метод тільки для деяких напрямків зв'язку. На рис 4.8 показана залежність виграшу Δt по часу, що розраховується як різниця між часом формування шляхів методом t_r і методом пошуку шляху на основі t_t матриці зв'язності

$$\Delta t = t_t - t_r. \quad (3.27)$$

Слід зазначити, що явних тенденцій тут немає, що свідчить про вплив на виграш головним чином особливостей досліджуваного графа.

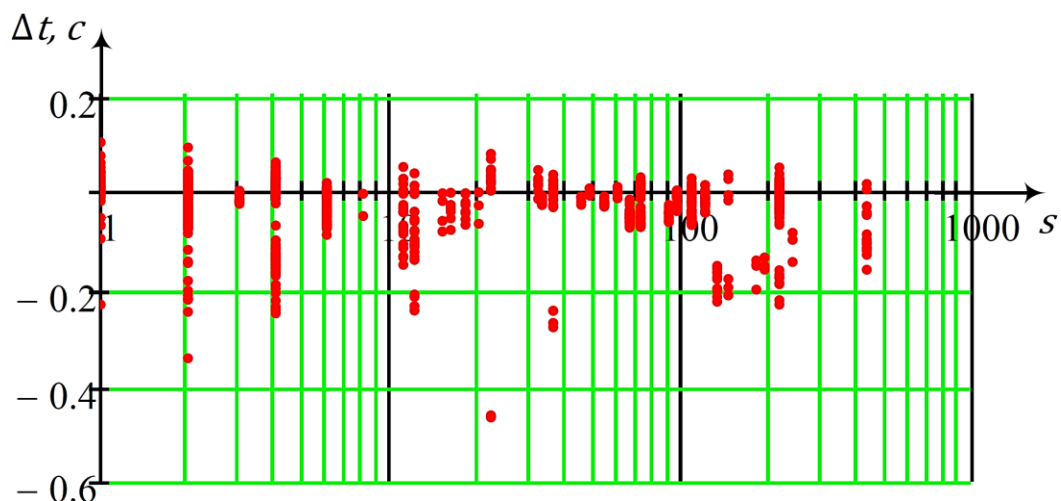


Рисунок 3.8 – Залежність коефіцієнта підсилення Δt від часу проведення процедури формування шляхів від їх кількості s

Однак розроблені процедури формування шляхів показують більш високі часові результати, якщо виникає відразу кілька завдань на пошук p_s множин шляхів, об'єднаних одним джерелом. Наприклад, на рис. 4.9 представлено виграш за процедуру формування відразу двох наборів шляхів, що показує збільшення як частки експериментальних даних з позитивним виграшем, так і збільшення її абсолютного значення. Таке явище пояснюється, перш за все, використанням в запропонованому способі попереднього етапу пошуку всієї сукупності шляхів з заданим джерелом для всіх стоків. Також слід очікувати, що зі збільшенням числа об'єднуваних множин, буде підвищуватись і виграш внаслідок усунення дублюючих рутинних операцій.

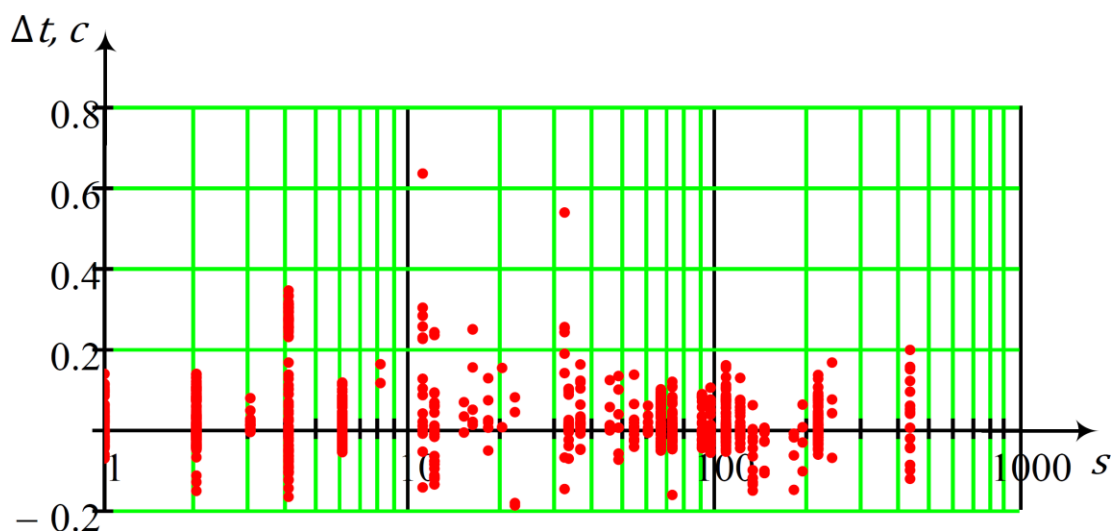


Рисунок 3.9 – Залежність виграшу Δt від часу виконання процедури формування двох множин шляхів від їх кількості s

Дійсно, з ростом числа n_s одночасно поєднаних множин обчислювальні витрати в запропонованому методі збільшуються незначно, в той час як у відомому методі спостерігається багаторазове збільшення (рис. 3.10).

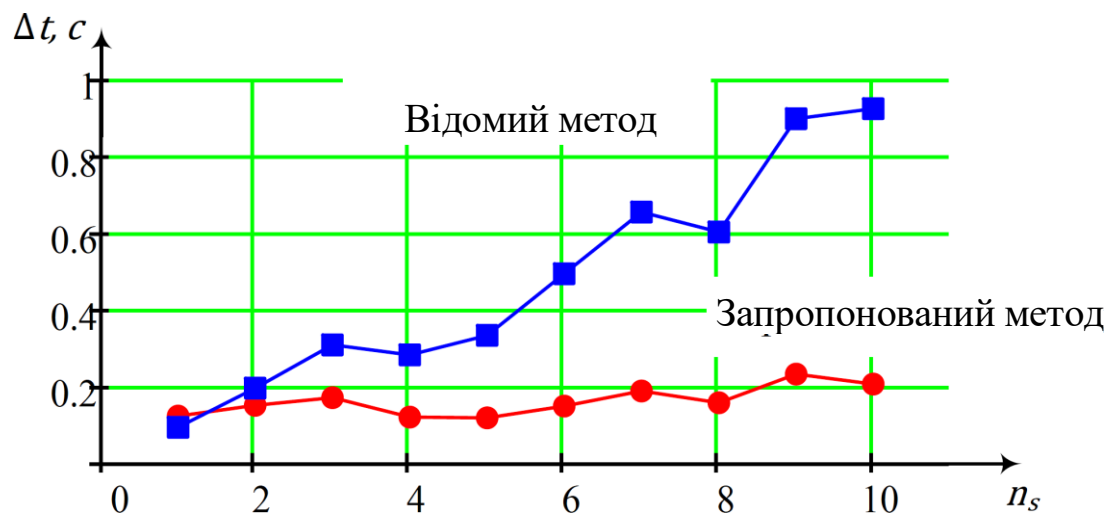


Рисунок 3.10 – Залежність виграшу Δt від часу проведення процедури формування шляхів від кількості n_s одночасно отриманих множин шляхів

Звідси можна зробити висновок, що найбільший час витрачається на формування списку всіх множин шляхів для даного джерела, а не на процедуру вибору з цих альтернатив необхідних множин для заданих стоків. Надалі це

явище може бути використано для розробки методів формування багатозв'язаних дерев.

Аналогічне порівняння було проведено і для процедур формування поперечного перерізу, де розроблені процедури порівнювалися з відомим методом, заснованим на матриці зв'язності.

На рис. 3.11 показана залежність виграшу Δt за часом, що визначається як різниця між часом формування перерізів за запропонованим методом t_t та методом пошуку розрізів на основі матриці зв'язності t_s за виразом (3.27).

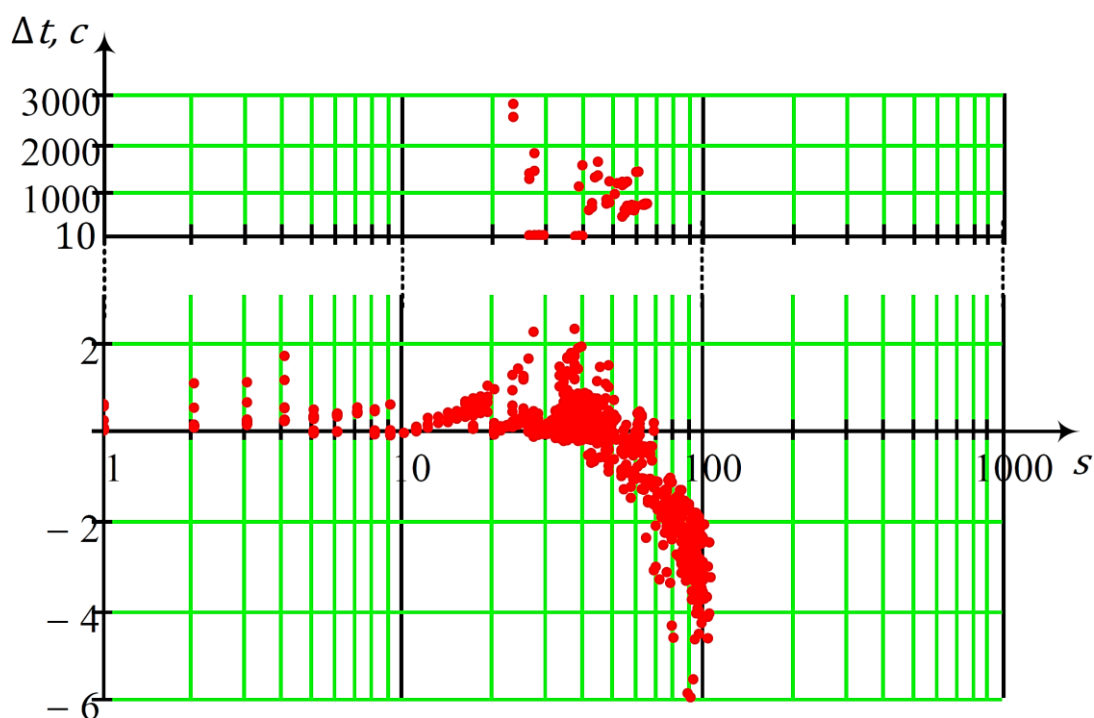


Рисунок 3.11 – Залежність виграшу Δt від часу виконання процедури формування перерізів від їх числа s

На графіку показані переваги розробленого методу, але для певної кількості перерізів можна побачити програш за часом, це пов'язано з використанням допоміжної процедури поділу графа на складові. Однак графік також показує виграш в кілька сотень і навіть тисяч секунд для деяких наборів перерізів.

Також, при формуванні інших простих підграфів за запропонованими процедурами для всеполюсної та багатопольюсної зв'язності мережі, аналіз показав переваги розроблених процедур порівняно з відомими методами. Так для ряду проведених експериментів по формуванню найпростіших підграфів за допомогою відомих методів призводило до досить затяжного процесу, в деяких випадках час виходив за рамки однієї доби (більше 24 годин), а при використанні розроблених процедур при тих же умовах справлялися з часом близько п'яти хвилин.

Таким чином, загальний аналіз запропонованих методів формування найпростіших підграфів для складних розгалужених мереж показав, що середній виграш у часі для експериментів досягав значення до 1,8 рази більшого, ніж у відомих методів.

Аналіз надійності телекомунікаційної мережі підтримка відмовостійкості механізмів (рис. 3.7), здійснювалася на всіх архітектурах, аж до двох резервованих і резервуюючих маршрутів і всіх типів захищених ділянок: вузла, лінії, відрізка, траси, кільця і р-циклу. Результати представлені в таблицях 3.3 і 3.4.

Таблиця 3.3 – Параметри надійності мережі із захисною комутацією

Район	1+1	2:1	$(1:1)^2$	2:2
лінія	0,99966	0,99080	0,99083	0,99442
вузол	0,99984	0,98214	0,99607	0,99880
сегмент	0,99284	0,98352	0,99072	0,99586
маршрут	0,99981	0,98411	0,98889	0,99472
перстень	0,99985	0,95771	0,96665	0,96921
Р-цикл	0,99986	0,95771	0,96431	0,96804

Таблиця 3.4 – Параметри надійності мережі динамічного відновлення

Кількість маршрутів	без застережень	з відновленням
Один	0,99266	0,99988
Два	0,98280	0,99889

На рис. 3.12 показаний аналіз надійності мережі з використанням механізмів забезпечення відмовостійкості з єдиним резервним маршрутом і без використання механізмів відмовостійкості. З чого видно, що використання

відмовостійких механізмів для одного маршрута показує значне зростання надійності, за винятком сегментного відрізка.

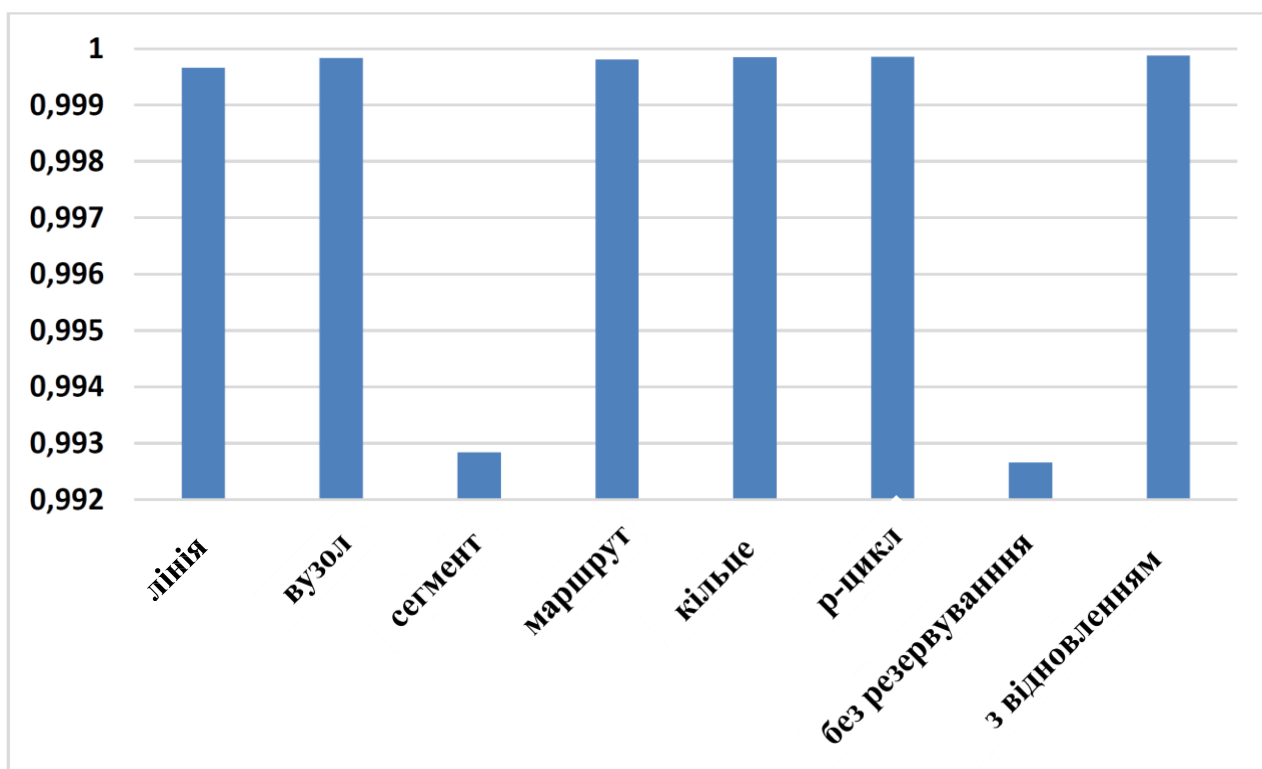


Рисунок 3.12 – Надійність мережі з одним маршрутом

Основною причиною цього є специфіка топології мережі, взята як приклад. Таким чином, в представленій мережі найбільш надійний шлях лежить через вузли 1-4-6-9-12 і включає в себе три зарезервованих ділянки: 1-4-6, 4-6-9 і 6-9-12. У свою чергу, кожна зарезервована посилка складається з надлишкових шляхів, які мають спільні елементи з резервними шляхами сусідніх посилок, і це призводить до зниження результуючих захисних властивостей.

При організації двох обов'язкових шляхів передачі аналіз, представлений на рис. 3.13, також показує значне зростання надійності. Але в той же час, щоб збільшити надійність необхідно використання архітектури з двома альтернативними шляхами – 2:2, тому що за інших рівних умов це призводить до найкращих результатів. Основна причина – велика варіативність у виборі альтернативних маршрутів, що природно позначається на складності адміністрування. Відставання по надійності в резервуванні маршрутів

пояснюється наявністю, по суті, максимум двох незалежних шляхів між джерелом і стоком.

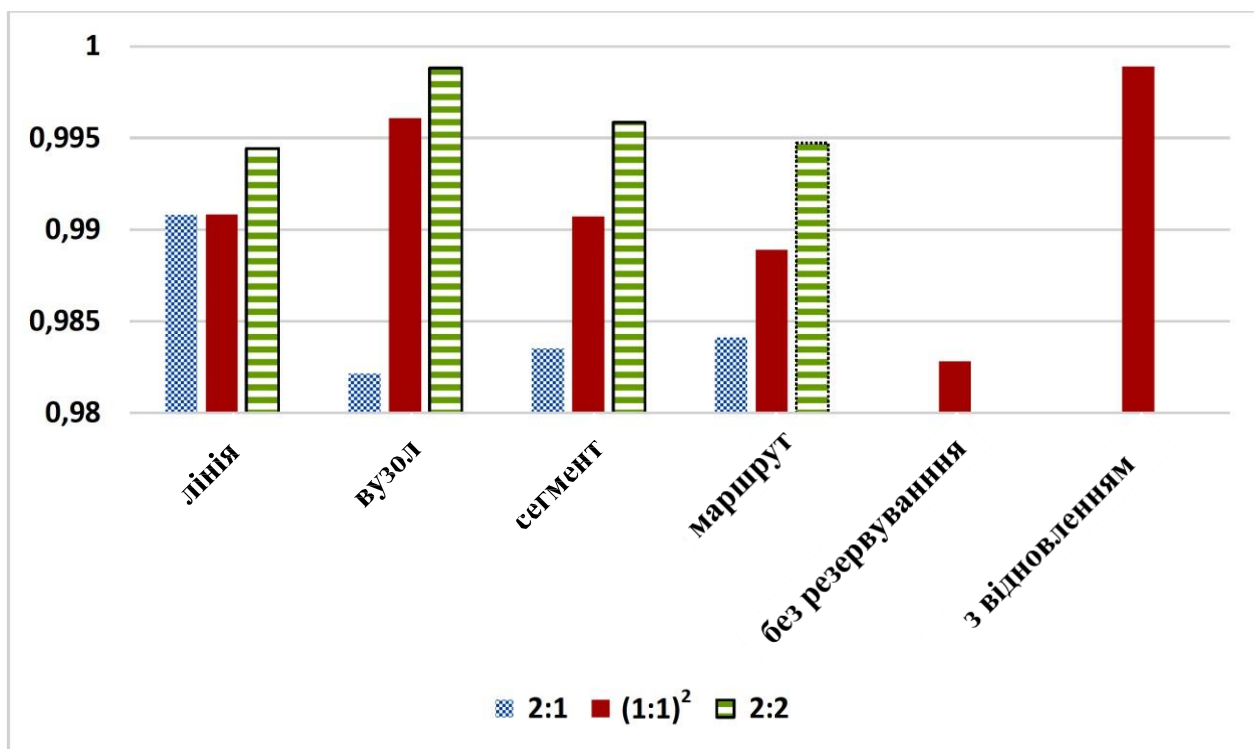


Рисунок 3.13 – Надійність мережі з двома альтернативними маршрутами

Зауважимо цікавий парадокс: значення коефіцієнта готовності для резервування вузлів за схемою 2:1 менше, ніж у випадку з нерезервуванням. Пояснюється це тим, що механізми підвищення відмовостійкості на локальних ділянках орієнтовані тільки на підвищення надійності даної ділянки, а не на всієї траси в цілому, тому можуть виникати топології, в яких відмовостійкі рішення виявляються неефективними.

Відмовостійкі механізми з архітектурами кільце і р-цикл для двох альтернативних ділянок (кілець або р-циклів) показують аналогічну залежність: краще використання архітектури з двомарезервуючими ділянками (рис. 3.14). Тут також спостерігається більш висока варіативність у виборі альтернатив.

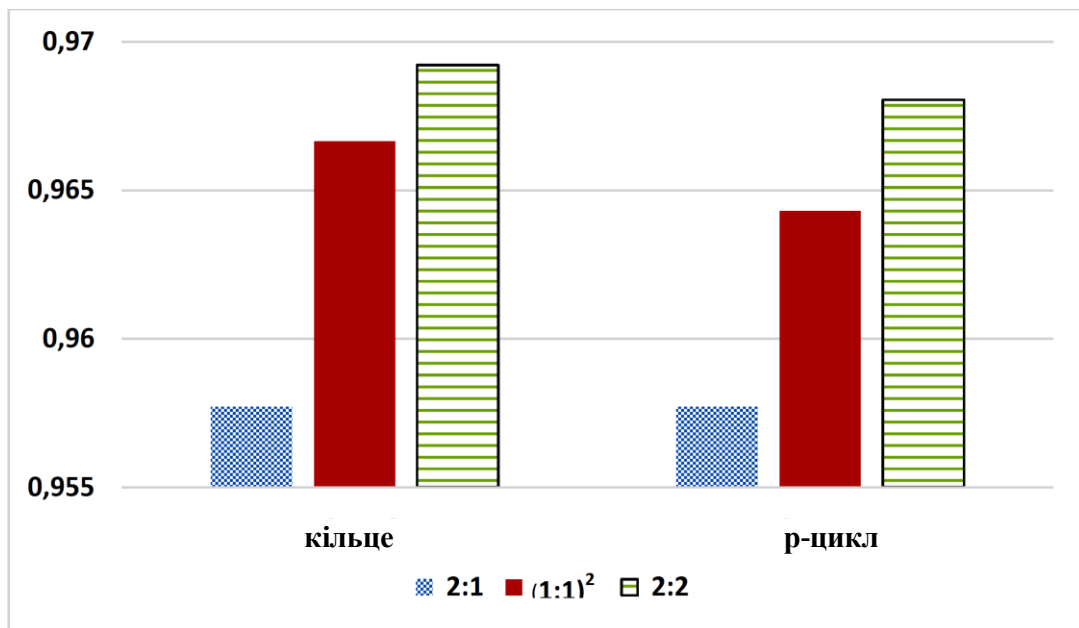


Рисунок 3.14 – Надійність мережі з двома альтернативними шляхами

У підсумку можна зробити висновок, що механізми, які використовуються в телекомунікаційних мережах для забезпечення відмовостійкості, є одним з істотних шляхів підвищення структурної надійності мереж в разі відмов її елементів. Але безпосереднє застосування цих механізмів в конкретному випадку взаємодії мережі вимагає аналізу топології мережі і показників надійності її елементів. І це забезпечується, в тому числі, за допомогою запропонованих процедур формування найпростіших підграфів для мереж різного типу зв'язку і розроблених методів оцінки надійності.

Слід підкреслити, що питання, пов'язані зі швидкістю переходу на резервні маршрути та ефективністю використання ресурсів, не розглядалися в даному дослідженні і потребують подальших досліджень.

3.4. Висновки по розділу

1. У розділі розглядається вплив показників телекомунікаційної мережі на її результуючу надійність щодо коефіцієнта доступності.
2. Пропонуються метод розрахунку імовірностей зв'язності

телекомунікаційної мережі, яка підтримує механізми забезпечення відмовостійкості. Метод використовує розділ елементів основного і резервного маршрутів: перша – фіксовані, друга – резервовані, третя – резервуючі. Таке представлення в сукупності з використанням методу інверсії багатьох змінних дає можливість враховувати ефекти дублювання елементів в різних маршрутах і, як наслідок, усувати неточності в оцінці коефіцієнта готовності відносно методів, в яких використовується припущення про незалежність шляхів передачі інформації.

3. Проведено аналіз надійності телекомунікаційної мережі, основою якої є магістральна кабельна мережа, що підтримує механізми забезпечення відмовостійкості. Звідки випливає, що механізми відмовостійкості є значним способом підвищення структурної надійності мережі.

4. ЕКОНОМІЧНА ЧАСТИНА

Виконання науково-дослідної роботи завжди передбачає отримання певних результатів і вимагає відповідних витрат. Результати виконаної роботи завжди дають нам нові знання, які в подальшому можуть бути використані для удосконалення та/або розробки (побудови) нових, більш продуктивних зразків техніки, процесів та програмного забезпечення.

Дослідження на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання» може бути віднесено до фундаментальних і пошукових наукових досліджень і спрямоване на вирішення наукових проблем, пов'язаних з практичним застосуванням. Основою таких досліджень є науковий ефект, який виражається в отриманні наукових результатів, які збільшують обсяг знань про природу, техніку та суспільство, які розвивають теоретичну базу в тому чи іншому науковому напрямку, що дозволяє виявити нові закономірності, які можуть використовуватися на практиці.

Для цього випадку виконаємо такі етапи робіт:

- 1) здійснимо проведення наукового аудиту досліджень, тобто встановлення їх наукового рівня та значимості;
- 2) проведемо планування витрат на проведення наукових досліджень;
- 3) здійснимо розрахунок рівня важливості наукового дослідження та перспективності, визначимо ефективність наукових досліджень.

4.1 Оцінювання наукового ефекту

Основними ознаками наукового ефекту науково-дослідної роботи є новизна роботи, рівень її теоретичного опрацювання, перспективність, рівень розповсюдження результатів, можливість реалізації. Науковий ефект НДР на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання» можна охарактеризувати двома показниками: ступенем наукової новизни та рівнем теоретичного опрацювання.

Значення показників ступеня новизни і рівня теоретичного опрацювання науково-дослідної роботи в балах наведені в табл. 4.1 та 4.2.

Таблиця 4.1 – Показники ступеня новизни науково-дослідної роботи виставлені експертами

Ступінь новизни	Характеристика ступеня новизни	Значення ступеня новизни, бали		
		Експерти (ПБ, посада)		
		1	2	3
Принципово нова	Робота якісно нова за постановкою задачі і ґрунтується на застосуванні оригінальних методів дослідження. Результати дослідження відкривають новий напрям в даній галузі науки і техніки. Отримані принципово нові факти, закономірності; розроблена нова теорія. Створено принципово новий пристрій, спосіб, метод	0	0	0
Нова	Отримана нова інформація, яка суттєво зменшує невизначеність наявних значень (по-новому або вперше пояснені відомі факти, закономірності, впроваджені нові поняття, розкрита структура змісту). Проведено суттєве вдосконалення, доповнення і уточнення раніше досягнутих результатів	45	0	55
Відносно нова	Робота має елементи новизни в постановці задачі і методах дослідження. Результати дослідження систематизують і узагальнюють наявну інформацію, визначають шляхи подальших досліджень; вперше знайдено зв'язок (або знайдено новий зв'язок) між явищами. В принципі відомі положення розповсюджені на велику кількість об'єктів, в результаті чого знайдено ефективне рішення. Розроблені більш прості способи для досягнення відомих результатів. Проведена часткова раціональна модифікація (з ознаками новизни)	0	38	0
Традиційна	Робота виконана за традиційною методикою. Результати дослідження мають інформаційний характер. Підтверджені або поставлені під сумнів відомі факти та твердження, які потребують перевірки. Знайдено новий варіант рішення, який не дає суттєвих переваг в порівнянні з існуючим	0	0	0
Не нова	Отримано результат, який раніше зафіксований в інформаційному полі, та не був відомий авторам	0	0	0
Середнє значення балів експертів		46,0		

Згідно отриманого середнього значення балів експертів ступінь новизни характеризується як нова, тобто отримана нова інформація, яка суттєво зменшує невизначеність наявних знань (по-новому або вперше пояснені відомі факти, закономірності, впроваджені нові поняття, розкрита структура змісту) та проведено суттєве вдосконалення, доповнення і уточнення раніше досягнутих результатів.

Таблиця 4.2 – Показники рівня теоретичного опрацювання науково-дослідної роботи виставлені експертами

Характеристика рівня теоретичного опрацювання	Значення показника рівня теоретичного опрацювання, бали		
	Експерт (ІПБ, посада)		
	1	2	3
Відкриття закону, розробка теорії	0	0	0
Глибоке опрацювання проблеми: багатоаспектний аналіз зв'язків, взаємозалежності між фактами з наявністю пояснень, наукової систематизації з побудовою евристичної моделі або комплексного прогнозу	62	0	64
Розробка способу (алгоритму, програми), пристрою, отримання нової речовини	0	55	0
Елементарний аналіз зв'язків між фактами та наявною гіпотезою, класифікація, практичні рекомендації для окремого випадку тощо	0	0	0
Опис окремих елементарних фактів, викладення досвіду, результатів спостережень, вимірювань тощо	0	0	0
Середнє значення балів експертів	60,3		

Згідно отриманого середнього значення балів експертів рівень теоретичного опрацювання науково-дослідної роботи характеризується як глибоке опрацювання проблеми: багатоаспектний аналіз зв'язків, взаємозалежності між фактами з наявністю пояснень, наукової систематизації з побудовою евристичної моделі або комплексного прогнозу.

Показник, який характеризує рівень наукового ефекту, визначаємо за формулою [Козловський, Лесько, Кавецький]:

$$E_{\text{нау}} = 0,6 \cdot k_{\text{нов}} + 0,4 \cdot k_{\text{теор}}, \quad (4.1)$$

де $k_{нов}$, $k_{теор}$ - показники ступеня новизни та рівня теоретичного опрацювання науково-дослідної роботи, $k_{нов} = 46,0$, $k_{теор} = 60,3$ балів;

0,6 та 0,4 – питома вага (значимість) показників ступеня новизни та рівня теоретичного опрацювання науково-дослідної роботи.

$$E_{нау} = 0,6 \cdot k_{нов} + 0,4 \cdot k_{теор} = 0,6 \cdot 46,0 + 0,4 \cdot 60,33 = 51,73 \text{ балів.}$$

Визначення характеристики показника $E_{нау}$ проводиться на основі висновків експертів виходячи з граничних значень, які наведені в табл. 4.3.

Таблиця 4.3 – Граничні значення показника наукового ефекту

Досягнутий рівень показника	Кількість балів
Високий	70...100
Середній	50...69
Достатній	15...49
Низький (помилкові дослідження)	1...14

Відповідно до визначеного рівня наукового ефекту проведеної науково-дослідної роботи на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання», даний рівень становить 51,73 балів і відповідає статусу - середній рівень. Тобто у даному випадку можна вести мову про потенційну фактичну ефективність науково-дослідної роботи.

4.2 Розрахунок витрат на здійснення науково-дослідної роботи

Витрати, пов'язані з проведенням науково-дослідної роботи на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання», під час планування, обліку і калькулювання собівартості науково-дослідної роботи групуємо за відповідними статтями.

4.2.1 Витрати на оплату праці

До статті «Витрати на оплату праці» належать витрати на виплату основної та додаткової заробітної плати керівникам відділів, лабораторій, секторів і груп, науковим, інженерно-технічним працівникам, конструкторам, технологам,

креслярам, копіювальникам, лаборантам, робітникам, студентам, аспірантам та іншим працівникам, безпосередньо зайнятим виконанням конкретної теми, обчисленої за посадовими окладами, відрядними розцінками, тарифними ставками згідно з чинними в організаціях системами оплати праці.

Основна заробітна плата дослідників

Витрати на основну заробітну плату дослідників (Z_o) розраховуємо у відповідності до посадових окладів працівників, за формулою [20]:

$$Z_o = \sum_{i=1}^k \frac{M_{ni} \cdot t_i}{T_p}, \quad (4.2)$$

де k – кількість посад дослідників залучених до процесу досліджень;

M_{ni} – місячний посадовий оклад конкретного дослідника, грн;

t_i – число днів роботи конкретного дослідника, дн.;

T_p – середнє число робочих днів в місяці, $T_p=22$ дні.

$$Z_o = 19000,00 \cdot 11 / 22 = 8500,03 \text{ грн.}$$

Проведені розрахунки зведемо до таблиці.

Таблиця 4.4 – Витрати на заробітну плату дослідників

Найменування посади	Місячний посадовий оклад, грн	Оплата за робочий день, грн	Число днів роботи	Витрати на заробітну плату, грн
Науковий керівник дослідної роботи	19000,00	772,73	11	8500,03
Інженер-розробник телекомунікаційних мереж	18000,00	750,00	22	16500,00
Науковий співробітник	18000,00	681,82	11	7500,02
Лаборант	8000,00	363,64	11	4000,00
Всього				36500,05

Основна заробітна плата робітників

Витрати на основну заробітну плату робітників ($З_p$) за відповідними найменуваннями робіт НДР на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання» розраховуємо за формулою:

$$З_p = \sum_{i=1}^n C_i \cdot t_i, \quad (4.3)$$

де C_i – погодинна тарифна ставка робітника відповідного розряду, за виконану відповідну роботу, грн/год;

t_i – час роботи робітника при виконанні визначеної роботи, год.

Погодинну тарифну ставку робітника відповідного розряду C_i можна визначити за формулою:

$$C_i = \frac{M_M \cdot K_i \cdot K_c}{T_p \cdot t_{зм}}, \quad (4.4)$$

де M_M – розмір прожиткового мінімуму працездатної особи, або мінімальної місячної заробітної плати (в залежності від діючого законодавства), прийmemo $M_M=8000,00$ грн;

K_i – коефіцієнт міжкваліфікаційного співвідношення для встановлення тарифної ставки робітнику відповідного розряду (табл. Б.2, додаток Б) [20];

K_c – мінімальний коефіцієнт співвідношень місячних тарифних ставок робітників першого розряду з нормальними умовами праці виробничих об'єднань і підприємств до законодавчо встановленого розміру мінімальної заробітної плати.

T_p – середнє число робочих днів в місяці, приблизно $T_p = 22$ дн;

$t_{зм}$ – тривалість зміни, год.

$$C_1 = 8000,00 \cdot 1,10 \cdot 1,15 / (22 \cdot 8) = 57,50 \text{ грн.}$$

$$З_{pl} = 57,50 \cdot 5,20 = 299,00 \text{ грн.}$$

Таблиця 4.5 – Величина витрат на основну заробітну плату робітників

Найменування робіт	Тривалість роботи, год	Розряд роботи	Тарифний коефіцієнт	Погодинна тарифна ставка, грн	Величина оплати на робітника грн
Переналаштування робочого місця інженера-розробника телекомунікаційних мереж	5,20	2	1,10	57,50	299,00
Інсталяція програмного забезпечення математичного моделювання	4,25	3	1,35	70,57	299,91
Формування (введення) бази даних дослідження	12,00	4	1,50	78,41	940,91
Всього					1539,82

Додаткова заробітна плата дослідників та робітників

Додаткову заробітну плату розраховуємо як 10 ... 12% від суми основної заробітної плати дослідників та робітників за формулою:

$$Z_{\text{дод}} = (Z_o + Z_p) \cdot \frac{H_{\text{дод}}}{100\%}, \quad (4.5)$$

де $H_{\text{дод}}$ – норма нарахування додаткової заробітної плати. Прийmemo 10%.

$$Z_{\text{дод}} = (36500,05 + 1539,82) \cdot 10 / 100\% = 3803,99 \text{ грн.}$$

4.2.2 Відрахування на соціальні заходи

Нарахування на заробітну плату дослідників та робітників розраховуємо як 22% від суми основної та додаткової заробітної плати дослідників і робітників за формулою:

$$Z_n = (Z_o + Z_p + Z_{\text{дод}}) \cdot \frac{H_{\text{зн}}}{100\%} \quad (4.6)$$

де $H_{\text{зн}}$ – норма нарахування на заробітну плату. Приймаємо 22%.

$$Z_n = (36500,05 + 1539,82 + 3803,99) \cdot 22 / 100\% = 9205,65 \text{ грн.}$$

4.2.3 Сировина та матеріали

До статті «Сировина та матеріали» належать витрати на сировину, основні та допоміжні матеріали, інструменти, пристрої та інші засоби і предмети праці, які придбані у сторонніх підприємств, установ і організацій та витрачені на проведення досліджень за темою «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання».

Витрати на матеріали на даному етапі проведення досліджень в основному пов'язані з використанням моделей елементів та моделювання роботи і досліджень за допомогою комп'ютерної техніки та створення експериментальних математичних моделей або програмного забезпечення, тому дані витрати формуються на основі витратних матеріалів характерних для офісних робіт.

Витрати на матеріали (M), у вартісному вираженні розраховуються окремо по кожному виду матеріалів за формулою:

$$M = \sum_{j=1}^n H_j \cdot C_j \cdot K_j - \sum_{j=1}^n B_j \cdot C_{ej}, \quad (4.7)$$

де H_j – норма витрат матеріалу j -го найменування, кг;

n – кількість видів матеріалів;

C_j – вартість матеріалу j -го найменування, грн/кг;

K_j – коефіцієнт транспортних витрат, ($K_j = 1,1 \dots 1,15$);

B_j – маса відходів j -го найменування, кг;

C_{ej} – вартість відходів j -го найменування, грн/кг.

$$M_1 = 4,0 \cdot 192,00 \cdot 1,1 - 0 \cdot 0 = 844,80 \text{ грн.}$$

Проведені розрахунки зведемо до таблиці.

Таблиця 4.6 – Витрати на матеріали

Найменування матеріалу, марка, тип, сорт	Ціна за 1 кг, грн	Норма витрат, кг	Величина відходів, кг	Ціна відходів, грн/кг	Вартість витраченого матеріалу, грн
Папір Офісний А4 500	192,00	4,0	0	0	844,80
Папір для записів А4 250	110,00	4,0	0	0	484,00
Органайзер офісний	187,00	4,0	0	0	822,80
Канцелярське приладдя	169,00	4,0	0	0	743,60
Картридж для принтера	1264,00	4,0	0	0	5561,60
Диск оптичний CD-R	27,50	5,0	0	0	151,25
Flesh-пам'ять 128 GB	269,00	1,0	0	0	295,90
Тека для паперів BIC Fine	102,00	4,0	0	0	448,80
Інше	170,00	1,0	0	0	187,00
Всього					9539,75

4.2.4 Розрахунок витрат на комплектуючі

Витрати на комплектуючі (K_e), які використовують при проведенні НДР на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання» відсутні.

4.2.5 Спецустаткування для наукових (експериментальних) робіт

До статті «Спецустаткування для наукових (експериментальних) робіт» належать витрати на виготовлення та придбання спецустаткування необхідного для проведення досліджень, також витрати на їх проектування, виготовлення, транспортування, монтаж та встановлення. Витрати за даною статтею відсутні.

4.2.6 Програмне забезпечення для наукових (експериментальних) робіт

До статті «Програмне забезпечення для наукових (експериментальних) робіт» належать витрати на розробку та придбання спеціальних програмних засобів і програмного забезпечення, (програм, алгоритмів, баз даних) необхідних для проведення досліджень, також витрати на їх проектування, формування та встановлення.

Балансову вартість програмного забезпечення розраховуємо за формулою:

$$B_{npz} = \sum_{i=1}^k C_{inprz} \cdot C_{npz.i} \cdot K_i, \quad (4.8)$$

де C_{inprz} – ціна придбання одиниці програмного засобу даного виду, грн;

$C_{npz.i}$ – кількість одиниць програмного забезпечення відповідного найменування, які придбані для проведення досліджень, шт.;

K_i – коефіцієнт, що враховує інсталяцію, налагодження програмного засобу тощо, ($K_i = 1, 10 \dots 1, 12$);

k – кількість найменувань програмних засобів.

$$B_{npz} = 9680,00 \cdot 1 \cdot 1,1 = 10648,00 \text{ грн.}$$

Отримані результати зведемо до таблиці:

Таблиця 4.7 – Витрати на придбання програмних засобів по кожному виду

Найменування програмного засобу	Кількість, шт	Ціна за одиницю, грн	Вартість, грн
Математичне середовище розробки ANSYS	1	9680,00	10648,00
Всього			10648,00

4.2.7 Амортизація обладнання, програмних засобів та приміщень

В спрощеному вигляді амортизаційні відрахування по кожному виду обладнання, приміщень та програмному забезпеченню тощо, розраховуємо з використанням прямолінійного методу амортизації за формулою:

$$A_{obl} = \frac{C_{\bar{o}}}{T_{\bar{o}}} \cdot \frac{t_{вик}}{12}, \quad (4.9)$$

де $C_{\bar{o}}$ – балансова вартість обладнання, програмних засобів, приміщень тощо, які використовувались для проведення досліджень, грн;

$t_{вик}$ – термін використання обладнання, програмних засобів, приміщень під час досліджень, місяців;

T_e – строк корисного використання обладнання, програмних засобів, приміщень тощо, років.

$$A_{обл} = (7420,00 \cdot 1) / (3 \cdot 12) = 206,11 \text{ грн.}$$

Проведені розрахунки зведемо до таблиці.

Таблиця 4.8 – Амортизаційні відрахування по кожному виду обладнання

Найменування обладнання	Балансова вартість, грн	Строк корисного використання, років	Термін використання обладнання, місяців	Амортизаційні відрахування, грн
ОС Windows	7420,00	3	1	206,11
Прикладний пакет Microsoft Office	6600,00	3	1	183,33
Прикладне програмне забезпечення проектування телекомунікаційних мереж	7690,00	3	1	213,61
Прикладне програмне забезпечення моделювання	8260,00	3	1	229,44
Приміщення лабораторії досліджень	435000,00	30	1	1208,33
Робоче місце інженера-дослідника телекомунікаційних мереж	8320,00	7	1	99,05
Пристрій виводу графічної інформації (плотер)	12850,00	5	1	214,17
ЕОМ для формування та дослідження моделей (КОМП'ЮТЕР VINGA WOLVERINE A5257 (I5M16G1650.A5257))	27890,00	3	1	774,72
Всього				3128,77

4.2.8 Паливо та енергія для науково-виробничих цілей

Витрати на силову електроенергію (B_e) розраховуємо за формулою:

$$B_e = \sum_{i=1}^n \frac{W_{yi} \cdot t_i \cdot C_e \cdot K_{gni}}{\eta_i}, \quad (4.10)$$

де W_{yi} – встановлена потужність обладнання на визначеному етапі розробки, кВт;

t_i – тривалість роботи обладнання на етапі дослідження, год;

C_e – вартість 1 кВт-години електроенергії, грн; (вартість електроенергії визначається за даними енергопостачальної компанії), прийmemo $C_e = 10,98$ грн;

K_{eni} – коефіцієнт, що враховує використання потужності, $K_{eni} < 1$;

η_i – коефіцієнт корисної дії обладнання, $\eta_i < 1$.

$$B_e = 0,08 \cdot 180,0 \cdot 10,98 \cdot 0,95 / 0,97 = 158,11 \text{ грн.}$$

Проведені розрахунки зведемо до таблиці.

Таблиця 4.9 – Витрати на електроенергію

Найменування обладнання	Встановлена потужність, кВт	Тривалість роботи, год	Сума, грн
Робоче місце інженера-розробника	0,08	180,0	158,11
Пристрій виводу графічної інформації (плотер)	0,42	25,0	115,29
ЕОМ для формування та дослідження моделей (КОМП'ЮТЕР VINGA WOLVERINE A5257 (I5M16G1650.A5257))	0,25	180,0	494,10
Оргтехніка	0,42	3,0	13,83
Всього			781,34

4.2.9 Службові відрядження

До статті «Службові відрядження» дослідної роботи на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання» належать витрати на відрядження штатних працівників, працівників організацій, які працюють за договорами цивільно-правового характеру, аспірантів, зайнятих розробленням досліджень, відрядження, пов'язані з проведенням випробувань машин та приладів, а також витрати на відрядження на наукові з'їзди, конференції, наради, пов'язані з виконанням конкретних досліджень.

Витрати за статтею «Службові відрядження» розраховуємо як 20...25% від суми основної заробітної плати дослідників та робітників за формулою:

$$B_{cv} = (3_o + 3_p) \cdot \frac{H_{cv}}{100\%}, \quad (4.11)$$

де H_{cv} – норма нарахування за статтею «Службові відрядження», прийmemo $H_{cv} = 0\%$.

$$B_{cv} = (36500,05 + 1539,82) \cdot 0 / 100\% = 0,00 \text{ грн.}$$

4.2.10 Витрати на роботи, які виконують сторонні підприємства, установи і організації

Витрати за статтею «Витрати на роботи, які виконують сторонні підприємства, установи і організації» розраховуємо як 30...45% від суми основної заробітної плати дослідників та робітників за формулою:

$$B_{cn} = (3_o + 3_p) \cdot \frac{H_{cn}}{100\%}, \quad (4.12)$$

де H_{cn} – норма нарахування за статтею «Витрати на роботи, які виконують сторонні підприємства, установи і організації», прийmemo $H_{cn} = 0\%$.

$$B_{cn} = (36500,05 + 1539,82) \cdot 0 / 100\% = 0,00 \text{ грн.}$$

4.2.11 Інші витрати

До статті «Інші витрати» належать витрати, які не знайшли відображення у зазначених статтях витрат і можуть бути віднесені безпосередньо на собівартість досліджень за прямими ознаками.

Витрати за статтею «Інші витрати» розраховуємо як 50...100% від суми основної заробітної плати дослідників та робітників за формулою:

$$I_v = (3_o + 3_p) \cdot \frac{H_{iv}}{100\%}, \quad (4.13)$$

де H_{iv} – норма нарахування за статтею «Інші витрати», прийmemo $H_{iv} = 50\%$.

$$I_v = (36500,05 + 1539,82) \cdot 50 / 100\% = 19019,94 \text{ грн.}$$

4.2.12 Накладні (загальновиробничі) витрати

До статті «Накладні (загальновиробничі) витрати» належать: витрати, пов'язані з управлінням організацією; витрати на винахідництво та раціоналізацію; витрати на підготовку (перепідготовку) та навчання кадрів; витрати, пов'язані з набором робочої сили; витрати на оплату послуг банків;

витрати, пов'язані з освоєнням виробництва продукції; витрати на науково-технічну інформацію та рекламу та ін.

Витрати за статтею «Накладні (загальновиробничі) витрати» розраховуємо як 100...150% від суми основної заробітної плати дослідників та робітників за формулою:

$$B_{нзв} = (Z_o + Z_p) \cdot \frac{H_{нзв}}{100\%}, \quad (4.14)$$

де $H_{нзв}$ – норма нарахування за статтею «Накладні (загальновиробничі) витрати», прийmemo $H_{нзв} = 105\%$.

$$B_{нзв} = (36500,05 + 1539,82) \cdot 105 / 100\% = 39941,87 \text{ грн.}$$

Витрати на проведення науково-дослідної роботи на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання» розраховуємо як суму всіх попередніх статей витрат за формулою:

$$B_{заг} = Z_o + Z_p + Z_{доо} + Z_n + M + K_v + B_{спец} + B_{прз} + A_{обл} + B_e + B_{св} + B_{сп} + I_v + B_{нзв}. \quad (4.15)$$

$$B_{заг} = 36500,05 + 1539,82 + 3803,99 + 9205,65 + 9539,75 + 0,00 + 0,00 + 10648,00 + 3128,77 + 781,34 + 0,00 + 0,00 + 19019,94 + 39941,87 = 134109,17 \text{ грн.}$$

Загальні витрати $ЗВ$ на завершення науково-дослідної (науково-технічної) роботи та оформлення її результатів розраховується за формулою:

$$ЗВ = \frac{B_{заг}}{\eta}, \quad (4.16)$$

де η - коефіцієнт, який характеризує етап (стадію) виконання науково-дослідної роботи, прийmemo $\eta = 0,95$.

$$ЗВ = 134109,17 / 0,95 = 141167,55 \text{ грн.}$$

4.3 Оцінювання важливості та наукової значимості науково-дослідної роботи

Оцінювання та доведення ефективності виконання науково-дослідної роботи фундаментального чи пошукового характеру є достатньо складним процесом і часто базується на експертних оцінках, тому має вірогідний характер.

Для обґрунтування доцільності виконання науково-дослідної роботи на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання» використовується спеціальний комплексний показник, що враховує важливість, результативність роботи, можливість впровадження її результатів у виробництво, величину витрат на роботу.

Комплексний показник K_p рівня науково-дослідної роботи може бути розрахований за формулою:

$$K_p = \frac{I^n \cdot T_c \cdot R}{B \cdot t}, \quad (4.17)$$

де I – коефіцієнт важливості роботи. Прийmemo $I = 3$;

n – коефіцієнт використання результатів роботи; $n = 0$, коли результати роботи не будуть використовуватись; $n = 1$, коли результати роботи будуть використовуватись частково; $n = 2$, коли результати роботи будуть використовуватись в дослідно-конструкторських розробках; $n = 3$, коли результати можуть використовуватись навіть без проведення дослідно-конструкторських розробок. Прийmemo $n = 3$;

T_c – коефіцієнт складності роботи. Прийmemo $T_c = 2$;

R – коефіцієнт результативності роботи; якщо результати роботи плануються вище відомих, то $R = 4$; якщо результати роботи відповідають відомому рівню, то $R = 3$; якщо нижче відомих результатів, то $R = 1$. Прийmemo $R = 4$;

B – вартість науково-дослідної роботи, тис. грн. Прийmemo $B = 141167,55$ грн;

t – час проведення дослідження. Прийmemo $t = 0,08$ років, (1 міс.).

Визначення показників I , n , T_c , R , B , t здійснюється експертним шляхом або на основі нормативів [20].

$$K_p = \frac{I^n \cdot T_c \cdot R}{B \cdot t} = \frac{3^3 \cdot 2 \cdot 4}{141,2 \cdot 0,08} = 18,36.$$

Якщо $K_p > 1$, то науково-дослідну роботу на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання» можна вважати ефективною з високим науковим, технічним і економічним рівнем.

4.4 Висновок до розділу 4

Витрати на проведення науково-дослідної роботи на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання» складають 141167,55 грн. Відповідно до проведеного аналізу та розрахунків рівень наукового ефекту проведеної науково-дослідної роботи на тему «Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання» є середній, а дослідження актуальними, рівень доцільності виконання науково-дослідної роботи $K_p > 1$, що свідчить про потенційну ефективність з високим науковим, технічним і економічним рівнем.

ВИСНОВОК

В магістерській роботі вирішена актуальна наукова задача, яка полягає в удосконаленні методики розрахунку надійності мережі на основі методу багатозмінних інверсій, для всіх мір зв'язку, з використанням розроблених методик формування множин найпростіших підграфів і метод розрахунку імовірності зв'язності (коефіцієнтів готовності) телекомунікаційної мережі, яка підтримує механізми забезпечення відмовостійкості.

Головний результати дослідження полягає в наступному.

1. Аналіз відмовостійких механізмів підтвердив високу важливість їх використання для підвищення кінцевої надійності мережі при захисті інформації в разі виникнення збоїв.

2. Аналіз існуючих аналітичних методів точної оцінки коефіцієнта готовності (ймовірності зв'язності) телекомунікаційних мереж, показав, що визначення показників надійності є складним завданням і не всі існуючі методи здатні вирішити її для великої кількості елементів мережі в прийнятний час і різних мір зв'язності.

3. Запропоновано та розроблено процедури формування множин найпростіших підграфів телекомунікаційної мережі для дво-, все- і багатополюсної зв'язності, які дозволяють, на відміну від відомих:

- формувати сукупність шляхів телекомунікаційної мережі між довільними джерелом і стоком на основі відбору альтернатив з відповідним стоком;

- формувати множини остових дерев телекомунікаційної мережі на основі пошуку декартових добутків вершинних перерізів, перевірок на унікальність ребер і зв'язність отриманих підграфів;

- формувати множини багатополюсних дерев для довільної множини полюсів телекомунікаційної мережі з урахуванням властивості листків підграфів, що належать тільки множині полюсів;

- формувати множини мінімальних двополюсних перерізів телекомунікаційної мережі із заданим джерелом і стоком, включаючи етап перевірки доданого перерізу на мінімальність;
- спростити процедуру формування множин мінімальних всеполюсних перерізів телекомунікаційної мережі на основі аналізу доданого перерізу на унікальність.

В результаті для складної телекомунікаційної мережі середній виграш в розрахунковому часі для проведених експериментів досягає до 1,8 рази в порівнянні з відомими методами.

4. Розроблено рекурсивну процедуру зведення подій незв'язності до об'єднання незалежних подій, яка дозволяє, на відміну від відомого методу багатозмінних інверсій заперечення перетину подій зв'язності графа, отримати прості форми переходу логічних функцій до заміщення, що використовуються для розрахунку ймовірностей зв'язку (коефіцієнтів готовності) телекомунікаційної мережі.

5. Удосконалені методи розрахунку ймовірностей зв'язності (коефіцієнтів готовності) телекомунікаційної мережі на основі інверсії багатозмінної інверсії заперечення перетину подій зв'язку (незв'язності) графів, сформованих на основі множин підграфів шляхів (перерізів). В результаті число аналізованих підграфів в процесі редукції вихідного графа зменшується вдвічі щодо відомих методів зі значним числом вершин (для більш ніж вісімнадцяти вершин похибка становить менше 0,1%).

6. Удосконалено метод розрахунку ймовірностей зв'язку (коефіцієнтів готовності) телекомунікаційної мережі, яка підтримує механізми забезпечення відмовостійкості: захисного перемикання і динамічного відновлення, що гарантує наявність від одного до декількох шляхів передачі між заданим джерелом і стоком, що дозволяє врахувати ефекти дублювання елементів і зняти обмеження на незалежність шляхів передачі інформації в складних розгалужених мережах.

7. Аналіз надійності телекомунікаційної мережі проведено на прикладі головної кабельної мережі, яка підтримує механізми забезпечення відмовостійкості за допомогою запропонованого розрахункового методу ймовірностей зв'язності (коефіцієнтів готовності) телекомунікаційної мережі.

Виходячи з наведених вище положень, можна зробити висновок, що мета магістерської роботи досягнута.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Методи і моделі оцінки надійності телекомунікаційних мереж
<https://card-file.ontu.edu.ua/server/api/core/bitstreams/68436079-d5a0-4f44-b9238a608f4c7749/content>
2. Радіотехнічні системи (Основи проектування. Частина 1) : навч. посіб. / В. М. Кичак, А. Ю. Воловик, М. А. Шутило, О. П. Червак – Вінниця : ВНТУ, 2018
3. Могилевич Д.І., Кононова І.В., Климович О.К., Могилевич В.Д. Методика комплексної оцінки надійності телекомунікаційного обладнання мереж зв'язку: військово-технічний збірник, 2020. – 95с.
4. Алгоритми багатофакторної оптимізації телекомунікаційних мереж / Algorithms of multifactor optimization of telecommunication network
http://dspace.wunu.edu.ua/bitstream/316497/43880/1/%D0%9A%D0%BE%D0%BD%D0%BE%D0%BF%D0%B5%D0%BB%D1%8C%D1%81%D1%8C%D0%BA%D0%B8%D0%B9_%D0%9A%D0%86%D0%BC-22.pdf
5. Аналіз та моніторинг телекомунікаційної мережі на основі інтелектуальних технологій <https://ceur-ws.org/Vol-1813/paper5.pdf>
6. Clarke F. Functional analysis, Calculus of Variations and Optimal Control [Text] / F. Clarke. – New York: Springer, 2013. – 606 p.
<https://dokumen.pub/functional-analysis-calculus-of-variations-and-optimal-control-9781447148203-1447148207.html>
7. Testing Signals for Electronics: Criteria for Synthesis / S. Herasimov, V. Pavlii, O. Tymoshchuk, M.Yu. Yakovlev, D.Ye. Khaustov, Ye. Ryzhov, L. Sakovych, Yu.A. Nastishin // Journal of Electronic Testing. – June 2019, Vol. 35, Issues 148. – P. 1-9 <https://link.springer.com/article/10.1007/s10836-019-05798-9>
8. Засоби і системи зв'язку ОВС : навч. посіб. / М. В. Кобець, Е. В. Ланевський, О. В. Яковенко. Київ : НАВСУ, 2004

<https://elar.naiu.kiev.ua/server/api/core/bitstreams/da57eac1-ed55-4eb6-a42fb511ebedd6cb/content>

9. Castro J. P. The UMTS Network and Radio Access Technology: Air Interface Techniques for Future Mobile Systems. – New York: Artech House, 2001 https://omidi.iut.ac.ir/SDR/2008/Azimi_Mobile_Comm/References/booktext.pdf

10. Захист інформації в телекомунікаційних системах: Навчальний посібник. (лист МОНУ №1.4/18 – Г – 183 від 02.06.2009р.). – К.: НАУ, 2009. – 380с.

11. Оцінка структурної надійності телекомунікаційних мереж невизначеної топології на основі імітаційного моделювання https://visn-it.uu.edu.ua/files/visnyk_2019_2_print_194-210.pdf

12. Вишнівський В.В. Основи надійності та діагностики телекомунікаційних і радіотехнічних систем. Конспект лекцій підготовлено для самостійної роботи студентів вищих навчальних закладів. Київ: ННІТІ ДУТ, 2015. – 142 с.

13. Alessandro Birolini. Reliability Engineering: Theory and Practice. Springer, 2017. - 651 p.

14. Massimo Lazzaroni. Reliability Engineering: Basic Concepts and Applications in ICT. Springer Science & Business Media, 2011. – 161 p.

15. Тиш Є.В. Конспект лекцій з дисципліни „Надійність, контроль, діагностика та експлуатація ЕОМ” для студентів денної форми навчання. Тернопіль, 2016

16. Заміховський Л.М., Калявін В.П. Основи теорії надійності і технічної діагностики систем: Навчальний посібник. – Івано-Франківськ: Вид-во “Полум’я”, 2009. – 360 с.

17. Жураковський Б.Ю., Варфоломеева О.Г., Твердохліб М.Г. «Основи теорії потенційної завадостійкості». - 2015.

18. Alessandro Birolini. Quality and Reliability of Technical Systems: Theory, Practice, Management. Springer Science & Business Media, 2012. - 502 p.

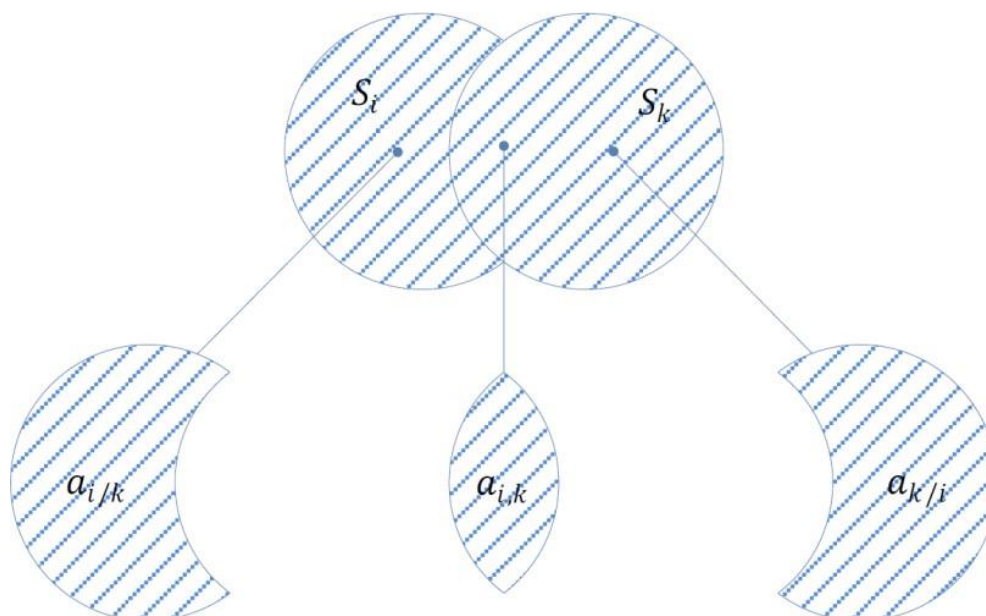
19. Васілевський О. М., Поджаренко В. О. Нормування показників надійності технічних засобів. Навчальний посібник.
<http://posibnyky.vntu.edu.ua/pdf/000754.pdf>.

20. Методичні вказівки до виконання економічної частини магістерських кваліфікаційних робіт / Уклад. : В. О. Козловський, О. Й. Лесько, В. В. Кавецький. – Вінниця : ВНТУ, 2021. – 42 с.

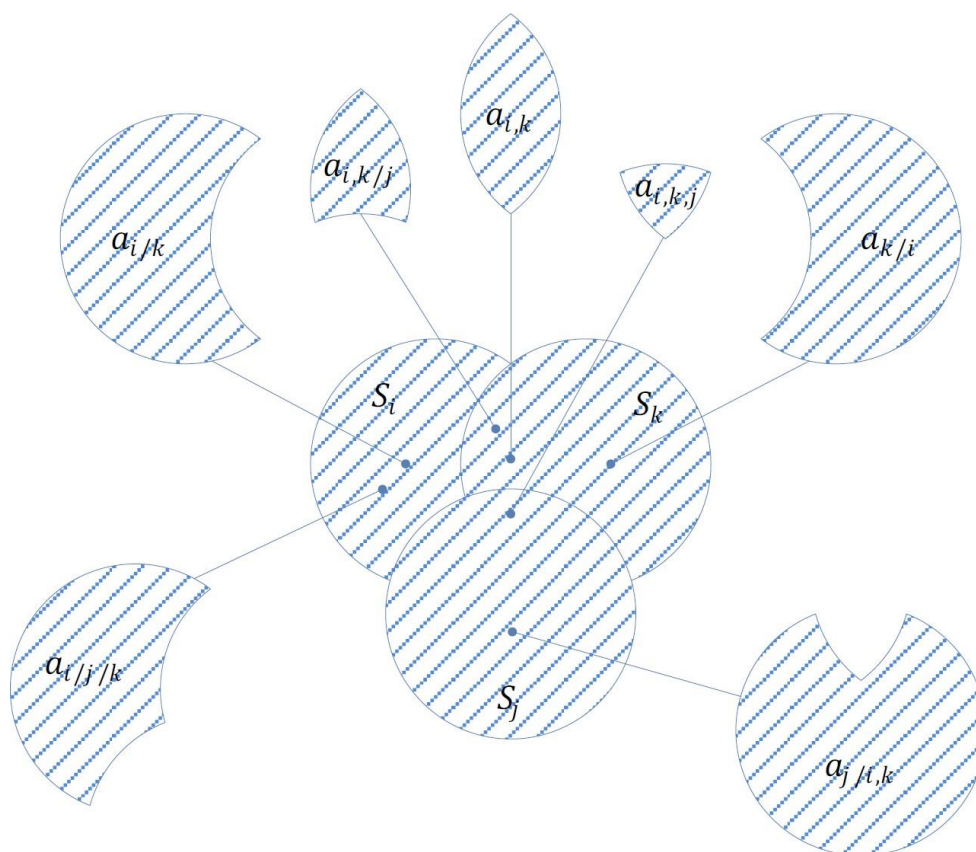
ДОДАТОК А
(обов'язковий)

ІЛЮСТРАТИВНА ЧАСТИНА
РОЗРОБКА МЕТОДИКИ ОЦІНЮВАННЯ НАДІЙНОСТІ
ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОГО ОБЛАДНАННЯ
назва магістерської кваліфікаційної роботи

Порядок дій для перетворення двох та трьох роз'єднаних подій на об'єднання
незалежних подій

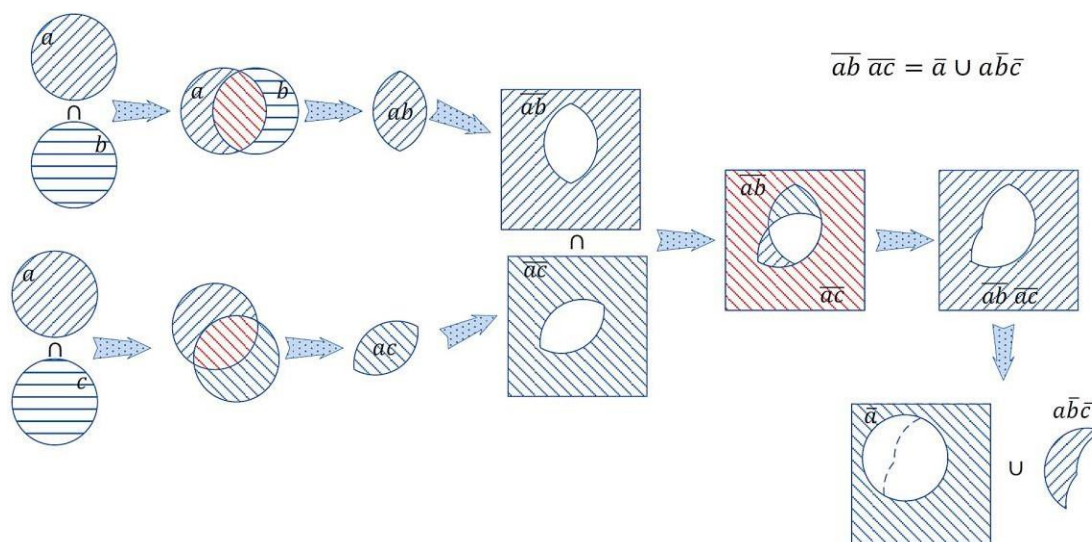


Розбиття двох подій зв'язку підграфів на незалежні події

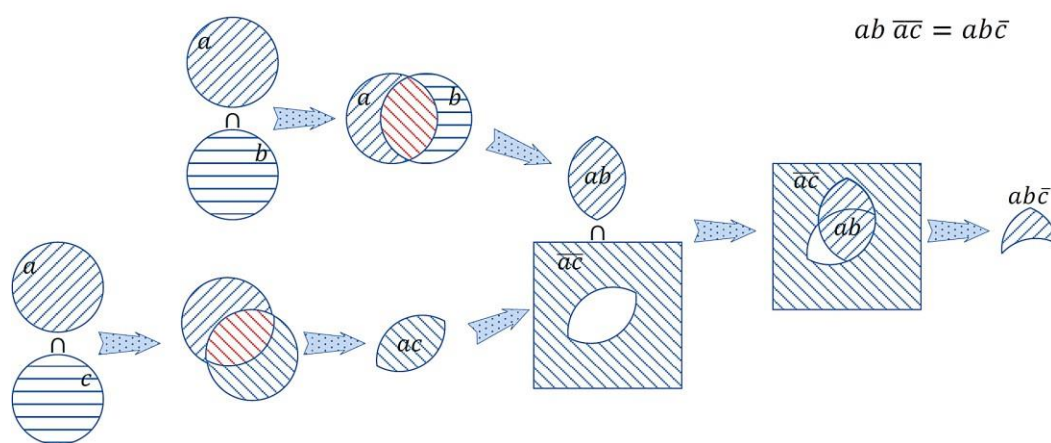


Розбиття трьох подій зв'язку підграфів на незалежні події

Рекурсивна процедура перетворення кількох роз'єднаних подій на приєднання до незалежних подій

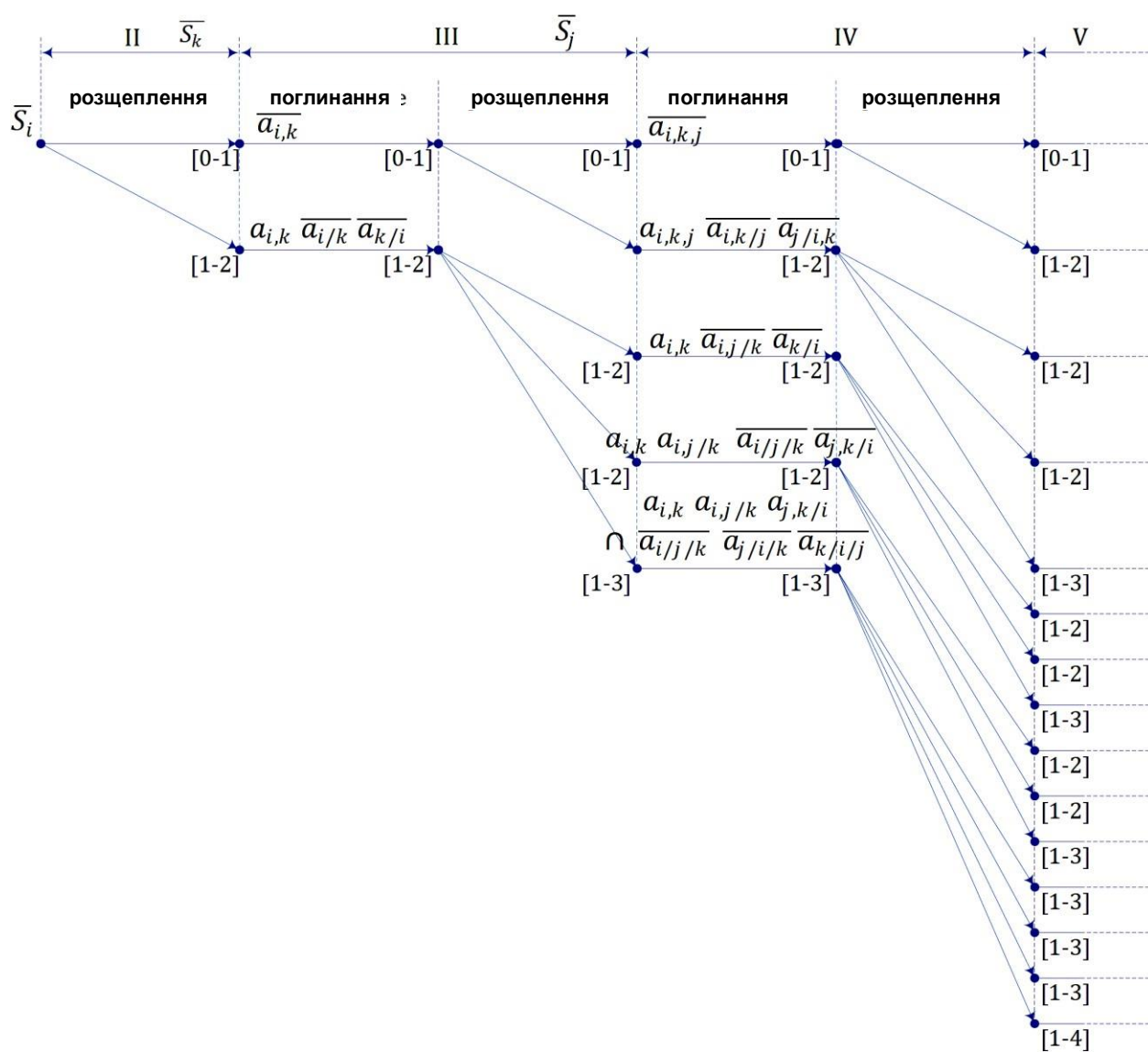


Розбиття заперечень двох залежних подій



Поглинання двох залежних подій

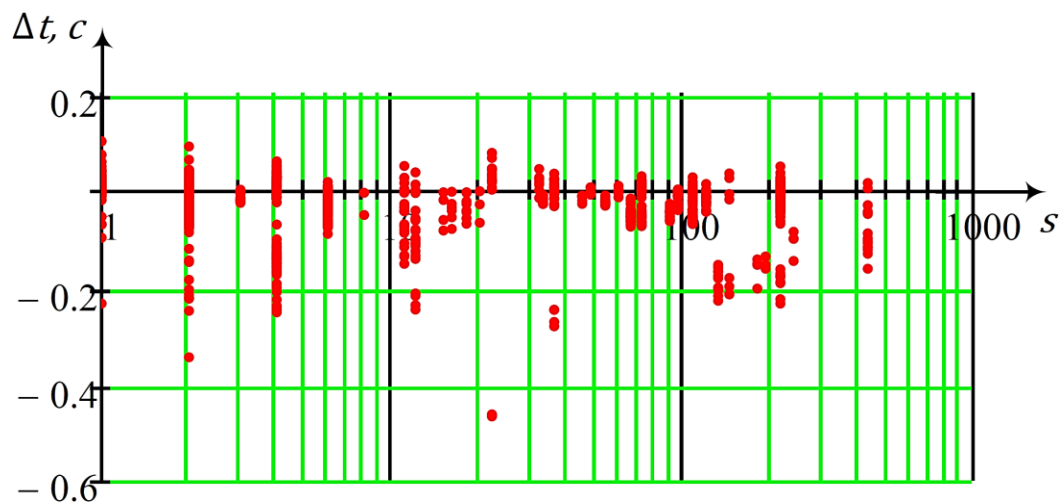
Ілюстрація рекурсивної процедури перетворення виразу події розриву зв'язку графа в об'єднання незалежних подій



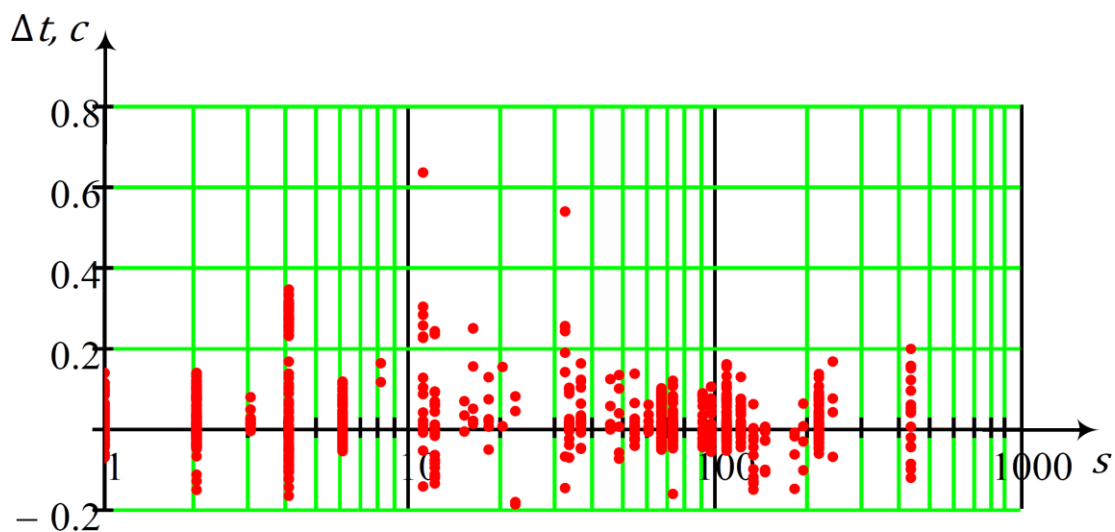


Типова двонаправлена оптична лінія

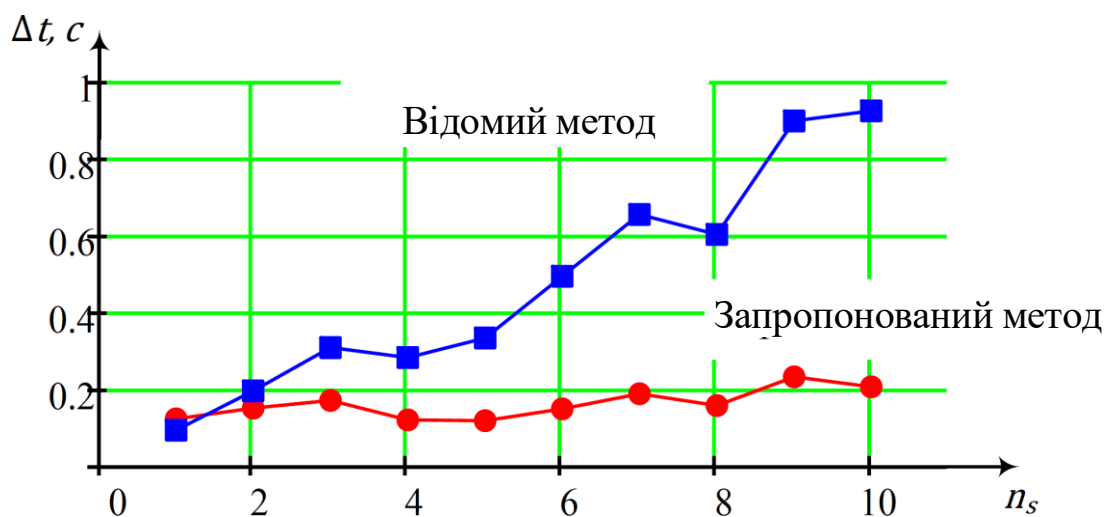
Аналіз надійності телекомунікаційної мережі на прикладі кабельної структури
магістральної мережі



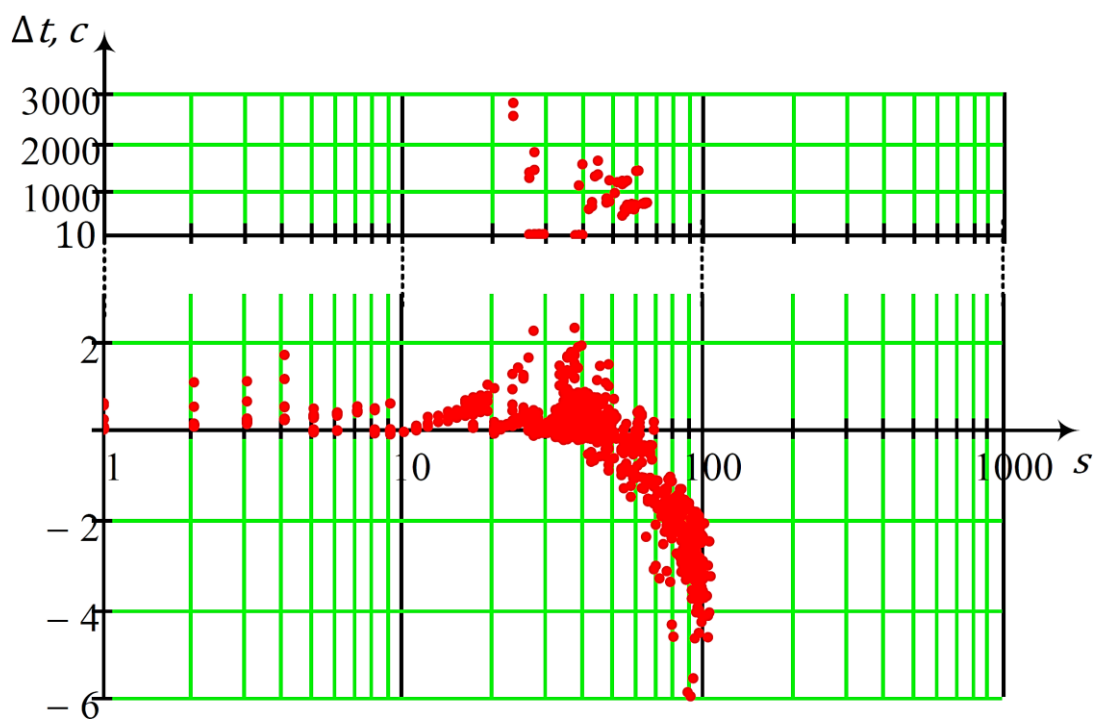
Залежність коефіцієнта підсилення Δt від часу проведення процедури
формування шляхів від їх кількості s



Залежність виграшу Δt від часу виконання процедури формування двох
множин шляхів від їх кількості s



Залежність виграшу Δt від часу проведення процедури формування шляхів від кількості n_s одночасно отриманих множин шляхів



Залежність виграшу Δt від часу виконання процедури формування перерізів від їх числа s

ПРОТОКОЛ ПЕРЕВІРКИ МАГІСТЕРСЬКОЇ КВАЛІФІКАЦІЙНОЇ РОБОТИ

Назва роботи: Розробка методики оцінювання надійності телекомунікаційного обладнання

Тип роботи: Магістерська кваліфікаційна робота

Підрозділ кафедра ІКСТ, факультет ІЕС

Керівник Кичак В.М., д.т.н., професор

Показники звіту подібності

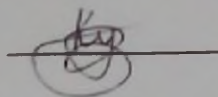
Turnitin	
Оригінальність	97%
Загальна схожість	3%

Аналіз звіту подібності (відмітити потрібне)

- ☒ Запозичення, виявлені у роботі, оформлені коректно і не містять ознак плагіату.
- ☐ Виявлені у роботі запозичення не мають ознак плагіату, але їх надмірна кількість викликає сумніви щодо цінності роботи і відсутності самостійності її автора. Роботу направити на доопрацювання.
- ☐ Виявлені у роботі запозичення є недобросовісними і мають ознаки плагіату та/або в ній містяться навмисні спотворення тексту, що вказують на спроби приховування недобросовісних запозичень.

Заявляю, що ознайомлений (-на) з повним звітом подібності, який був згенерований Системою щодо роботи (додається)

Автор
(підпис)



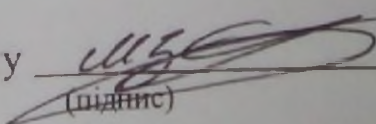
Кулик А.С.

(прізвище, ініціали)

Опис прийнятого рішення

Особа, відповідальна за перевірку

(підпис)



Васильківський М.В.

(прізвище, ініціали)

Експерт

(за потреби) (підпис)

(прізвище, ініціали, посада)