

Хмельницький національний університет
Факультет інформаційних технологій
Кафедра комп'ютерної інженерії та інформаційних систем

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА

Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Назва теми

Рівень вищої освіти другий (магістерський)

Галузь знань 12 «Інформаційні технології»

Шифр, назва

Спеціальність 123 «Комп'ютерна інженерія»

Шифр, назва

Освітня програма «Комп'ютерна інженерія та програмування»

Назва

Шифр КВРКІ 024020.24.01.52 ПЗ

Виконав здобувач II курсу, група КІ2М-24-1

Керівник

ДФ

Науковий ступінь, учене звання

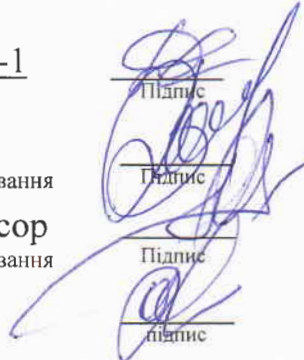
Нормоконтролер

д. техн. наук, професор

Науковий ступінь, учене звання

До захисту допускаю:
завідувач кафедри КІС
«01» травня 2026 р.

дата



Дмитро ДІДИК
Ініціали, прізвище

Юрій ВОЙЧУР
Ініціали, прізвище

Сергій ЛИСЕНКО
Ініціали, прізвище

Ольга ПАВЛОВА
Ініціали, прізвище

Хмельницький 2026

ХМЕЛЬНИЦЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ

Факультет ІНФОРМАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ

Кафедра КОМП'ЮТЕРНОЇ ІНЖЕНЕРІЇ ТА ІНФОРМАЦІЙНИХ СИСТЕМ

Освітній рівень МАГІСТР

Галузь знань 12 ІНФОРМАЦІЙНІ ТЕХНОЛОГІЇ

Спеціальність 123 КОМП'ЮТЕРНА ІНЖЕНЕРІЯ

Освітня програма ОСВІТНЬО-НАУКОВА ПРОГРАМА «КОМП'ЮТЕРНА ІНЖЕНЕРІЯ ТА ПРОГРАМУВАННЯ»

ЗАТВЕРДЖУЮ

Зав. кафедри Ольга ПАВЛОВА

“ 10 ” 01 2026 р.

ЗАВДАННЯ НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ МАГІСТРА

Дмитру ДІДИКУ

Прізвище, ім'я, по батькові студента

1. Тема проекту (роботи) Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Керівник проекту (роботи) Юрій ВОЙЧУР, ДФ

Прізвище, ім'я, по батькові, науковий ступінь, вчене звання

Затверджена наказом ректора університету від 12.01.2026 №6

2. Строк подання студентом проекту (роботи) на кафедру 01.05.2026 р.

3. Вихідні дані до проекту (роботи) Завдання на дипломне проектування

4. Зміст пояснювальної записки (перелік питань, які потрібно розробити) _____

Маршрутизація в безпроводних сенсорних мережах, відомі протоколи та метода маршрутизації

Модель маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Оцінка ефективності методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

5. Перелік графічного матеріалу (із зазначенням обов'язкових креслень) _____

6. Консультанти розділів кваліфікаційної роботи магістра


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

7. Дата видачі завдання « 10 » 01 2026р.

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№з/п	Назва етапів (розділів) кваліфікаційної роботи магістра	Термін виконання етапів проекту (роботи)	Примітка
1	Вибір напрямку дослідження та узгодження тематики КвРМ з керівником	10.01.2026	виконано
2	Ознайомлення з предметною областю; формулювання мети та задач дослідження; визначення об'єкта та предмета дослідження	12.01.2026	виконано
3	Робота над розділом 1 – аналіз відомих протоколів та методів за темою; постановка задачі	15.01.2026	виконано
4	Робота над розділом 2 – розробка моделей для вирішення поставленої задачі	15.02.2026	виконано
5	Робота над науковою статтею	5.03.2026	виконано
6	Робота над розділом 3 – розробка методу для вирішення поставленої задачі	15.03.2026	виконано
7	Робота над розділом 4 – оцінка ефективності пропонованого рішення	15.04.2026	виконано
8	Оформлення пояснювальної записки згідно вимог	25.04.2026	виконано
9	Попередній захист ДРМ	29.04.2026	виконано
10	Захист ДРМ на засіданні ЕК	До 15.05.2026	

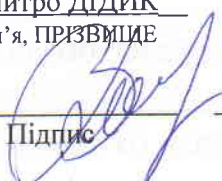
Здобувач


Підпис

Дмитро ДІДИК

Ім'я, ПРІЗВИЩЕ

Керівник кваліфікаційної роботи


Підпис

Юрій ВОЙЧУР

Ім'я, ПРІЗВИЩЕ

РЕФЕРАТ

Тема кваліфікаційної роботи магістра: Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Автор роботи: Дідик Дмитро Сергійович

Керівник роботи: Войчур Юрій Олексійович

Пояснювальна записка: 85 с., 14 рис., 1 табл., 2 дод., 75 джерел.

ПЕРЕЛІК КЛЮЧОВИХ СЛІВ: безпроводні сенсорні мережі, протоколи маршрутизації, дерево маршрутизації.

Об'єктом дослідження є процеси маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

Предметом дослідження є методи, засоби та протоколи маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

Метою кваліфікаційної роботи магістра є підвищення успішної доставки пакетів та часу життя безпроводної сенсорної мережі, шляхом розробки методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

Для розв'язання поставлених задач використовувалися методи проектування та моделювання бездротових сенсорних мереж, теорія графів та дерев, а також статистичні методи.

Наукова новизна отриманих результатів:

– набув подальшого розвитку метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, який відрізняється від відомих передачею даних по дереву маршрутизації, яке починається від граничних пристроїв і сходиться до центрального кореня, що дозволило підвищити показник успішної доставки пакетів на 5-9 %, а час життя мережі – на 25-29 % в залежності від швидкості руху мобільного хаба.

– удосконалено процес передачі даних від джерела до хабу шляхом вибору наступного пристрою на основі модифікованого коефіцієнта локації, який, на

додаток до залишкової енергії сусіда та відстані до цільової точки, враховує якість радіоканалу, що дозволило підвищити стійкість до інтерференції та втрат пакетів у реальних умовах бездротового середовища.

На основі проведених досліджень розроблено метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

Практична значимість отриманих результатів полягає у розробленні методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

У першому розділі розглянуто основні поняття та процес функціонування безпроводних сенсорних мережах, досліджено відомі методи та протоколи маршрутизації даних в безпроводних сенсорних мережах

У другому розділі було запропоновано модель маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції. Зазначено та обґрунтовано початкові умови та обмеження моделі маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції. Наведено енергетичну модель, що реалізується в межах методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

У межах третього розділу представлено метод маршрутизації для безпроводних сенсорних мереж Інтернету речей з обмеженими ресурсами, адаптований до роботи з мобільною базовою станцією. Запропоноване рішення базується на інтеграції географічного позиціонування вузлів, виділенні центральної координаційної зони та кластеризації опорних пристроїв.

У четвертому розділі виконано аналіз ефективності запропонованого методу маршрутизації порівняно із існуючими підходами, розглянуто використання дискретно-подійного симулятора OMNeT++ для оцінки розробленого протоколу маршрутизації та обґрунтовано доцільність його застосування для проведення досліджень, визначено та проаналізовано основні метрики оцінки ефективності маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, здійснено оцінку ефективності запропонованого методу.

ЗМІСТ

Скорочення та умовні позначки	5
Вступ.....	6
1 Маршрутизація в безпроводних сенсорних мережах, відомі протоколи та метода маршрутизації	8
1.1 Основні поняття та процес функціонування безпроводних сенсорних мережах	8
1.2 Загальні принципи маршрутизації в бездротових сенсорних мережах та наявні проблеми	10
1.3 Огляд відомих протоколів маршрутизації даних в безпроводних сенсорних мережах	13
1.4 Постановка задачі	20
2 Модель маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції	22
2.1 Початкові умови та обмеження моделі маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції	22
2.2 Модель маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.....	24
2.3 Енергетична модель, що реалізується в межах методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції	30
2.4 Висновки до розділу	32
3 Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.....	33
3.1 Основи методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.....	33
3.2 Процес виявлення сусідніх пристроїв.....	35

3.3	Процес кластеризації пристроїв у координаційній області.....	37
3.4	Процес побудови дерева.....	42
3.5	Виявлення розташування IoT-пристроїв	46
3.6	Управління мобільним IoT-хабом.....	50
3.7.	Передача даних від джерела до хаба.....	52
3.8	Висновки до розділу	57
4	Оцінка ефективності методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції	58
4.1	Аналіз ефективності запропонованого методу маршрутизації порівняно із існуючими підходами	58
4.2	Використання дискретно-подійного симулятора OMNeT++ для оцінки протоколу маршрутизації.....	62
4.3	Досліджуванні метрики оцінки ефективності маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції	63
4.4	Створення середовища симуляції.....	65
4.5	Оцінка ефективності	71
4.6	Висновки до розділу	73
	Висновки	75
	Перелік джерел посилань	77
	Додаток А Копія наукової публікації.....	85
	Додаток Б Презентація до захисту кваліфікаційної роботи.....	88

СКОРОЧЕННЯ ТА УМОВНІ ПОЗНАКИ

CH – Cluster Head

DNBR – Direct Neighbor Broadcast Region

E2E – End-to-End

IoT – Internet of Things

MTE – Minimum Total Energy

TDMA – Time Division Multiple Access

PDR – Packet Delivery Ratio

QoS – Quality of Service

RE – Residual Energy

WSN – Wireless Sensor Network

ВСТУП

Стрімкий Інтернет речей (IoT) став однією з найбільш динамічних і швидко зростаючих технологій сучасності, дозволяючи з'єднувати мільярди фізичних пристроїв у єдину цифрову екосистему. За оцінками аналітичних агентств, до 2025–2030 років кількість підключених пристроїв перевищить 50-75 мільярдів одиниць, значна частина з яких належатиме до бездротових сенсорних мереж (WSN), що забезпечують збір даних у реальному часі з навколишнього середовища. Водночас стрімке розширення IoT-мереж супроводжується серйозними викликами: високим енергоспоживанням сенсорних вузлів, обмеженим терміном служби батарей, проблемою гарячих точок (hotspot) поблизу базових станцій та зниженням надійності доставки даних при мобільності збирача інформації [1-7].

Актуальність розробки нових енергоефективних протоколів маршрутизації для безпроводних сенсорних мереж, що функціонують в IoT середовищі, зумовлена необхідністю вирішення суперечності між зростаючим обсягом даних, що збираються сенсорами, та обмеженими ресурсами самих пристроїв. Традиційні підходи з фіксованою базовою станцією призводять до швидкого виснаження вузлів поблизу неї, а методи з використанням мобільного хаба часто страждають від високих затримок і втрат пакетів через відсутність надійної інфраструктури для координації трафіку [8-15]. Тому розробка нових підходів та протоколів маршрутизації є актуальною науковою задачею.

Метою кваліфікаційної роботи магістра є підвищення успішної доставки пакетів та часу життя безпроводної сенсорної мережі, шляхом розробки методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

Поставлена мета досягається розв'язанням таких основних завдань:

- дослідити процеси маршрутизації даних в безпроводних сенсорних мережах;
- виконати аналіз відомих методів та протоколів маршрутизації даних в безпроводних сенсорних мережах;

- модель маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції;
- метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції;
- провести експериментальну оцінку ефективності пропонованого методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, порівняти із відомими протоколами.

Об'єктом дослідження є процеси маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

Предметом дослідження є методи, засоби та протоколи маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

Наукова новизна отриманих результатів:

- набув подальшого розвитку метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, який відрізняється від відомих передачею даних по дереву маршрутизації, яке починається від граничних пристроїв і сходиться до центрального кореня, що дозволило підвищити показник успішної доставки пакетів на 5-9 %, а час життя мережі – на 25-29 % в залежності від швидкості руху мобільного хаба.
- удосконалено процес передачі даних від джерела до хабу шляхом вибору наступного пристрою на основі модифікованого коефіцієнта локації, який, на додаток до залишкової енергії сусіда та відстані до цільової точки, враховує якість радіоканалу, що дозволило підвищити стійкість до інтерференції та втрат пакетів у реальних умовах бездротового середовища.

Практична значимість отриманих результатів полягає у розробленні методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

Для розв'язання поставлених задач використовувалися методи проектування та моделювання бездротових сенсорних мереж, теорія графів та дерев, а також статистичні методи.

1 МАРШРУТИЗАЦІЯ В БЕЗПРОВІДНИХ СЕНСОРНИХ МЕРЕЖАХ, ВІДОМІ ПРОТОКОЛИ ТА МЕТОДА МАРШРУТИЗАЦІЇ

1.1 Основні поняття та процес функціонування безпроводних сенсорних мережах

Безпроводні сенсорні мережі (WSN) є однією з найбільш перспективних технологій сучасності, що складають фундамент концепції Інтернету речей (IoT). Вони являють собою територіально розподілені системи, що складаються з великої кількості мініатюрних, автономних пристроїв – сенсорних вузлів, які взаємодіють між собою через бездротові канали зв'язку (рис. 1.1). Основною метою функціонування такої мережі є спільний моніторинг фізичних або екологічних умов, таких як температура, вологість, тиск, звук, вібрація або рух, та передача зібраних даних до центрального пункту збору, відомого як базова станція або синк [9-21]. Кожен окремий вузол у такій мережі є повноцінною обчислювальною одиницею, яка містить у собі чотири основні компоненти: підсистему детектування для зчитування параметрів середовища, мікропроцесор для обробки отриманих сигналів, прийомопередавач для обміну даними та джерело живлення, зазвичай у вигляді обмеженої за ємністю батареї [34].

Функціонування безпроводних сенсорних мереж базується на принципах самоорганізації та кооперації. Оскільки сенсорні вузли часто розгортаються у великих кількостях і у важкодоступних місцях, де ручне налаштування кожного пристрою є неможливим, мережа повинна автоматично вибудовувати свою топологію та адаптуватися до змін у середовищі. Взаємодія між вузлами відбувається за принципом багатокрокової передачі, де дані від віддалених сенсорів передаються через ланцюжок проміжних вузлів до базової станції. Це дозволяє суттєво економити енергію радіопередавачів, оскільки передача сигналу на коротку відстань потребує значно менше потужності, ніж прямий зв'язок із центральним сервером [41]. Водночас така архітектура вимагає складних алгоритмів маршрутизації та управління доступом до середовища, щоб уникнути

колізій та забезпечити надійність доставки інформації в умовах постійного ризику виходу окремих вузлів із ладу.

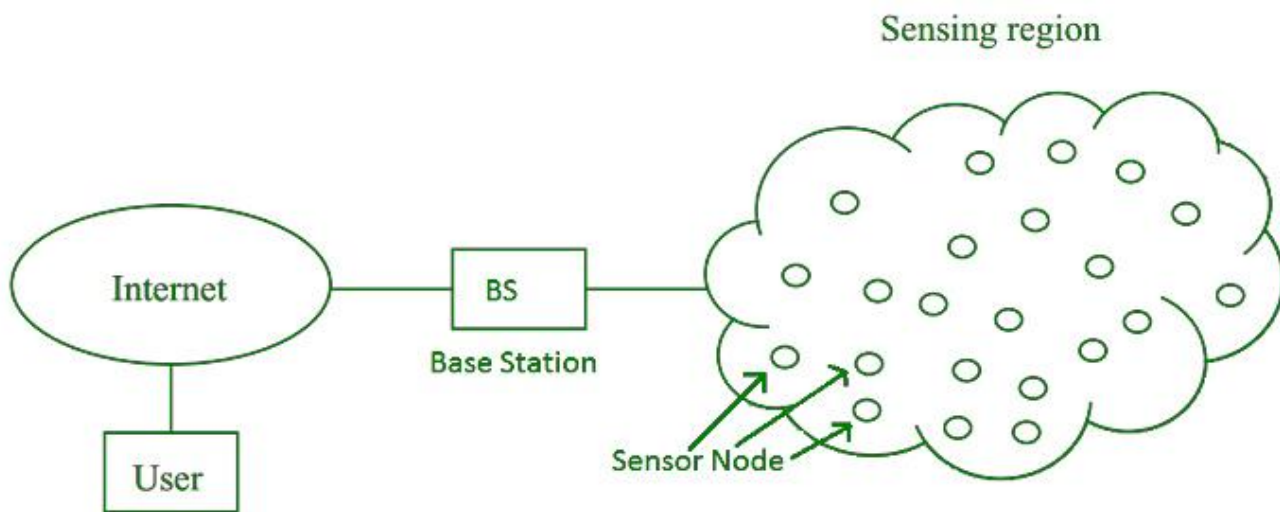


Рисунок 1.1 – Загальна організація безпроводних сенсорних мереж [41]

Особливістю безпроводних сенсорних мереж є їхня вузька спеціалізація та орієнтованість на конкретні завдання. На відміну від традиційних комп'ютерних мереж, де головним є обмін великими обсягами мультимедійного трафіку, у WSN пріоритетом є збір малих порцій даних протягом тривалого часу при мінімальному енергоспоживанні [15-24]. Це зумовлює специфічні вимоги до програмного забезпечення та протоколів зв'язку, які мають бути максимально легковажними та ефективними [54]. Спектр застосування WSN охоплює майже всі сфери людської діяльності: від інтелектуального сільського господарства, де сенсори контролюють стан ґрунту, до систем «розумного будинку», промислової автоматизації та військового спостереження. В екологічному моніторингу WSN дозволяють виявляти лісові пожежі або витіки хімічних речовин на ранніх стадіях, забезпечуючи швидке реагування на надзвичайні ситуації.

Незважаючи на значні переваги, розвиток безпроводних сенсорних мереж супроводжується вирішенням ряду критичних проблем, пов'язаних із обмеженістю обчислювальних ресурсів, пам'яті та енергії вузлів. Питання безпеки також стоїть досить гостро, оскільки відкритий характер бездротового зв'язку та фізична

доступність сенсорів роблять їх вразливими до атак або перехоплення даних. Проте, інтеграція безпроводних сенсорних мереж із хмарними обчисленнями та технологіями штучного інтелекту відкриває нові горизонти для створення глобальних систем моніторингу, здатних не лише збирати дані, а й самостійно аналізувати їх, прогнозувати події та приймати рішення в автономному режимі, що робить бездротові сенсорні мережі невід’ємною частиною цифрової трансформації світу.

1.2 Загальні принципи маршрутизації в бездротових сенсорних мережах та наявні проблеми

Маршрутизація в бездротових сенсорних мережах є фундаментальним процесом, що забезпечує доставку зібраної інформації від сенсорних вузлів до центрального пункту збору, відомого як стік. На відміну від традиційних комп’ютерних мереж, де основними критеріями є пропускна здатність та якість обслуговування, у середовищі WSN домінуючим фактором стає ефективне використання ресурсів. Процес розробки та впровадження протоколів маршрутизації в таких мережах стикається з низкою критичних викликів, серед яких найбільш значущим є суворе обмеження енергетичного запасу кожного окремого вузла. Оскільки більшість сенсорів живляться від автономних батарей і часто розгортаються у важкодоступних або агресивних середовищах, де заміна джерел живлення неможлива, енергоефективність стає визначальним показником життєздатності всієї системи.

На рис. 2.1 схематично зображено повний цикл передачі даних у безпроводних сенсорних мережах, починаючи від моменту реєстрації фізичного явища до його візуалізації кінцевим користувачем. Процес ініціюється безпосередньо у сенсорному полі, де розміщені численні сенсорні вузли та кінцеві пристрої. Вони здійснюють безперервний моніторинг цільових об’єктів або подій, перетворюючи отриману з навколишнього середовища інформацію у цифрові пакети даних.

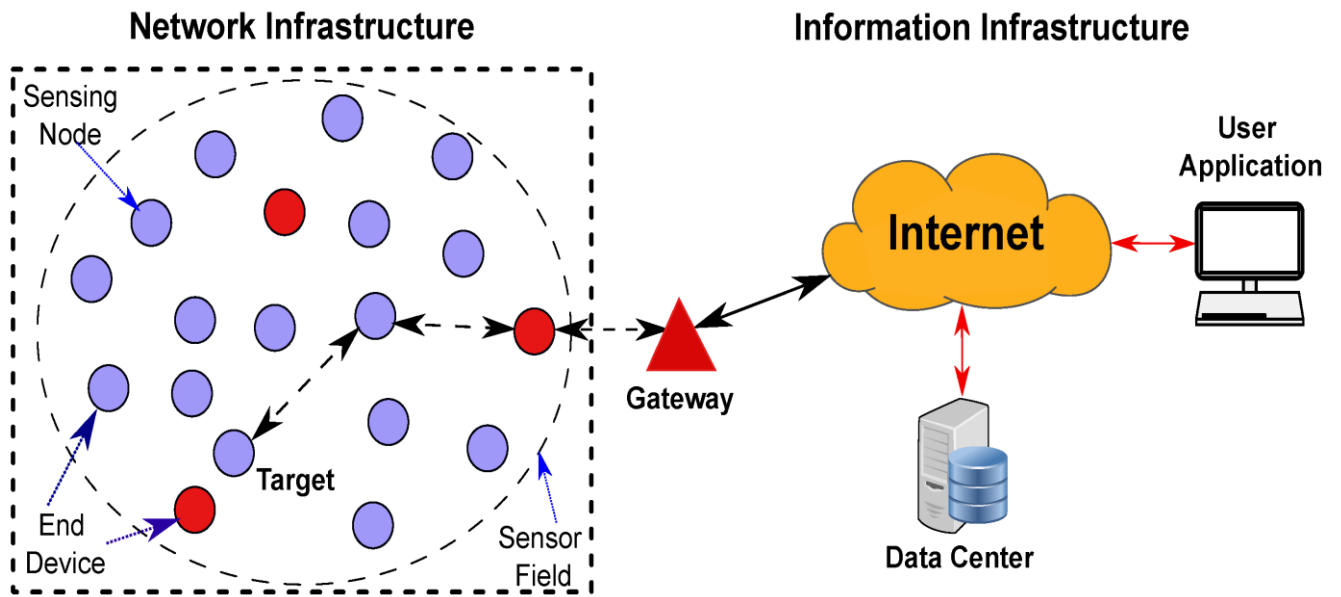


Рисунок 1.2 – Передача даних в безпроводних сенсорних мережах

Особливу увагу на рисунку приділено механізму внутрішньомережевої передачі, який реалізований через багатокрокову маршрутизацію. Пунктирні стрілки між вузлами демонструють, що дані від віддалених сенсорів не передаються напряму до центру, а проходять через ланцюжок сусідніх вузлів. Такий підхід дозволяє суттєво зменшити потужність передавачів кожного окремого пристрою, що є критично важливим для збереження їхнього енергетичного ресурсу, а також забезпечує стійкість мережі, тобто у разі виходу з ладу одного вузла дані можуть бути перенаправлені через інший маршрут.

Центральним елементом, що з'єднує локальну мережеву інфраструктуру з глобальною, є шлюз (на рисунку позначений як Gateway). Він виконує роль інтелектуального посередника, який збирає агреговані дані від усіх сенсорів та здійснює їхню трансляцію у формат, сумісний із протоколами мережі Інтернет. Саме на цьому етапі відбувається перехід від специфічних низькоенергоємних протоколів передачі (характерних для WSN) до стандартних методів передачі даних у великих мережах.

Після проходження через шлюз інформація потрапляє до інформаційної інфраструктури, де через мережу Інтернет спрямовується до центрів обробки

даних. У цих центрах здійснюється довготривале зберігання, глибокий аналіз та структурування отриманих масивів інформації. Завершальним етапом передачі є доставка обробленого результату до користувачького додатка.

Крім енергетичних обмежень, маршрутизація ускладнюється низькою пропускною здатністю каналів зв'язку та високою ймовірністю втрати пакетів через нестабільність радіосигналів та інтерференцію. Динамічна зміна топології мережі, спричинена виходом вузлів з ладу через розрядження батарей або фізичні пошкодження, вимагає від протоколів високої адаптивності та здатності до самовідновлення.

У зв'язку з цим класифікація протоколів маршрутизації базується на різних підходах до управління мережевою структурою та способом обробки даних. Проактивні протоколи підтримують актуальну інформацію про всі маршрути в таблицях, що мінімізує затримку при передачі, проте створює значне службове навантаження на мережу. Реактивні протоколи, навпаки, шукають шлях лише за запитом, що економить ресурси, але збільшує час очікування перед початком передачі даних. Гібридні рішення намагаються поєднати переваги обох підходів, використовуючи проактивне керування локальними зонами та реактивний пошук для віддалених ділянок мережі.

Окреме місце посідають географічні протоколи, які використовують координати вузлів для прийняття рішень про пересилання даних, що значно знижує потребу у зберіганні великих маршрутних таблиць та робить мережу масштабованою. Датацентричний підхід фокусується не на ідентифікаторах конкретних вузлів, а на самих даних, використовуючи механізми запитів за атрибутами, що дозволяє уникнути надмірності. Для мереж із мобільними елементами часто застосовуються протоколи, де певні вузли виступають посередниками для координації передачі між мобільним стіком та стаціонарними сенсорами.

Сучасний етап розвитку WSN у контексті інтернету речей висуває нові вимоги, що відображені в концепції «Green IoT». Основним завданням тут є не просто передача даних, а максимальне продовження життєвого циклу мережі через

впровадження інтелектуальних методів агрегації даних, які дозволяють зменшити кількість переданих пакетів шляхом видалення дубльованої інформації на проміжних вузлах. Однією з найскладніших проблем є уникнення формування «гарячих точок», коли вузли, розташовані поблизу стіка, виснажуються значно швидше за інші через надмірне транзитне навантаження.

Для вирішення цієї проблеми активно впроваджуються стратегії мобільності стіка, де приймач постійно змінює своє положення в просторі, рівномірно розподіляючи навантаження між різними сегментами мережі. Такий підхід у поєднанні з алгоритмами балансування енергії дозволяє створювати стійкі та високоефективні системи моніторингу, які здатні функціонувати протягом тривалого часу без зовнішнього втручання, що є ключовим для інтелектуальних міст, екологічного нагляду та промислової автоматизації.

1.3 Огляд відомих протоколів маршрутизації даних в безпроводних сенсорних мережах

Протоколи маршрутизації в бездротових сенсорних мережах можна розділити на дві основні групи: класичні протоколи маршрутизації, що ґрунтуються на детермінованих або стохастичних математичних моделях розподілу ролей між вузлами, та протоколи на основі популяційних алгоритмів, які використовують біоінспіровані метаевристики для оптимізації вибору кластерних голів і побудови маршрутів. Перша група включає протоколи типу LEACH та їх модифікації, тоді як друга охоплює підходи на базі генетичних алгоритмів, PSO, ABC, КН та інших еволюційних методів.

Розглянемо спочатку першу групу протоколів – класичні протоколи передачі даних в безпроводних сенсорних мережах.

У роботі [16] запропоновано протокол LEACH (Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy) – перший ієрархічний протокол кластерної маршрутизації для мікросенсорних мереж. Вузли самоорганізуються у кластери шляхом імовірнісного вибору СН: кожен вузол генерує випадкове число і порівнює його з порогом $T(n)$,

розрахованим як $p/(1-p \cdot (r \bmod 1/p))$, де p – бажана частка СН, r – поточний раунд. Вузли, що стали СН, транслюють своє оголошення, решта приєднуються до найближчого СН за рівнем сигналу. СН агрегують дані від членів кластера та передають результат безпосередньо на базову станцію за схемою TDMA. Ротація ролей СН між раундами забезпечує рівномірне витрачання енергії. Порівняно з прямою передачею та МТЕ-маршрутизацією LEACH продемонстрував зменшення загального енергоспоживання мережі приблизно у 7 разів і суттєве збільшення терміну служби мережі.

У роботі [17] запропоновано модифікацію LEACH, спрямовану на усунення проблеми нерівномірного розряджання вузлів, яка виникає через випадковий характер вибору СН у оригінальному протоколі. Автори вводять у порогову функцію додатковий множник, що враховує залишкову енергію вузла відносно середньої енергії мережі на поточний раунд, завдяки чому вузли з меншим залишком енергії мають нижчу ймовірність стати СН. Крім того, вводиться обмеження на мінімально допустиму відстань між двома СН, що запобігає формуванню надмірно близьких кластерів. Симуляції показали більш рівномірний розподіл навантаження між вузлами, зменшення дисперсії залишкової енергії наприкінці раундів і збільшення часу до загибелі першого та половини вузлів порівняно з оригінальним LEACH.

У роботі [18] запропоновано протокол LEACH-CR, який розширює LEACH механізмами скорочення надлишкового зв'язку та повторного використання кластерних конфігурацій. Протокол вводить фазу перевірки зв'язності: після вибору СН вузли оцінюють якість зв'язку до свого СН за метрикою, що поєднує RSSI та залишкову енергію СН, і за необхідності мігрують до іншого СН без повного перезапуску процедури кластеризації. Додатково запроваджено механізм «заморожування» конфігурації кластера на кілька раундів, якщо енергетичний стан мережі змінився несуттєво, що знижує накладні витрати на службові повідомлення. Порівняння з LEACH і LEACH-C на симуляціях із 100 вузлами підтвердило зменшення кількості службових пакетів і збільшення загального часу роботи мережі.

У роботі [19] запропоновано протокол MT-CHR із модифікованим порогом для заміни СН протягом раунду, а не лише між раундами. Протокол відстежує залишкову енергію поточного СН у реальному часі та замінює його, коли енергія опускається нижче адаптивного порогу, розрахованого як зважена середня залишкова енергія вузлів кластера. Новий СН обирається з-поміж членів кластера з найвищою залишковою енергією без повного перезапуску кластеризації, що мінімізує витрати на реорганізацію. Механізм гарантує, що жоден вузол не вичерпує батарею передчасно через надмірне навантаження ролі СН усередині раунду. Порівняння з LEACH, LEACH-C та іншими модифікаціями показало зниження стандартного відхилення залишкової енергії між вузлами та збільшення FND і HND.

У роботі [20] запропоновано метод вибору СН на основі адаптивного порогу, що динамічно підлаштовується до поточного енергетичного стану всієї мережі. На відміну від фіксованого порогу LEACH, запропонований поріг обчислюється з урахуванням середньої залишкової енергії мережі та індивідуальної залишкової енергії вузла, а їх відношення нелінійно масштабує ймовірність призначення вузла СН. Це дозволяє автоматично збільшувати частку СН у раундах із нерівномірним розподілом енергії та зменшувати її, коли мережа збалансована. Алгоритм не потребує глобальної інформації про топологію – кожен вузол обчислює поріг локально на основі ширококомовних повідомлень від сусідів. Тестування на сценаріях із 100 вузлами в середовищі MATLAB порівняно з LEACH, SEP та DEEC підтвердило покращення за показниками FND, HND та загальної кількості переданих пакетів.

У роботі [21] запропоновано модифікацію порогу вибору СН із використанням статистик першого і другого порядку залишкової енергії вузлів – середнього значення та дисперсії. Поріг будується як функція від співвідношення залишкової енергії вузла до середньої енергії мережі, скоригованого на нормований показник дисперсії, що дозволяє чутливіше реагувати на ситуації, коли енергія розподілена нерівномірно і простого порівняння із середнім недостатньо. При великій дисперсії поріг стає суворішим для вузлів із низькою енергією, тоді як при

малій дисперсії – наближається до стандартного LEACH. Симуляції порівнювались із LEACH, T-LEACH та методом із [20] і показали кращу рівномірність розрядження батарей і вищі значення HND при різних щільностях розгортання.

Іншу групу протоколів маршрутизації в безпроводних сенсорних мережах складають протоколи на основі популяційних та генетичних алгоритмах.

У роботі [22] запропоновано підхід до кластерної маршрутизації в WSN на основі алгоритму штучних бджіл (ABC). Мережа розбивається на кластери, де кожен вузол-розвідник оцінює якість потенційного СН за функцією пристосованості, що враховує залишкову енергію вузла, його відстань до базової станції та кількість сусідніх вузлів у радіусі кластера. Бджоли-спостерігачі вибирають найкращі позиції пропорційно до значення функції, а бджоли-розвідники випадково досліджують нові конфігурації при стагнації. Після сходження алгоритму обрані голови кластеру формують міжкластерні маршрути з мінімальною сумарною відстанню. Порівняння з LEACH і PSO-кластеризацією показало збільшення кількості раундів до загибелі першого вузла та зменшення середнього енергоспоживання за раунд.

У роботі [23] запропоновано метод вибору голів кластерів на основі ABC-оптимізації, адаптований до ієрархічних WSN із нерівномірним розподілом енергії. Кожна «бджола» представляє можливий набір голів кластеру. У запропонованому підході функція пристосованості поєднує нормовану залишкову енергію кандидата, відстань до базової станції та внутрішньокластерну відстань між головою кластера і звичайними вузлами з ваговими коефіцієнтами. Алгоритм виконує фази найманих бджіл, спостерігачів і розвідників ітеративно до виконання критерію зупинки. Порівняння з LEACH, SEP та DEEC показало, що ABC-підхід забезпечує більш рівномірне витрачання енергії по мережі та збільшує час роботи мережі до загибелі половини вузлів.

У роботі [24] запропоновано дворівневий популяційний алгоритм НВО (Hormesis-Based Optimization) для кластеризації та маршрутизації в WSN. Даний алгоритм покликаний моделювати оптимальний розподіл «стресу» між компонентами системи для підвищення загальної продуктивності, як-от зменшення

часу виконання завдань. На першому рівні НВО виконує кластеризацію: вулики (кластери) формуються навколо СН, яких обирають на основі щільності сусідів і залишкової енергії з мінімізацією внутрішньокластерних відстаней. На другому рівні між СН будується дерево маршрутизації з мінімальною загальною вартістю передачі до базової станції, де вартість ребра визначається відстанню та різницею енергетичних рівнів вузлів. Симуляції у середовищі MATLAB на полі 100×100 м із 100 вузлами показали, що НВО перевищує LEACH і PEGASIS за кількістю переданих пакетів і часом до загибелі останнього вузла.

У роботі [25] запропоновано протокол маршрутизації з вибором голови кластеру на основі дробової левової оптимізації (FLO) – модифікації алгоритму левового оптимізатора, де оператори переміщення агентів замінені дробово-диференціальними рівняннями, що сповільнюють збіжність і зменшують ризик потрапляння у локальний мінімум. Функція пристосованості поєднує залишкову енергію вузла, відстань до базової станції та ступінь зв'язності вузла у зваженій формі. Алгоритм тестувався на сценаріях із 50–200 вузлами при різних розмірах поля розгортання. Порівняно з PSO, GA та стандартним LO, FLO показав вищу стабільність результатів між запусками та збільшив термін служби мережі в середньому на 15-20%.

У роботі [26] запропоновано алгоритм вибору голови кластеру, що інтегрує пошук Табу у стандартний PSO для уникнення передчасної збіжності рою. Обраний авторами алгоритм Табу це метаевристичний алгоритм локального пошуку, створений для вирішення комбінаторних задач оптимізації. Частинки кодують набір голів кластерів для всієї мережі, а цільова функція є векторною і включає три критерії: загальне енергоспоживання кластера, дисперсію розмірів кластерів і кількість СН. Пошук Табу підтримує список заборонених конфігурацій, переглянутих нещодавно, і змушує частинки досліджувати нові регіони простору рішень. Метод тестувався на сценаріях із 100–300 вузлами, і результати показали, що алгоритм Табу пошуку знаходить кращі рішення за Парето порівняно зі стандартним PSO і NSGA-II, зокрема забезпечуючи кращий баланс між кількістю СН та енергетичними витратами.

У роботі [27] запропоновано алгоритм вибору СН на основі оптимізації китового рою (WOA), що імітує спіральну стратегію атаки горбатих китів. Агенти (потенційні конфігурації СН) оновлюють свої позиції у просторі рішень за трьома механізмами: звуження охоплення, спіральне оновлення та випадковий пошук із рівномірно розподіленою імовірністю переключення між ними. Функція пристосованості враховує залишкову енергію кандидата у СН, середню внутрішньокластерну відстань і відстань СН до базової станції. Симуляції на полі 200×200 м із 100 вузлами порівнювались із LEACH, PSO та GA: WOA продемонстрував на 20–30% більший час до загибелі першого вузла і кращу рівномірність розрядження батарей по мережі.

У роботі [28] запропоновано метод вибору СН на основі генетичного алгоритму, де хромосома кодує бінарний вектор належності кожного вузла до ролі СН. Функція пристосованості поєднує загальну внутрішньокластерну відстань, залишкову енергію обраних СН та відхилення кількості СН від оптимального значення, розрахованого за моделлю LEACH. GA використовує турнірну селекцію, одноточковий кросовер і бітову мутацію з адаптивно змінюваною імовірністю. Оцінювання проводилось у середовищі MATLAB на топологіях із 50–150 вузлами; алгоритм продемонстрував збільшення кількості активних вузлів у пізніх раундах порівняно зі стандартним LEACH.

У роботі [29] запропоновано протокол LEACH-GA, що замінює випадковий механізм ротації СН у класичному LEACH генетичним алгоритмом. Хромосома кодує вектор ймовірностей призначення кожного вузла у СН; GA оптимізує цей вектор щораунду з урахуванням залишкової енергії, відстані вузла до центроїда кластера та до базової станції. Після конвергенції GA на початку кожного раунду обрані СН збирають дані від членів кластера і виконують агрегацію перед передачею до базової станції. Моделювання у середовищах із 100 вузлами показало, що LEACH-GA суттєво збільшує час першої загибелі вузла (FND) і час роботи половини мережі (HND) порівняно з оригінальним LEACH та його модифікаціями LEACH-C і E-LEACH.

У роботі [30] запропоновано метаевристичний алгоритм Krill Herd (KH), натхненний зграйною поведінкою криля в океані. Переміщення кожної особини визначається трьома компонентами: рухом під впливом інших крилів (відштовхування від сусідів і привабливість до лідера зграї), форуванням у напрямку найкращого джерела їжі та фізичною дифузиею з випадковою компонентою. Рух описується системою диференціальних рівнянь, що інтегруються чисельно на кожній ітерації; також застосовуються оператори схрещування та мутації для підтримки різноманіття популяції. Алгоритм тестувався на 14 стандартних бенчмаркових функціях і порівнювався з PSO, DE, GSA та іншими методами, показавши конкурентну точність і швидкість збіжності.

У роботі [31] запропоновано алгоритм кластеризації BCM на базі Krill Herd, де кожна особина кодує повний набір СН для мережі. Функція пристосованості є зваженою сумою середньої внутрішньокластерної відстані, сумарної відстані СН до базової станції та інверсії середньої залишкової енергії обраних СН. KH ітеративно оновлює конфігурації відповідно до лідера зграї та найкращої знайденої позиції їжі. Після завершення оптимізації кожен звичайний вузол приєднується до найближчого СН за методом найменшої відстані. Симуляції на рівномірно розподілених топологіях із 100 вузлами підтвердили перевагу над LEACH і K-means за FND, HND і загальною кількістю переданих пакетів до базової станції.

У роботі [32] запропоновано розширений KH-підхід для вибору СН, що на відміну від [31] додатково оптимізує кількість кластерів як частину рішення, а не фіксує її заздалегідь. Кожна особина кодує як набір СН, так і параметр кількості кластерів; функція пристосованості додатково штрафує рішення з надмірно великою або малою кількістю кластерів відносно аналітично визначеного оптимуму. Крім того, враховується нерівномірність розподілу вузлів – кластеризація адаптується до щільності топології. Тестування проводилось на сценаріях із нерівномірним розміщенням 100 і 200 вузлів і порівнювалось із PSO, ABC та базовим LEACH; KH-метод показав найвищий загальний час роботи мережі та найменше стандартне відхилення залишкової енергії між вузлами наприкінці симуляції.

Таким чином, проведений огляд відомих рішень продемонстрував, що більшість розглянутих підходів до маршрутизації в WSN на основі популяційних алгоритмів демонструють суттєве покращення енергоефективності та терміну служби мережі порівняно з класичними протоколами типу LEACH. Серед спільних переваг – здатність адаптивно обирати оптимальні конфігурації кластерних голів з урахуванням залишкової енергії, топології та відстані до базової станції, що забезпечує рівномірніше розрядження вузлів і збільшення показників FND та HND. Водночас виявлено й спільні недоліки: більшість методів тестувались на спрощених симуляційних сценаріях із невеликою кількістю статичних вузлів (переважно 100 штук) на однорідному полі, що не відображає реальних умов розгортання. Крім того, значна обчислювальна складність популяційних алгоритмів створює додаткові накладні витрати, які автори здебільшого не враховують у загальному енергетичному балансі мережі.

1.4 Постановка задачі

Розвиток Інтернету речей (IoT) супроводжується стрімким збільшенням кількості підключених пристроїв, більшість з яких становлять низькоенергетичні сенсорні вузли в бездротових сенсорних мережах (WSN). Традиційні протоколи маршрутизації з фіксованою базовою станцією призводять до швидкого виснаження вузлів поблизу станції (hotspot-проблема), а методи на основі координаційної області з лінійними чи сітковими структурами (наприклад, LBDD) не забезпечують достатньої гнучкості при довільній мобільності хаба і часто вимагають значного контрольного трафіку.

Розвиток Інтернету речей супроводжується надзвичайно швидким зростанням кількості підключених пристроїв, серед яких переважну більшість становлять низькоенергетичні сенсорні вузли бездротових сенсорних мереж (WSN). Традиційні протоколи маршрутизації з фіксованою базовою станцією неминуче призводять до формування гарячих точок (hotspot-проблема): вузли, розташовані поблизу станції, передають значно більший обсяг даних і

розряджаються набагато швидше, ніж віддалені пристрої, що суттєво скорочує загальний час життя мережі. Водночас методи на основі координаційної області з лінійними чи сітковими структурами (наприклад, LBDD, TTDD, SEAD) хоч і дозволяють використовувати мобільний sink, але не забезпечують достатньої гнучкості при довільній траєкторії його руху. У таких підходах трафік концентрується вздовж фіксованої лінії або в окремих зонах сітки, що знову створює локальні перевантаження, а підтримка та оновлення структури вимагає значного контрольного трафіку, який сам по собі витрачає енергію сенсорів. Таким чином, актуальність розробки нових методів маршрутизації, здатних поєднати високу надійність доставки даних (PDR), тривалий час життя мережі та ефективну адаптацію до мобільності базової станції без надмірного енергетичного перенавантаження, залишається актуальною задачею.

Таким чином для розробки методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції з метою підвищення успішної доставки пакетів та часу життя безпроводної сенсорної мережі слід виконати наступні етапи:

1. дослідити процеси маршрутизації даних в безпроводних сенсорних мережах;
2. виконати аналіз відомих методів та протоколів маршрутизації даних в безпроводних сенсорних мережах;
3. модель маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції;
4. метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції;
5. провести експериментальну оцінку ефективності пропонованого методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, порівняти із відомими протоколами.

2 МОДЕЛЬ МАРШРУТИЗАЦІЇ ДАНИХ У БЕЗПРОВІДНИХ СЕНСОРНИХ МЕРЕЖАХ НА ОСНОВІ МОБІЛЬНОЇ БАЗОВОЇ СТАНЦІЇ

2.1 Початкові умови та обмеження моделі маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Запропонована модель маршрутизації даних розроблена для бездротових сенсорних мереж, що підтримують концепцію Інтернету речей, і враховує реальні фізичні та технологічні обмеження сучасних сенсорних пристроїв. Основна ідея і мета полягає в тому, щоб максимально продовжити автономну роботу мережі, уникнути швидкого виснаження окремих вузлів і, разом із тим, забезпечити надійну доставку даних до рухомої базової станції (IoT-хабу) без фіксованої інфраструктури.

Досліджувана мережа складається з великої кількості (від кількох сотень до кількох тисяч) статичних IoT-пристроїв, розгорнутих у обмеженій прямокутній області розміром (порядку 400 м по кожній осі). Кожен пристрій має власні фіксовані координати, які відомі йому на етапі розгортання (у цій моделі припускається наявність GPS або іншого механізму локалізації). Щодо початкової енергії, то для всіх вузлів вона однакова, а батареї самих пристроїв не підлягають заміні. Радіус прямої передачі становить 50–150 м, що є типовим значення для бездротових технологій стандарту IEEE 802.15.4 (наприклад протоколи ZigBee, LoRa тощо).

У пропонованій моделі маршрутизації мобільна базова станція або IoT-хаб є єдиним рухомим елементом мережі. На відміну від фіксованої базової станції, яка створює постійну зону перевантаження навколо себе, мобільний хаб переміщується по території мережі за довільною траєкторією (наприклад, Random Waypoint або визначеною користувачем). Він періодично зупиняється на час t (10–60 с), збирає дані від сенсорів і передає їх у зовнішню систему (хмару, сервер тощо). Завдяки мобільності навантаження розподіляється по всій мережі, а не концентрується в одній точці, що суттєво продовжує загальний час життя системи. Щодо мобільності базової станції, можна виокремити кілька принципів переваг. По-перше, вона

усуває класичну проблему гарячих точок, яка полягає у тому, що вузли поблизу фіксованої станції не перевантажуються, оскільки хаб періодично змінює позицію і збирає дані з різних частин мережі. По-друге, мобільність дозволяє охоплювати велику територію без збільшення кількості базових станцій і без потреби в складній інфраструктурі. По-третє, хаб може наближатися до критичних зон (наприклад, до місця аварії або високої активності), що підвищує швидкість і якість збору даних.

Однак мобільність створює й нові складнощі, які полягають у тому, що пристрої не знають, де зараз хаб, тому потрібен ефективний механізм пошуку та оновлення його позиції без надмірного широкомовного трафіку. Саме тому пропонується модель вводить координаційну область у формі хреста, де дані завжди спрямовуються до центру, незалежно від того, де саме зупинився хаб. Це дозволяє швидко доставляти інформацію до хабу, коли він потрапляє в радіус дії однієї з гілок, і мінімізувати енергетичні витрати на «сліпий» пошук по всій мережі.

Також під час проектування моделі передачі даних були прийняті низка початкових припущень, які визначають межі її застосування та спрощують подальший аналіз. Передбачається, що після розгортання всі сенсорні вузли залишаються статичними, а єдиним мобільним елементом у системі виступає хаб. Такий підхід дозволяє зосередити увагу на впливі переміщення sink на структуру маршрутів без додаткового ускладнення топології через рух окремих вузлів.

Усі пристрої в мережі вважаються однорідними за апаратною конфігурацією – вони мають однакову потужність передавача, чутливість приймача та обчислювальні можливості. Це дає змогу оцінювати розподіл енергоспоживання та навантаження без поправок на індивідуальні характеристики обладнання. Також передбачається відсутність зовнішньої інфраструктурної підтримки – базових станцій, дротових сегментів чи альтернативних джерел живлення. Вузли функціонують автономно, що відповідає типовим сценаріям розгортання безпроводних сенсорних мереж у польових умовах.

Канали зв'язку вважаються двосторонніми, однак у моделі враховується можливість втрат пакетів унаслідок інтерференції та зростання відстані між вузлами. Рівень втрат приймається в межах 5–20 %, що дозволяє оцінити стійкість

маршрутизації до нестабільності радіоканалу. Інтенсивність генерації даних є невисокою, тобто повідомлення формуються або періодично, або за подією, в середньому від одного до десяти пакетів за хвилину на вузол. Таким чином, модель орієнтована на моніторингові застосування, де трафік є помірним і не створює перевантаження мережі.

Окремо припускається, що хаб має практично необмежений енергетичний ресурс і достатню пропускну здатність для одночасного прийому даних від значної кількості вузлів. Це дозволяє розглядати його як стабільний центр збору інформації без урахування обмежень живлення чи буферизації. Розгортання мережі відбувається в межах обмеженої території без суттєвих фізичних перешкод, тобто в умовах відкритого простору або контрольованого середовища.

Таким чином, початкові умови моделі відображають реальні обмеження IoT-пристроїв (мала ємність батарей, обмежений радіус дії, відсутність інфраструктури), а мобільність базової станції використовується як інструмент для радикального підвищення енергоефективності та продовження автономної роботи всієї системи. Ці припущення створюють основу для подальшого опису алгоритмів кластеризації, побудови дерева та передачі даних.

2.2 Модель маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Запропонована модель маршрутизації даних призначена для забезпечення енергоефективної, надійної та масштабованої доставки інформації від сенсорних пристроїв до мобільної базової станції (IoT-хабу) в умовах обмежених енергетичних та обчислювальних ресурсів вузлів, а також динамічних змін топології мережі.

Виконаємо формалізацію моделі через множини, їх елементи, відношення та функції, що описують ключові етапи роботи запропонованого протоколу.

Нехай V – множина всіх IoT-пристроїв у мережі, $|V| = N$. Кожен пристрій $v \in V$ характеризується координатами $(a_v, b_v) \in [0, A_{max}] \times [0, B_{max}]$,

залишковою енергією $RE_v \in [0, RE_{max}]$ та множиною прямих сусідів $DNBR(v) \subseteq V$, визначеною за радіусом дії.

Координаційна область є центральним структурним елементом запропонованої моделі маршрутизації даних у бездротових сенсорних мережах з мобільною базовою станцією. Вона являє собою підмножину опорних пристроїв, що розташовані в геометричному центрі мережі та формують зону перетину двох ортогональних смуг – вертикальної та горизонтальної.

Вертикальна смуга проходить через центр мережі вздовж осі $x = y/2$ і з шириною q , горизонтальна смуга – вздовж осі $y = B_{max}/2$ і має висоту r . Координаційна область визначається як множина пристроїв, чії координати (a_i, b_i) задовольняють хоча б одну із двох умов:

$$|a_i - A_{max}/2| \leq q \text{ або } |b_i - B_{max}/2| \leq r, \quad (2.1)$$

де q та r – ширина вертикальної та горизонтальної смуги.

Таким чином дана зона набуває форми хреста, де центральна зона перетину смуг стає найбільш щільною та критичною частиною мережі. Виокремлення координаційної області у формі хреста дозволяє сконцентрувати основний потік даних у відносно обмеженій центральній зоні, замість того щоб розподіляти маршрутизацію по всій площині мережі. У традиційних підходах (наприклад, у протоколах з фіксованою базовою станцією) вузли поблизу станції швидко виснажуються через концентрацію трафіку (hotspot problem). У разі мобільної базової станції без чіткої координаційної зони виникає проблема пошуку sink-вузла: кожен пристрій мусить або періодично широкомовно розсилати дані, або чекати, поки хаб наблизиться, що призводить до високих енергетичних витрат і затримок. Форма хреста вирішує ці проблеми одночасно:

- забезпечує короткі та передбачувані шляхи до мобільного хабу з будь-якої точки мережі (дані завжди спрямовуються до центру хреста, де вони найімовірніше будуть зібрані хабом);

- створює баланс навантаження – трафік розподіляється по чотирьох гілках хреста, а не концентрується в одній точці чи лінії;
- дозволяє ефективно застосовувати кластеризацію та агрегацію даних саме в зоні з найбільшою щільністю трафіку, зменшуючи кількість передач на периферії;
- спрощує локалізацію хабу — інформація про поточну позицію хабу поширюється вниз по дереву від центру до периферії, що мінімізує витрати на оновлення.

Таким чином виокремлення координаційної зони як спеціальної підмножини опорних пристроїв забезпечує кілька фундаментальних переваг моделі:

- концентрація трафіку та агрегація даних – більшість пакетів сходяться до центру хреста, де вони можуть бути агреговані на рівні голів кластерів (СН), що суттєво зменшує кількість передач і енергоспоживання на периферії;
- зменшення hotspot-проблеми – навантаження розподіляється по всій площі хреста, а не концентрується біля фіксованої точки чи лінії, як у багатьох класичних rendezvous-протоколах (наприклад, LBDD);
- підвищення надійності доставки – багатошляхове дерево всередині хреста та наявність альтернативних шляхів (multipath) дозволяють швидко обійти відмову вузла або втрату зв'язку;
- спрощення пошуку мобільного хабу – периферійні пристрої не шукають хаб по всій мережі, а спрямовують дані до найближчої гілки хреста, де інформація про позицію хабу вже доступна через дерево;
- енергоефективність і продовження часу життя мережі – обмеження інтенсивної маршрутизації (кластеризація, агрегація, дерево) лише опорними пристроями дозволяє периферійним вузлам працювати в режимі низької активності, значно знижуючи загальне енергоспоживання.

Граничні точки цієї координаційної області задамо чотирма елементами:

$$BP = \{O_{higher} = (A_{max}/2, B_{max}), O_{lower} = (A_{max}/2, 0), O_{leftward} = (0, B_{max}/2), O_{rightward} = (A_{max}, B_{max}/2)\}, \quad (2.2)$$

Для кожної точки $p \in BP$ обирається найближчий реальний пристрій у мережі – граничний пристрій:

$$BN_p = \arg \min_{v \in B} d(v, p), \quad p \in BP, \quad (2.3)$$

де $d(v, p) = \sqrt{(a_v - x_p)^2 + (b_v - y_p)^2}$ – евклідова відстань. Множина граничних пристроїв $BN = \{O_{higher}, O_{lower}, O_{leftward}, O_{rightward}\}$ слугує стартовими точками для побудови дерева маршрутизації.

Дерево маршрутизації є центральним елементом моделі, що забезпечує ієрархічну та багатошляхову передачу даних усередині координаційної області від опорних пристроїв до мобільного IoT-хабу. Воно будується виключно на рівні голів кластерів та граничних пристроїв, формуючи єдину орієнтовану структуру з коренем у геометричному центрі.

Формально дерево маршрутизації визначається як орієнтований ациклічний граф:

$$T = (V_T, E_T), \quad (2.4)$$

де V_T – множина вершин дерева, що включає всі голови кластерів $\{CH_k | C_k \in C\}$ та граничні пристрої $BN = \{O_{higher}, O_{lower}, O_{leftward}, O_{rightward}\}$, E_T – множина спрямованих ребер (батько-нащадок), що визначають ієрархію.

Процес побудови дерева починається одночасно від чотирьох граничних пристроїв BN , які є стартовими вершинами (листями або першими вузлами) на периферії координаційної області. Кожен граничний пристрій $BN_p \in BN$ починає пошук свого батька в напрямку геометричного центру:

$$center = (A_{max}/2, B_{max}/2) \quad (2.5)$$

Батько для вузла v обирається як сусід $u \in N(v) \cap V_T$, що має мінімальну відстань до центру відповідно до евклідової метрики:

$$\text{parent}(v) = \arg \min_{u \in N(v) \cap V_t} d(u, \text{center}). \quad (2.6)$$

Для підвищення надійності кожен вузол також зберігає альтернативного батьківського вузла:

$$\text{alt_parent}(v) = \arg \min_{u \in N(v) \cap V_t \setminus \{\text{parent}(v)\}} d(u, \text{center}). \quad (2.7)$$

Коренем дерева стає той голова кластеру (або граничний пристрій), який отримує найменшу відстань до визначеного геометричного центру, відповідно до наступної формули:

$$\text{root} = \arg \min_{v \in V_t} d(v, \text{center}). \quad (2.8)$$

Дана точка центру в координаційній області є єдиною точкою до якої сходяться всі чотири гілки дерева маршрутизації, яке “росте” від граничних пристроїв. Процес побудови є ітеративним і децентралізованим, тобто кожен вузол, що ще не приєднався до даного дерева, періодично шукає вузла-батька серед своїх сусідніх вузлів, які вже мають шлях до центру (тобто вже є частиною дерева або додані до цього дерева). І якщо вузол не має прямого сусіда в дереві, він чекає, доки сусідній вузол приєднається і стане доступним як вузол-батько. Завдяки щільності опорних пристроїв у координаційній області та повному покриттю сусідами після етапу виявлення вузлів, дерево в кінцевому підсумку охоплює всіх членів множини V_t .

Таким чином дане дерево маршрутизації виконує дві основні задачі – забезпечує пряму маршрутизацію даних від джерел до мобільного хабу через ієрархію від периферії хреста до кореня і слугує каналом поширення інформації

про позицію хабу. Хаб періодично надсилає свої координати через зворотний маршрут (від шлюзового пристрою до граничного пристрою), і ці дані спускаються вниз по дереву від кореня до всіх гілок. Також можна відзначити ще одну особливість, яка враховується при побудові дерева, і яка полягає в тому, що для підвищення стійкості до відмов вузлів або ребер дерево підтримує альтернативні шляхи, тобто при втраті зв'язку з основним батьком вузол перемикається на альтернативного батька [50-56]. Це реалізується через збереження двох батьківських вказівників у кожному вузлі та динамічне переорієнтування при виявленні відмови.

Після побудови дерева маршрутизації виконується етап формування кластерів, до якого залучаються вузли виключно і з координаційної області, тобто в межах B . Нехай C – є множиною всіх кластерів, де кожен кластер $C_k \in B$ має голову кластеру $CH_k \in C_k$. Тоді першочерговим завданням є вибір ініціатора, тобто вузла, який буде починати процес кластеризації. Цей вузол обирає партнера z з максимально суміжністю, тобто:

$$z = \arg \max_{z \in Nbr(m)} |Nbr(m) \cap Nbr(z)|. \quad (2.9)$$

І тоді кластер буде будуватись виходячи із наступного виразу:

$$C_k = \{m\} \cup \{z\} \cup (Nbr(m) \cap Nbr(z)). \quad (2.10)$$

При цьому $CH_k = m$.

Такий процес формування кластерів продовжується до тих пір, поки $B \setminus \cup C_k \neq \emptyset$.

Відповідно до постановки задачі, ключовою особливістю пропонованого рішення є здатність виконувати передачу інформації у системі IoT, яка складається із стаціонарних вузлів та мобільного IoT хабу.

Взаємодія з мобільним хабом моделюється через вибір шлюзового пристрою при кожній зупинці хабу:

$$gateway = arg \min_{v \in N(hub)} \left(d(v, hub) - \beta \frac{RE_v}{RE_{max}} \right), \quad (2.11)$$

де β – ваговий коефіцієнт. Тоді в рамках даної моделі шлюзовий пристрій поширює контрольний пакет до координаційної області за допомогою локаційного коефіцієнта, який обчислюватиметься наступним чином:

$$LF(v) = \frac{RE_v / RE_{max}}{d(v, dest)}, \quad (2.12)$$

де $dest$ – є цільовою точкою, тобто кожен із граничних пристроїв у множині BN .

Після обчислення рівня локаційного коефіцієнта здійснюється вибір наступного стрибка відповідно до:

$$next(v) = arg \max_{u \in N(v)} LF(u). \quad (2.13)$$

2.3 Енергетична модель, що реалізується в межах методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Енергетична модель, реалізована в запропонованому методі маршрутизації, базується на класичній радіомоделі першого порядку, що широко застосовується при дослідженні енергоефективності протоколів у бездротових сенсорних мережах. Модель розмежовує два фізично незалежні процеси — передачу та прийом даних – і дозволяє точно відстежувати витрати енергії кожного вузла протягом усього часу роботи мережі.

Витрати на передачу n біт на відстань d опишемо виразом:

$$E_{trans} = E_{elec} * n + E_{amp} * n * d^2. \quad (2.14)$$

Даний вираз відображає два складники. Перша частина, $E_{elec} * n$, моделює витрати електронної схеми радіомодуля – цифро-аналогового перетворювача, модулятора та фільтрів. Ці витрати є постійними і не залежать від відстані, оскільки визначаються виключно внутрішньою роботою мікросхеми. Другий складник, $E_{amp} * n * d^2$, моделює витрати підсилювача потужності, що компенсує загасання сигналу у вільному просторі, де E_{amp} – питома енергія підсилювача, d – евклідова відстань між вузлами в метрах. Квадратична залежність від відстані впливає з моделі вільного простору Фріса, згідно з якою потужність сигналу спадає пропорційно d^2 при показнику загасання $\alpha = 2$, що відповідає умовам прямої видимості – типовому припущенню для сенсорних мереж, розгорнутих на відкритій місцевості.

Витрати на прийом n біт описуються спрощеним виразом:

$$E_{recv} = E_{elec} * n \quad (2.15)$$

Логіка даного виразу продиктована відсутністю активного підсилення сигналу для його поширення у просторі. Витрати визначаються лише роботою аналого-цифрового перетворювача, демодулятора та схем обробки прийнятого сигналу, що характеризуються тим самим параметром E_{elec} . Відстань до передавача на енергоспоживання приймача не впливає.

Асиметрія між передачею і прийомом є ключовою особливістю моделі в контексті маршрутизації через мобільну базову станцію. Виходячи із того, що витрати на передачу квадратично зростають із відстанню, пряма передача від периферійних вузлів до віддаленого хабу є енергетично недоцільною. Саме це обґрунтовує центральну ідею запропонованого методу – спрямовувати трафік через координаційну область і проміжні вузли, мінімізуючи одиничні відстані

передачі та рівномірно розподіляючи енергетичне навантаження між вузлами мережі незалежно від поточного положення мобільної базової станції.

2.4 Висновки до розділу

Таким чином запропоновано модель маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції. Особливістю представленої моделі є використання координаційної області у формі хреста з кластеризацією опорних пристроїв та багатошляховим деревом маршрутизації, що забезпечує рівномірний розподіл навантаження та доставку даних до мобільної базової станції незалежно від її траєкторії руху (місцезнаходження). Зазначено та обґрунтовано початкові умови та обмеження моделі маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції. Наведено енергетичну модель, що реалізується в межах методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції. Дана модель базується на класичній радіомоделі першого порядку, що широко застосовується при дослідженні енергоефективності протоколів у бездротових сенсорних мережах.

3 МЕТОД МАРШРУТИЗАЦІЇ ДАНИХ У БЕЗПРОВІДНИХ СЕНСОРНИХ МЕРЕЖАХ НА ОСНОВІ МОБІЛЬНОЇ БАЗОВОЇ СТАНЦІЇ

3.1 Основи методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Запропонований метод маршрутизації призначений для енергоефективної та надійної передачі даних у безпроводних сенсорних мережах з обмеженими ресурсами пристроїв. Ключова ідея полягає в створенні центральної координаційної області у формі хреста та використанні мобільної базової станції, що усуває проблему гарячих точок і продовжує термін служби мережі.

Процес роботи протоколу складається з кількох етапів, які забезпечують ініціалізацію, організацію топології та динамічну передачу даних. Пропонований метод складається із таких кроків:

1. Виявлення сусідніх пристроїв. Кожен пристрій у мережі періодично транслює ширококомовний контрольний пакет, що містить ідентифікатор, залишкову енергію та координати. Отримані пакети додаються до локальної таблиці, формуючи множину прямих сусідів. Процес є децентралізованим і завершується після одноразової розсилки пакетів усіма пристроями. Результат – повна інформація про локальних сусідів з їх енергетичними та координатними характеристиками.

2. Мережева площина поділяється на дві центральні смуги: одну вертикальну та одну горизонтальну, які перетинаються в геометричному центрі мережі. Вертикальна смуга проходить вздовж осі x через центр мережі, а горизонтальна – вздовж осі y через центр. Ширина обох смуг є однаковою і визначається параметром, що забезпечує достатню площу для розміщення опорних пристроїв. Пристрої, чиї координати потрапляють хоча б в одну з цих двох смуг (тобто знаходяться всередині вертикальної або горизонтальної смуги), стають опорними пристроями. Саме ці пристрої формують основу координаційної області та беруть на себе основне навантаження з маршрутизації даних.

3. Кластеризація в координаційній області. Серед опорних пристроїв обирається ініціатор з максимальним ступенем зв'язності та енергією вище порогу. Ініціатор знаходить партнера z з максимальною спільною суміжністю. Кластер формується як множина: ініціатор + партнер + усі спільні сусіди. Ініціатор стає головою кластера. Процес повторюється ітеративно для необроблених пристроїв до повного покриття координаційної області кластерами.

4. Побудова дерева маршрутизації. Визначаються чотири граничні точки, для кожної точки обирається найближчий реальний пристрій. Побудова дерева починається від цих чотирьох граничних пристроїв і поширюється до центру. Кожен пристрій обирає батька ближче до центру (за мінімальною відстанню та достатньою енергією). Корінь дерева, найближчий вузол до геометричного центру. Результат – одне багатопрохідне дерево з чотирма гілками, що сходяться в центрі, яке забезпечує надійну внутрішню маршрутизацію.

5. Виявлення регіонів периферійними пристроями. Кожен периферійний пристрій обчислює відносні координати та фінальний кут залежно від квадранта області передачі даних. За значенням фінального кута визначається сектор (1–8) і відповідний граничний пристрій. Пристрій також обчислює цільову точку входу в координаційну область. Результат – кожен периферійний пристрій знає свій сектор і найкоротший шлях до координаційної області.

6. Управління мобільним IoT-хабом. Хаб зупиняється в новій позиції, розсилає ширококомовний пакет і обирає шлюзовий пристрій за мінімальною відстанню та максимальною енергією. Шлюзовий пристрій визначає свій сектор і цільовий граничний пристрій, поширює власний пакет до координаційної області. Кожен проміжний пристрій обирає наступний стрибок за формулою локаційного коефіцієнта. Пакет досягає опорного пристрою дерева, встановлюючи зворотний маршрут від дерева до хабу.

7. Передача даних від джерела до хабу. Джерело обчислює свій сектор і цільову точку входу. Для кожного сусіда розраховується коефіцієнт відстані до цільової точки. Обирається наступний пристрій з максимальним коефіцієнтом. Пакет поширюється до опорного пристрою, потрапляє в дерево і рухається по

основному шляху до точки зв'язку з хабом. У разі відмови основного шляху відбувається перемикання на альтернативний. З точки зв'язку дані передаються по зворотному маршруту через шлюзовий пристрій безпосередньо до хабу.

Таким чином, метод поєднує географічну координацію в центральній зоні, кластеризацію, багатозляхове дерево та динамічне оновлення позиції мобільного хабу, забезпечуючи високу надійність доставки, балансування навантаження та максимальну енергоефективність у ресурс-обмеженому середовищі WSN-assisted IoT мереж.

3.2 Процес виявлення сусідніх пристроїв

Процес виявлення сусідніх пристроїв є фундаментальним етапом ініціалізації мережі IoT, оскільки він закладає основу для всіх наступних операцій кластеризації, побудови дерева маршрутизації та передачі даних. Основна мета цього процесу полягає в тому, щоб кожен IoT-пристрій у мережі отримав повну інформацію про всіх своїх безпосередніх сусідів, тобто про ті пристрої, які знаходяться в межах його радіусу зв'язку на відстані одного комунікаційного переходу – хопу.

Для реалізації процесу виявлення сусідів кожен пристрій підтримує дві основні структури даних. Перша структура DNBR(a) для пристрою a являє собою множину унікальних ідентифікаторів всіх сусідніх пристроїв. Друга структура DNBRTABLE(a) є детальною таблицею, яка зберігає ідентифікатори сусідів, їхній залишковий рівень енергії та географічні координати. Додатково кожен пристрій підтримує булевий прапорець DCTRLSent, який слугує для контролю того, чи вже розсилав даний пристрій свій контрольний пакет виявлення сусідів.

Процес виявлення сусідів ініціюється будь-яким пристроєм у мережі, який розсилає ширококомовний контрольний пакет типу DNBR_CTRL. Цей пакет містить унікальний ідентифікатор пристрою-відправника, його поточний рівень залишкової енергії та географічні координати. Використання ширококомовної

передачі забезпечує те, що пакет отримують всі пристрої в межах радіусу зв'язку відправника.

Коли пристрій отримує контрольний пакет від сусіда, він спочатку перевіряє, чи міститься ідентифікатор відправника в його таблиці сусідів DNBRTABLE. Якщо відправник є новим, пристрій додає його ідентифікатор до множини DNBR за допомогою операції об'єднання множин та вносить повний запис до таблиці DNBRTABLE, що включає ідентифікатор, рівень енергії та координати. Після обробки отриманого пакету пристрій перевіряє стан свого прапорця DCTRLSent. Якщо він має значення false, пристрій встановлює прапорець у значення true, формує власний контрольний пакет та розсилає його ширококомовним способом усім сусіднім пристроям.

Критично важливим аспектом цього процесу є те, що кожен пристрій розсилає свій контрольний пакет рівно один раз за весь процес виявлення сусідів завдяки перевірці прапорця DCTRLSent. Якщо пристрій отримує контрольний пакет від сусіда, але його прапорець вже встановлений у значення true, він просто обробляє отриману інформацію без повторної розсилки. Такий механізм ефективно запобігає виникненню нескінченних циклів розсилання. У випадку, коли пристрій отримує контрольний пакет від сусіда, ідентифікатор якого вже присутній у таблиці DNBRTABLE, алгоритм просто відкидає цей пакет, що запобігає створенню повторних записів.

Процес виявлення сусідів природним чином збігається до завершення завдяки обмеженості кількості пристроїв у мережі та механізму однократного розсилання від кожного пристрою. Після завершення процесу кожен пристрій має повну інформацію про всіх своїх безпосередніх сусідів у множині DNBR(a) та таблиці DNBRTABLE(a). Ця інформація використовується для формування кластерів через обчислення показників спільної суміжності, побудови дерева маршрутизації через вибір оптимальних шляхів та передачі даних через обчислення коефіцієнта локації.

3.3 Процес кластеризації пристроїв у координаційній області

Процес кластеризації виконується виключно для опорних пристроїв, які розташовані в області перетину горизонтальної та вертикальної смуг координаційної області. Основна мета цього процесу полягає у створенні компактних груп пристроїв для зменшення проблеми перевантажених вузлів, балансування навантаження та підвищення загальної ефективності маршрутизації в мережі. Схематичне подання формування координаційної області із опорних пристроїв наведено на рис. 3.1.

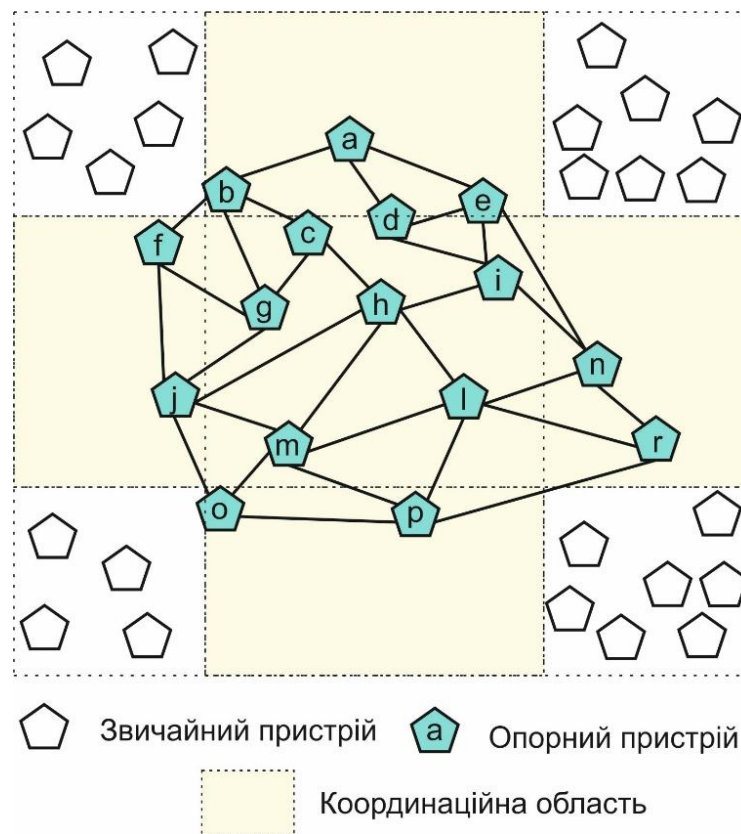


Рисунок 3.1 – Формування координаційної області із опорних пристроїв

Для визначення належності до координаційної області кожен пристрій, який має координати (a_i, b_i) перевіряє наступну умову:

$$|a_i - A_{max}/2| \leq l_h \text{ або } |b_i - B_{max}/2| \leq l_v, \quad (3.1)$$

де l_h – ширина горизонтальної координаційної області (горизонтальний розмір цієї смуги), тобто вертикальна смуга проходить через центр по X і має ширину l_h по горизонталі; l_v – ширина вертикальної координаційної області (вертикальний розмір цієї смуги), тобто вертикальна смуга проходить через центр по Y і має висоту l_v по вертикалі; A_{max} – максимальна ширина мережі по осі X (горизонтальний розмір усієї квадратної/прямокутної області мережі, B_{max} – максимальна ширина мережі по осі Y (вертикальний розмір усієї квадратної/прямокутної області мережі).

Процес кластеризації розпочинається з вибору пристрою-ініціатора, який має найвищий показник ступеня зв'язності вузла (node degree) серед усіх опорних пристроїв (backbone пристроїв). Показник ступеня зв'язності вузла визначається як кількість безпосередніх сусідів пристрою, тобто інших пристроїв, що знаходяться в радіусі його зв'язку на відстані одного переміщення (hop):

$$degree(n) = |DNBR(n)|, \quad (3.2)$$

де $DNBR(n)$ – множина сусідів пристрою n . Ініціатор m обирається як $\arg \max_n degree(n)$ серед пристроїв з залишковою енергією $RE_n > RE_{th}$.

Перед тим як пристрій може стати ініціатором кластеризації, процес перевіряє його залишковий рівень енергії. Якщо енергія пристрою перевищує встановлене порогове значення, він може взяти на себе роль координатора процесу формування кластера. Ця перевірка є критично важливою, оскільки пристрій, який стане головою кластера, буде виконувати додаткові функції агрегації даних та координації, що вимагає більших енергетичних ресурсів. Якщо пристрій з високим ступенем зв'язності вузла має недостатній рівень енергії, процес пропускає його та переходить до наступного кандидата з максимальною кількістю сусідів.

Після вибору ініціатора починається основний процес формування кластера. Спочатку створюється початкова структура кластера, що містить тільки сам пристрій-ініціатор: $C(m) = \{m\}$. Далі серед усіх сусідів ініціатора обчислюється показник спільної суміжності з кожним потенційним кандидатом:

$$z \in X(m): |X(m) \cap X(z)|, \quad (3.3)$$

де m – поточний пристрій ініціатор, $X(m)$ – множина однохопових сусідів (one hop) для пристрою m , z – один із сусідів m , який розглядається як потенційний партнер для розширення кластера.

Тобто спільна суміжність визначається як кількість спільних сусідів між ініціатором та кандидатом, тобто тих пристроїв, які одночасно знаходяться в радіусі зв'язку обох пристроїв.

Далі серед усіх кандидатів обирається той пристрій z , який має найбільшу кількість спільних сусідів з ініціатором. Такий підхід забезпечує створення щільних, добре з'єднаних кластерів, де пристрої мають численні альтернативні шляхи комунікації один з одним.

Після вибору оптимального партнера відбувається безпосереднє формування кластера. До складу кластера додається обраний партнер, а також усі ті сусіди, які одночасно з'єднані як з ініціатором, так і з партнером:

$$C(m) \leftarrow C(m) \cup \{z\} \cup \{n | n \in X(m) \cap X(z)\}. \quad (3.4)$$

Це означає, що в кластер включаються пристрої, які знаходяться в спільній зоні покриття обох координуючих пристроїв. Таким чином формується компактна група пристроїв з високою щільністю з'єднань, де кожен член кластера має прямі канали зв'язку з декількома іншими членами.

Пристрій-ініціатор автоматично отримує роль голови кластера. Голова кластера несе відповідальність за координацію роботи всіх пристроїв у групі, виконує агрегацію даних від членів кластера та керує процесом передачі інформації до інших частин мережі. Після формування першого кластера алгоритм оновлює список необроблених пристроїв, виключаючи з нього всіх пристроїв, які увійшли до щойно створеного кластера.

Якщо в мережі залишаються необроблені опорні пристрої, процес кластеризації повторюється. З множини пристроїв, що не входять до жодного

кластера, знову вибирається пристрій з максимальним ступенем зв'язності вузла та достатнім рівнем енергії, який стає ініціатором формування наступного кластера. Весь описаний процес пошуку оптимального партнера, обчислення спільної суміжності та формування групи повторюється для створення другого кластера. Цей ітеративний процес продовжується до тих пір, поки всі опорні пристрої не будуть розподілені по кластерах.

Важливою особливістю алгоритму є його динамічність щодо ролі голови кластера. У процесі роботи мережі енергія голови кластера поступово виснажується через додаткові операції агрегації та передачі даних. Коли залишковий рівень енергії поточного голови кластера падає нижче порогового значення, ініціюється повторний процес. З числа членів кластера вибирається новий пристрій, який має достатній рівень енергії та найбільшу спільну суміжність з іншими членами кластера:

$$CH_{new} = \arg \max_{n \in C(CH)} (RE_n \cdot |X(n) \cap (\bigcup_{k \in C(CH)} X(k))|) \text{ при } RE_n > RE_{th}. \quad (3.5)$$

Цей механізм ротації ролі голови кластера дозволяє рівномірно розподіляти навантаження між пристроями та продовжувати життєвий цикл кластера навіть при виснаженні окремих його членів.

Використання критерію максимальної спільної суміжності при формуванні кластерів має важливе значення. По-перше, це забезпечує створення топологічно щільних груп, де пристрої мають множинні шляхи комунікації один з одним. Така надлишковість з'єднань критично важлива для надійності системи, оскільки вихід з ладу окремого пристрою не призводить до розриву комунікації всередині кластера. По-друге, щільні кластери мінімізують середню відстань між пристроями всередині групи, що знижує енергетичні витрати на внутрішньокластерну комунікацію. По-третє, наявність численних альтернативних маршрутів дозволяє балансувати навантаження між різними каналами зв'язку, запобігаючи перевантаженню окремих пристроїв.

Складність алгоритму кластеризації визначається кількістю пристроїв у мережі та середнім числом сусідів кожного пристрою. У найгіршому випадку алгоритм має складність порядку добутку кількості кластерів на середню кількість сусідів, оскільки для кожного потенційного кластера необхідно обчислити показники спільної суміжності для всіх пар сусідніх пристроїв. Проте ця обчислювальна складність є прийнятною, оскільки процес кластеризації виконується тільки один раз на етапі ініціалізації мережі або при значних змінах її топології.

Результатом роботи алгоритму кластеризації є розбиття всіх опорних пристроїв у координаційній області на непересічні групи, кожна з яких має свого призначеного голову кластера. Ці кластери стають основними структурними одиницями для подальшої побудови дерева маршрутизації та організації ефективної передачі даних між джерелами інформації та мобільним IoT-хабом. Компактність та щільність з'єднань усередині кластерів забезпечують високу надійність системи та оптимальне використання енергетичних ресурсів обмежених IoT-пристроїв.

Таким чином процес кластеризації пристроїв у координаційній області складає наступну послідовність етапів:

1. Визначення області кластеризації. Процес застосовується тільки до пристроїв у координаційній зоні.
2. Вибір першого ініціатора. Серед усіх опорних пристроїв обирається пристрій m з максимальним ступенем зв'язності вузла та залишковою енергією.
3. Ініціалізація кластера.
4. Пошук найкращого партнера, шляхом вибору пристроїв з найбільшим значенням показника спільної суміжності відповідно до 3.1.
5. Розширення кластера. До складу кластера додається обраний партнер, а також усі ті сусіди, які одночасно з'єднані як з ініціатором, так і з партнером.
6. Оновлення необроблених пристроїв. Виключаємо всіх членів кластера з глобального списку.
7. Повторити кроки 3-6 для всіх кластерів.

8. Ротація голови кластера (динамічно під час роботи). Коли RE поточного голови кластеру падає нижче порогу, то з членів кластера обирається новий голова (за критерієм високої енергії та високої спільної суміжності). Схематичне подання формування кластерів подано на рис. 3.2.

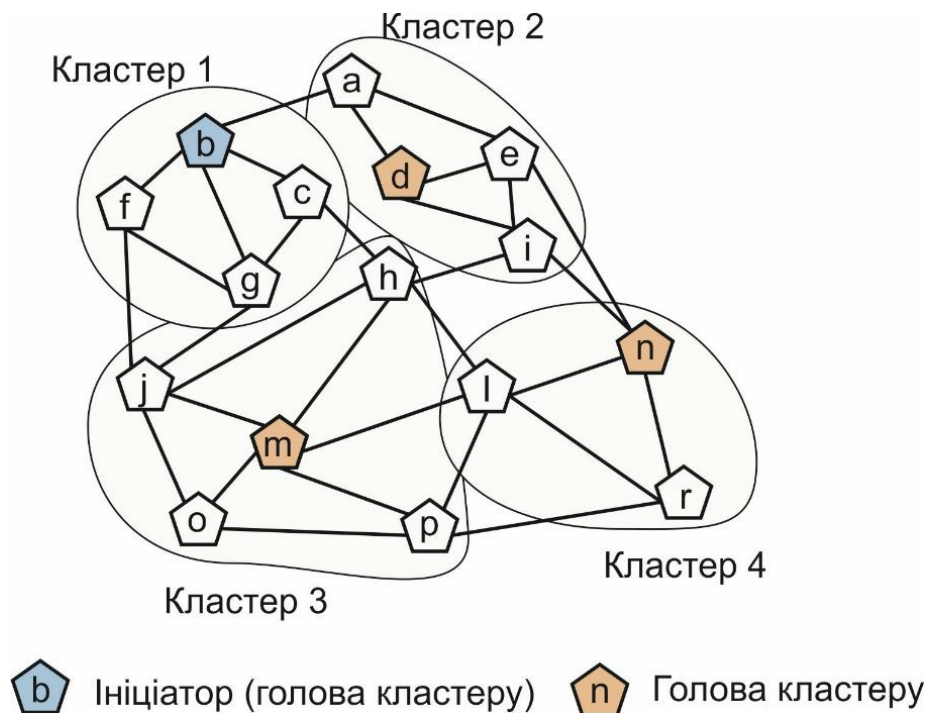


Рисунок 3.2 – Формування координаційної області із опорних пристроїв

3.4 Процес побудови дерева

Після завершення етапу кластеризації опорних пристроїв у координаційній зоні формується ієрархічна деревоподібна структура, яка об'єднує всі кластери в єдину надійну транспортну систему для маршрутизації даних. Ця структура створюється виключно на рівні голів кластерів (*CH*) і призначена для забезпечення ефективної передачі інформації від периферійних джерел даних до мобільного IoT-хабу та навпаки, а також для підтримки альтернативних шляхів у разі відмов окремих вузлів.

Процес побудови дерева розпочинається з визначення кореневого вузла, яким стає голова кластера, що розташований найближче до геометричного центру координаційної зони, тобто точки перетину горизонтальної та вертикальної смуг

(рис. 3.3). Кореневий СН позначається як вузол з мінімальною відстанню до центру мережі або з найвищим пріоритетом за комбінацією критеріїв (залишкова енергія та близькість до центру):

$$root = \arg \min_{CH_i} d(CH_i, \left(\frac{A_{max}}{2}, \frac{B_{max}}{2}\right)), \quad (3.6)$$

де $d(CH_i, \left(\frac{A_{max}}{2}, \frac{B_{max}}{2}\right))$ – манхеттенська відстань від координат голови кластера до центральної точки.

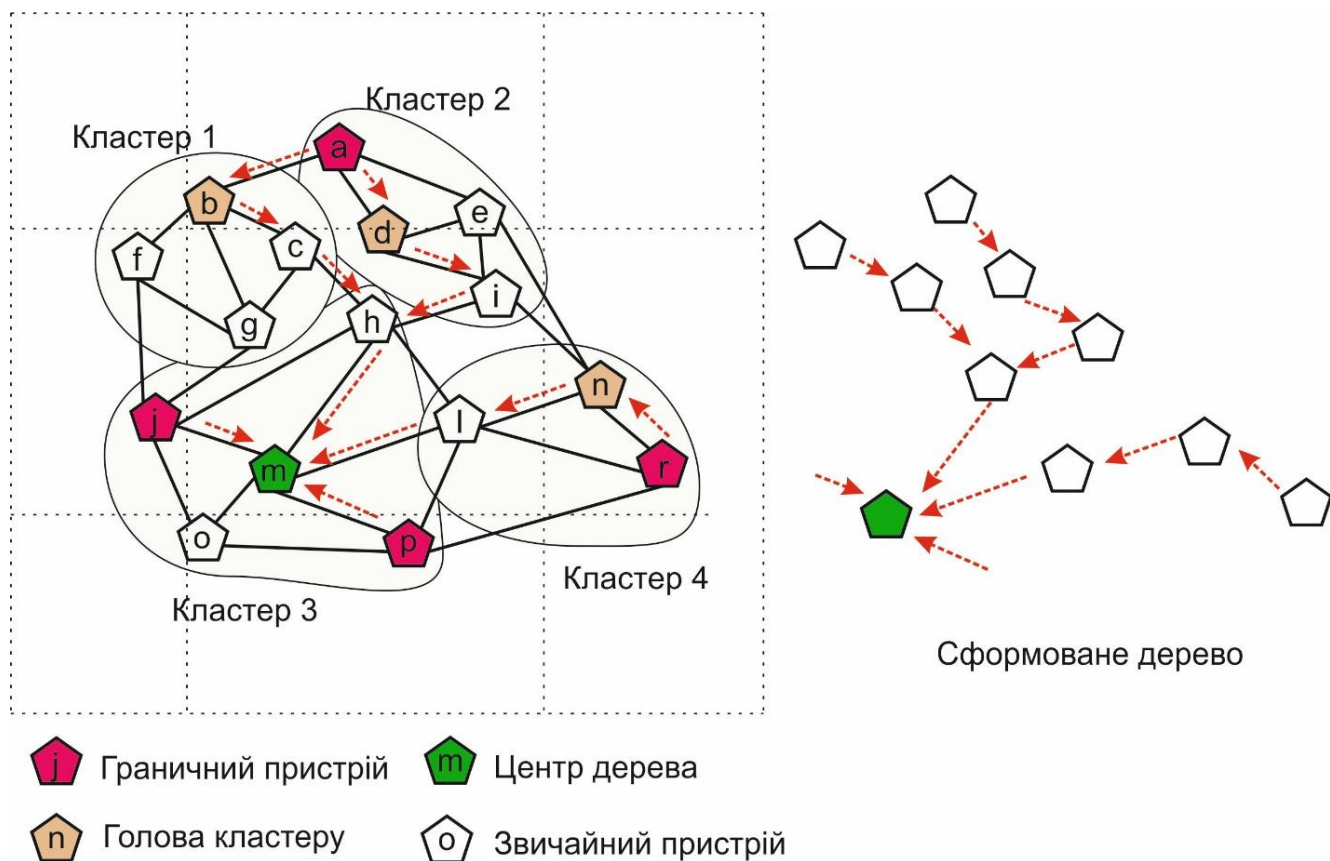


Рисунок 3.3 – Процес побудови дерева та сформоване дерево

Після ідентифікації кореня кожен голова кластера використовує інформацію про своїх однохопових сусідів для пошуку інших СН у безпосередній зоні досяжності. Серед сусідніх голів кластерів обирається потенційний батько (parent)

за критерієм найменшої відстані до центру мережі або найвищої залишкової енергії:

$$\text{parent}(CH_i) = \arg \min_{CH_j \in DNBR(CH_i)} d(CH_j, \text{center}). \quad (3.7)$$

Вибраний сусідній CH стає батьком, а поточний CH – його нащадком, утворюючи спрямоване ребро в дереві від нащадка до батька.

Інформація про встановлені parent-child зв'язки поширюється від кореня назовні: кореневий вузол надсилає контрольне повідомлення своїм сусідам, які, у свою чергу, підтверджують зв'язок і передають повідомлення далі своїм сусідам- CH . Кожен новий CH , отримавши пропозицію стати нащадком, обирає одного батька (якщо отримано кілька пропозицій – за критерієм максимальної енергії батька або мінімальної глибини дерева) і фіксує цей зв'язок у своїй локальній таблиці маршрутизації. Таким чином дерево росте ітеративно від центру до периферії координаційної зони, охоплюючи всі кластери в горизонтальній і вертикальній смугах.

Фінальна структура являє собою орієнтоване дерево з коренем у центрі, де кожен вузол (CH) знає свого батька та список своїх нащадків. Глибина дерева обмежується розмірами координаційної зони, а кількість гілок залежить від щільності розміщення кластерів. Дерево забезпечує два основні режими використання: у першому режимі дані від периферійного джерела передаються до найближчого вузла координаційної зони, далі до відповідного CH і вгору по дереву до кореня (або до вузла, з якого мобільний хаб може забрати дані); у другому режимі дерево слугує джерелом актуальної інформації про поточне розташування IoT-хабу, яке періодично оновлюється хабом і поширюється вниз по гілках.

Такий підхід до побудови дерева дозволяє досягти високої надійності завдяки наявності альтернативних шляхів: у разі виходу з ладу вузла або ребра його нащадки можуть тимчасово переорієнтуватися на іншого сусіда-батька серед доступних CH . Крім того, ієрархічна організація зменшує кількість ширококомовних

повідомлень, оскільки координація відбувається лише між головами кластерів, що сприяє балансуванню енергетичного навантаження та продовженню терміну служби мережі.

Використання деревоподібної структури в координаційній зоні є ключовим елементом запропонованого протоколу, оскільки забезпечує надійну комунікацію в умовах мобільності IoT-хабу та обмеженої енергії пристроїв. Дерево слугує основою для подальшої маршрутизації даних і дозволяє ефективно вирішувати проблему гарячих точок, розподіляючи трафік через кілька гілок і альтернативних шляхів.

Таким чином процес побудови дерева узагальнено можна подати у вигляді наступних кроків:

1. Визначення кореневого вузла. Обирається голова кластера (*CH*), найближчий до геометричного центру координаційної області (точка перетину смуг).

2. Ініціація зв'язків від кореня. Кореневий *CH* надсилає контрольне повідомлення своїм сусідам-*CH*, оголошуючи себе батьком.

3. Пошук батьківського вузла кожним *CH*. Кожен інший голова кластера шукає серед своїх сусідів-*CH* потенційного батька за критерієм: найменша відстань до центру або найвища залишкова енергія.

4. Встановлення parent-child зв'язку. Обирається один батько, фіксується спрямоване ребро (нащадок-батько), оновлюється локальна таблиця маршрутизації.

5. Поширення інформації ітеративно. Кожен новий *CH*, що приєднався, передає повідомлення своїм сусідам- *CH*, процес повторюється назовні від центру.

6. Завершення побудови. Усі *CH* у координаційній області об'єднані в орієнтоване дерево з коренем у центрі; кожен знає свого батька та нащадка.

7. Підтримка альтернативних шляхів. При відмові вузла/ребра нащадок може тимчасово переорієнтуватися на іншого сусіда-батька.

8. Оновлення позиції хабу. Мобільний IoT-хаб періодично надсилає свою поточну позицію в дерево – інформація поширюється вниз по гілках.

3.5 Виявлення розташування IoT-пристроїв

Для ефективної організації маршрутизації в мережі IoT необхідно, щоб кожен пристрій самостійно та швидко визначав своє положення відносно центральної координаційної області і міг обрати оптимальний шлях передачі даних до мобільного IoT-хабу. У запропонованій схемі вся мережева площина віртуально розділяється на вісім секторів, що утворюються шляхом поділу простору відносно центральної точки мережі під кутами 45° . Такий секторний підхід дозволяє пристроям автоматично ідентифікувати свій регіон, визначати найближчий граничний пристрій координаційної області та спрямовувати трафік через нього, забезпечуючи мінімізацію відстані та рівномірний розподіл навантаження.

Процес визначення сектора ґрунтується на обчисленні кутового положення пристрою відносно центру мережі. Кожен IoT-пристрій знає координати центру мережі (s, t) та свої власні координати (a, b) . Спочатку виконується зсув системи координат, щоб центр мережі став початком відліку. Відносні координати обчислюються за формулами:

$$X = a - s, Y = b - t \quad (3.8)$$

Таким чином після отримання відносних координат (X, Y) алгоритм визначає базовий кут μ за допомогою функції арктангенса:

$$\mu = \arctan \left(\left| \frac{X}{Y} \right| \right) \quad (3.9)$$

Оскільки \arctan повертає значення в діапазоні $(-\pi/2, \pi/2)$, для отримання повного кута φ в інтервалі $(0, 2\pi)$, тобто від 0° до 360° , застосовується корекція залежно від знаків X та Y , що дозволяє ідентифікувати квадрант. Визначення сектору розташування для пристрою та вибір граничного пристрою наведено у таблиці 3.1.

Таблиця 3.1 – Визначення сектору розташування для пристрою та вибір граничного пристрою

Перший квадрант $X > 0, Y > 0 \rightarrow \varphi = \mu$	$0 < \varphi < \pi/4$ – перший сектор. Правий граничний пристрій. Цільова точка (a, t)
	$\pi/4 < \varphi < \pi/2$ – другий сектор. Верхній граничний пристрій. Цільова точка (s, b)
Другий квадрант $X < 0, Y > 0 \rightarrow \varphi = \pi - \mu$	$\pi/2 < \varphi < 3\pi/4$ – третій сектор. Верхній граничний пристрій. Цільова точка (s, b)
	$3\pi/4 < \varphi < \pi$ – четвертий сектор. Лівий граничний пристрій. Цільова точка (a, t)
Третій квадрант $X < 0, Y < 0 \rightarrow \varphi = \pi + \mu$	$\pi < \varphi < 5\pi/4$ – п'ятий сектор. Лівий граничний пристрій. Цільова точка (a, t)
	$5\pi/4 < \varphi < 3\pi/2$ – шостий сектор. Нижній граничний пристрій. Цільова точка (s, b)
Четвертий квадрант $X > 0, Y < 0 \rightarrow \varphi = 2\pi - \mu$	$3\pi/2 < \varphi < 7\pi/4$ – п'ятий сектор. Нижній граничний пристрій. Цільова точка (s, b)
	$7\pi/4 < \varphi < 2\pi$ – шостий сектор. Правий граничний пристрій. Цільова точка (a, t)

У запропонованій схемі маршрутизації граничні пристрої, позначені як BN_r – правий), BN_l – лівий, BN_u – верхній та BN_d – нижній, є спеціальними вузлами, розташованими на крайніх точках координаційної області. Вони виконують роль точок входу/виходу для трафіку від периферійних пристроїв мережі до центральної зони хреста та далі до мобільного IoT-хабу.

Кожен граничний пристрій розміщується на межі однієї з чотирьох гілок хреста:

BN_r – на правому кінці горизонтальної смуги (координата $x = A_{\max}$, $y = B_{\max}/2$);

BN_l – на лівому кінці горизонтальної смуги (координата $x = 0$, $y = A_{\max}/2$);

BN_u – на верхньому кінці вертикальної смуги (координата $x = A_{\max}/2$, $y = B_{\max}$);

BN_d – на нижньому кінці вертикальної смуги (координата $x = B_{\max}/2$, $y = 0$).

Ці пристрої не є фіксованими окремими вузлами з особливими функціями (як, наприклад, фіксовані sink-вузли в деяких протоколах), а представляють собою найближчі до межі IoT-пристрої, які потрапили в координаційну зону і знаходяться в одній з чотирьох граничних точок або дуже близько до них. Тобто це звичайні пристрої мережі, але саме ті, чії координати максимально близькі до граничних точок B_u , B_d , B_l , B_r (які самі є допоміжними координатами, а не реальними вузлами).

Основне призначення граничних пристроїв:

- слугувати першими точками входу в координаційну область для даних, що надходять із периферії (з секторів мережі);
- приймати дані від пристроїв свого сектора (або двох суміжних секторів) і передавати їх далі в дерево кластерів або безпосередньо в напрямку мобільного хабу;
- забезпечувати балансування навантаження – кожен граничний пристрій обслуговує два суміжні сектори (наприклад, BN_r обслуговує 1-й і 8-й сектори), що дозволяє рівномірно розподіляти трафік і уникати перевантаження окремих вузлів;
- виступати як координуючі точки для визначення цільової точки входу в смугу: для горизонтальних гілок – це (a, t) (зберігається координата x пристрою, координата y центру), для вертикальних – (s, b) (координата x центру, координата y пристрою).

Ключовою особливістю даного процесу є чітка асоціація кожного сектора із конкретним граничним пристроєм і цільовою точкою. Для парних секторів (2, 4, 6, 8), орієнтованих на верхній або нижній граничні пристрої, цільова точка має координати (s, b) , де горизонтальна координата фіксується на центрі, а вертикальна відповідає положенню пристрою. Для непарних секторів (1, 3, 5, 7), що використовують лівий або правий граничні пристрої, застосовується точка (a, t) де

вертикальна координата центрується, а горизонтальна залишається незмінною. Такий підхід гарантує вибір найкоротшого перпендикулярного шляху до відповідної смуги координаційної області, мінімізуючи енергетичні витрати на передачу.

Після визначення сектора пристрій отримує всю необхідну інформацію для побудови маршруту: ідентифікатор найближчого граничного пристрою, координати точки входу в координаційну область та можливість використання коефіцієнта локації для вибору наступного стрибка. Секторний розподіл усуває потребу в обчисленні відстаней до всіх чотирьох граничних пристроїв – оптимальний напрямок визначається виключно за кутовим положенням, що суттєво знижує обчислювальне навантаження на обмежені IoT-пристрої та прискорює ініціалізацію маршрутів.

Алгоритм виконується повністю локально, без генерації контрольних пакетів чи обміну даними з іншими вузлами. Єдині вхідні параметри – координати центру мережі (s, t) (заздалегідь відомі всім пристроям) та власні координати (a, b) (отримані через вбудовані засоби позиціювання). Автономність алгоритму робить його надзвичайно енергоефективним: мережевий overhead відсутній, а обчислювальна складність є константною, що забезпечує високу масштабованість для мереж з тисячами пристроїв.

Використання восьми секторів забезпечує достатню гранулярність для рівномірного розподілу трафіку між чотирма граничними пристроями координаційної області: кожен граничний пристрій обслуговує два суміжні сектори.

Таким чином це дозволяє запобігти перевантаженню окремих вузлів, уникнути формування гарячих точок і підтримувати довготривалу працездатність системи. Секторна структура також полегшує адаптацію до змін топології: вихід з ладу окремих пристроїв не впливає на секторну належність інших, що вимагає лише локальної перебудови маршрутів без глобального перерахунку.

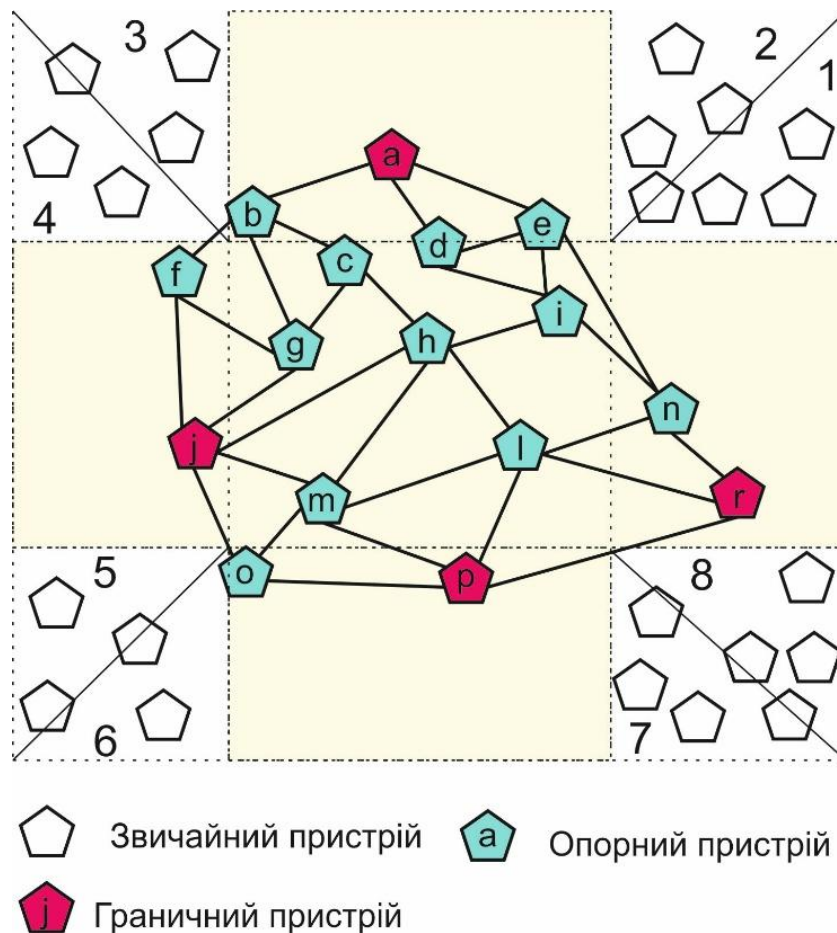


Рисунок 3.4 – Розташування граничних пристроїв та розподіл на сектори

3.6 Управління мобільним IoT-хабом

У запропонованому методі передачі даних мобільний IoT-хаб переміщується через мережу згідно з моделлю випадкової точки призначення та зупиняється в певних локаціях на визначений проміжок часу t для збору інформації від пристроїв. Коли хаб досягає нової позиції та зупиняється, він ініціює процес встановлення зворотного маршруту від опорних пристроїв координаційної області до своєї поточної локації. Цей процес розпочинається з вибору шлюзового пристрою, який буде відповідальним за прийом даних від дерева маршрутизації та передачу їх безпосередньо до хаба.

IoT-хаб спочатку розсилає широкомовний пакет для виявлення своїх безпосередніх сусідів у поточній локації. Пристрої, які отримують цей пакет, відповідають хабу повідомленням, що містить їхній ідентифікатор та рівень

залишкової енергії. На основі отриманих відповідей хаб обирає один пристрій як шлюзовий, враховуючи критерії мінімальної відстані та максимального рівня енергії. Після вибору шлюзового пристрою хаб надсилає йому спеціальне повідомлення, яке інформує про призначення цієї ролі даному пристрою. Приклад формування шляху від мобільного IoT хабу до кореня дерева наведено на рис. 3.5.

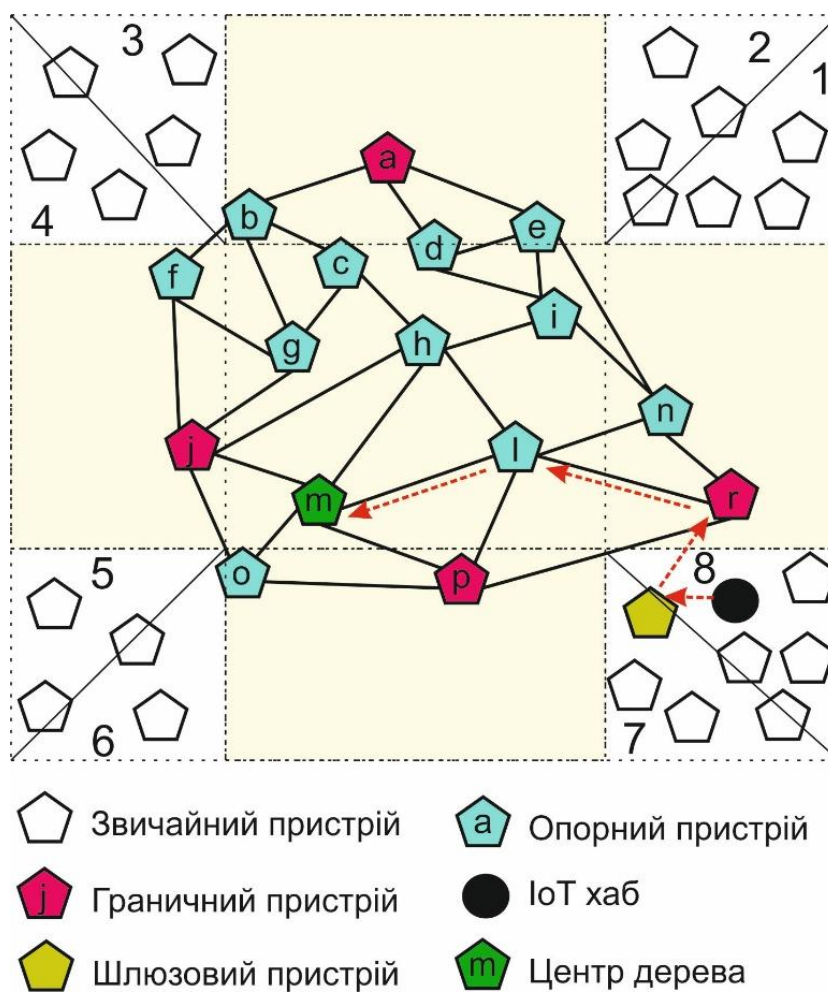


Рисунок 3.5 – Формування шляху від мобільного IoT хабу до кореня дерева

Шлюзовий пристрій, отримавши повідомлення про своє призначення, починає процес формування зворотного маршруту до найближчого опорного пристрою координаційної області. Для цього він використовує інформацію про свій сектор розташування, визначену з процесом виявлення регіонів, та обирає відповідний граничний пристрій як цільову точку. Шлюзовий пристрій формує пакет `ACK_dev`, який містить його власний ідентифікатор, ідентифікатор

наступного пристрою на шляху та ідентифікатор шлюзу, і передає його наступному пристрою, обраному згідно з коефіцієнтом локації.

Процес поширення пакетів `АСК_dev` продовжується від пристрою до пристрою, формуючи послідовний ланцюг від шлюзового пристрою до опорних пристроїв координаційної області. Кожен проміжний пристрій, що отримує пакет `АСК_dev`, перевіряє, чи він є адресатом цього пакету. Якщо так, пристрій зберігає ідентифікатор попереднього пристрою як свого наступного вузла для передачі даних, встановлює прапорець `data_send` у значення `true` та продовжує поширення пакету `АСК_dev` далі. Цей процес продовжується до тих пір, поки пакет не досягне опорного пристрою дерева маршрутизації в координаційній області.

Коли пакет `АСК_dev` досягає опорного пристрою, який є частиною побудованого дерева маршрутизації, цей пристрій розпізнає, що він має зв'язок як з батьківським, так і з дочірніми вузлами в структурі дерева. Опорний пристрій зберігає інформацію про зворотний маршрут та інтегрує її зі структурою дерева, забезпечуючи тим самим повний шлях від будь-якого джерела даних в мережі через координаційну область до поточної локації мобільного хаба. Таким чином встановлюється динамічний зворотний маршрут, який автоматично оновлюється при кожній зміні позиції хаба.

3.7. Передача даних від джерела до хаба

Після встановлення зворотного маршруту будь-який пристрій у мережі може передавати зібрані дані до мобільного IoT-хаба. Процес передачі даних розпочинається з того, що пристрій-джерело, який зібрав інформацію з навколишнього середовища, визначає свою секторну належність та ідентифікує найближчий опорний пристрій координаційної області згідно з алгоритмом виявлення регіонів. Джерело формує пакет даних та розпочинає його передачу до координаційної області через проміжні пристрої.

Для вибору наступного пристрою на шляху передачі використовується коефіцієнт локації ϵ , який враховує як залишковий рівень енергії сусіднього

пристрою, рівень якості сигналу так і його відстань до цільової точки. Для пристрою k , який має множину сусідів $DNBR(k)$, коефіцієнт локації для кожного сусіда x обчислюється за наступною формулою:

$$\varepsilon(x) = w_1 \cdot \overline{R}_x + w_2 \cdot \overline{LQ}_x - w_3 \cdot D_x \quad (3.10)$$

де \overline{R}_x – нормалізований рівень енергії, \overline{LQ}_x – нормалізований рівень якості сигналу, D_x – відстань від сусіднього пристрою, w_1, w_2, w_3 – вагові коефіцієнти, причому $w_1 + w_2 + w_3 = 1$

У запропонованій модифікованій формулі коефіцієнта локації ε перші два члени (нормалізована енергія та нормалізована якість сигналу) мають позитивний вплив на вибір наступного стрибка, а третій (відстань) – негативний. Такий вираз є логічно обґрунтованим відповідно до мети цього коефіцієнта, оскільки головною метою є максимізація ймовірності вибору «хорошого» сусіда, тобто такого, який: має високу залишкову енергію (щоб не розрядився швидко), має високу якість зв'язку (щоб пакет дійшов з меншою ймовірністю втрат і без повторних передач) і розташований ближче до цільової точки (щоб пакет швидше просувався до центру хреста або BN) – віднімається (чим більша відстань, тим менший ε , тим менша ймовірність вибору цього сусіда).

У формулі 2.12 нормалізований рівень енергії визначається як:

$$\overline{R}_x = \frac{R_x}{R_{max}}, \quad (3.11)$$

де R_x – залишкова енергія пристрою x , R_{max} – максимальне значення енергії серед усіх сусідів:

$$R_{max} = \max_{x \in DNBR9(k)} (R_x). \quad (3.12)$$

Рівень якості сигналу \overline{LQ}_x , що є одним із складників у формулі визначення коефіцієнта ε , визначається схожим чином, як і рівень \overline{R}_x , але визначає рівень якості сигналу.

Відстань від сусіднього пристрою x з координатами (a_x, b_x) до цільової точки з координатами (a_{dest}, b_{dest}) обчислюється за евклідової метрикою:

$$D_x = \sqrt{(a_d - a_x)^2 + (b_d - b_x)^2}. \quad (3.13)$$

Наступний пристрій для передачі даних обирається як той, що має максимальне значення коефіцієнтів локації:

$$ndev_k = arg \max_{x \in DNBR(k)} \varepsilon(x). \quad (3.14)$$

Така формула забезпечує баланс між вибором енергетично ефективного маршруту та мінімізацією відстані до цільової точки. Пристрої з високим рівнем енергії та меншою відстанню до призначення отримують вищий пріоритет при виборі маршруту.

Джерело даних використовує коефіцієнт локації для вибору першого проміжного пристрою на шляху до координаційної області. Обраний пристрій отримує пакет даних та повторює процес обчислення коефіцієнта локації для своїх власних сусідів, обираючи наступний крок на шляху. Цей процес крок-за-кроком продовжується до тих пір, поки пакет даних не досягне опорного пристрою координаційної області. Важливо зазначити, що цільова точка для обчислення відстані визначається на основі секторної належності джерела та являє собою точку входу до відповідної смуги координаційної області.

Коли пакет даних досягає опорного пристрою в координаційній області, він потрапляє у структуру дерева маршрутизації. Опорний пристрій передає пакет до свого батьківського вузла в дереві, і пакет рухається по основному шляху дерева у напрямку до голови кластера.

маршруті знає ідентифікатор наступного пристрою, оскільки ця інформація була збережена під час поширення пакетів `ACK_dev`. Нарешті, шлюзовий пристрій передає пакет даних безпосередньо мобільному IoT-хабу, завершуючи тим самим повний цикл передачі даних від джерела до призначення.

Основною перевагою першого методу передачі даних є мінімізація затримки, оскільки зворотний маршрут від координаційної області до хаба встановлюється заздалегідь, ще до того, як джерело починає передавати дані. Це означає, що джерелу не потрібно виконувати додаткові запити для визначення локації хаба або очікувати на відповіді з інформацією про маршрут. Пакет даних може негайно розпочати свій рух до координаційної області, звідки він гарантовано буде доставлений до хаба по попередньо встановленому шляху.

Використання структури дерева з альтернативними шляхами забезпечує високу надійність передачі даних. Якщо будь-який пристрій на основному шляху вийде з ладу через виснаження енергії або фізичне пошкодження, протокол автоматично перемикається на альтернативний шлях без втрати пакетів даних. Така надлишковість маршрутів критично важлива для застосунків, де втрата даних неприйнятна, таких як системи виявлення пожеж, системи безпеки або медичний моніторинг.

Недоліком цього методу є потенційно більше споживання енергії порівняно з прямою передачею, оскільки всі пакети даних обов'язково проходять через координаційну область, навіть якщо джерело знаходиться відносно близько до поточної локації хаба. Це означає, що середня довжина маршруту може бути більшою, ніж оптимальна пряма відстань між джерелом та хабом. Проте ця додаткова енергетична вартість компенсується зменшенням затримки та підвищенням надійності доставки, що робить цей метод придатним для часо-критичних застосунків IoT, де швидкість доставки даних є пріоритетнішою за енергоефективність.

3.8 Висновки до розділу

У цьому розділі було розглянуто метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах з мобільною базовою станцією, орієнтованого на використання в безпроводних сенсорних мережах Інтернету речей з обмеженими ресурсами вузлів.

Метод поєднує географічну організацію мережі з формуванням центральної координаційної області, кластеризацією опорних пристроїв та побудовою багатошляхової маршрутизаційної структури, що дозволяє зменшити концентрацію навантаження на окремих вузлах і підвищити стійкість мережі до відмов.

Використання мобільного IoT-хабу забезпечує динамічну адаптацію маршрутизації до змін топології та рівня енергетичних ресурсів, що є критично важливим для довготривалої роботи мережі. Запропонований підхід дозволяє ефективно організувати передачу даних як від периферійних пристроїв, так і всередині координаційної області, з підтримкою альтернативних маршрутів у разі порушення основного шляху.

4 ОЦІНКА ЕФЕКТИВНОСТІ МЕТОДУ МАРШРУТИЗАЦІЇ ДАНИХ У БЕЗПРОВІДНИХ СЕНСОРНИХ МЕРЕЖАХ НА ОСНОВІ МОБІЛЬНОЇ БАЗОВОЇ СТАНЦІЇ

4.1 Аналіз ефективності запропонованого методу маршрутизації порівняно із існуючими підходами

Запропонований метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції має як спільні риси так й набір особливостей, що вирізняють його від схожих класичних рішень як за принципами організації мережевої взаємодії, так і за механізмами адаптації до мобільності центрального хаба. На відміну від більшості існуючих протоколів, де мобільність базової станції розглядається як допоміжна або обмежена умова, у запропонованій моделі вона є базовим елементом, навколо якого вибудовується вся структура маршрутизації.

Класичні кластерні протоколи сімейства LEACH орієнтовані насамперед на зменшення енергоспоживання шляхом періодичної ротації голів кластерів і локальної агрегації даних. У випадку фіксованої базової станції такі підходи демонструють задовільні результати, однак за умов її мобільності ефективність LEACH різко знижується. Основною причиною цього є відсутність механізму оперативного врахування поточного положення хабу: дані передаються за заздалегідь сформованими маршрутами або напряму до точки, де базова станція може вже бути відсутньою. Це призводить до втрати пакетів, повторних передач і, як наслідок, до значного зростання енергетичних витрат, що є важливим аспектом в контексті забезпеченні енергетичного ресурсу. Інші модифікації LEACH, зокрема такі як LEACH-C, Q-LEACH та U-LEACH, частково покращують баланс навантаження або локалізують процес кластеризації, проте концептуально залишаються прив'язаними до статичної або передбачуваної позиції базової станції. У разі довільного або швидкого руху хаб ці підходи вимагають частих перебудов кластерів або повторного пошуку станції, що формує суттєвий контрольний (службовий) трафік.

Інша група протоколів, зокрема LBDD, SEAD та TTDD, намагається вирішити проблему мобільності хаба шляхом створення проміжних зон або ліній збору даних. У таких підходах дані спрямовуються не безпосередньо до базової станції, а до спеціально визначених структур, де вони очікують на її прибуття. Хоча це в багатьох випадках дозволяє зменшити кількість глобальних перебудов маршрутів, подібні рішення мають й суттєві недоліки. У моделі LBDD трафік концентрується вздовж однієї або кількох ліній, що призводить до швидкого виснаження вузлів у цій області та формування “вужьких місць”. У моделях SEAD і TTDD навантаження розподіляється більш рівномірно за рахунок багаторівневих або сіткових структур, однак підтримка цих структур в актуальному стані потребує значних витрат на службові повідомлення, особливо при частій зміні позиції sink. Таким чином, підвищення гнучкості функціонування мережі досягається за рахунок зростання енергетичних витрат на обслуговування керуючого трафіку.

Запропонована модель відрізняється від зазначених підходів за рахунок поєднання геометрично простої, але ефективної координаційної області у формі хрестоподібної структури із ієрархічною кластерною організацією та деревоподібною багатошляховою маршрутизацією всередині. Хрестоподібна координаційна область, розташована в центрі мережі, забезпечує детерміновану і стабільну інфраструктуру для збору та переспрямування даних, незалежну від конкретної траєкторії руху базової станції. На відміну від лінійних або сіткових структур, хрест дозволяє рівномірно розподіляти трафік між чотирма гілками, зменшуючи ймовірність перевантаження окремих вузлів і знижуючи ефект hotspot.

Кластеризація в центральній зоні хреста базується не лише на географічній близькості, а й на спільній суміжності вузлів, що дає змогу формувати щільно зв'язані групи з високою внутрішньою надійністю. Агрегація даних на рівні голів кластерів суттєво зменшує кількість передач у мережі, що позитивно впливає на загальне енергоспоживання порівняно з прямими або напівієрархічними підходами сімейства LEACH. Побудова деревоподібної маршрутизаційної структури від граничних пристроїв до центральної зони забезпечує передбачувану довжину

маршрутів і низьку затримку доставки, а наявність альтернативних шляхів підвищує стійкість мережі до відмов окремих вузлів.

Іншою важливою перевагою запропонованого методу є механізм шлюзового пристрою та зворотного маршруту, який дозволяє мобільній базовій станції швидко інтегруватися в існуючу маршрутизаційну інфраструктуру незалежно від свого поточного положення.

На відміну від SEAD або TTDD, де підтримка актуальної інформації про позицію хабу вимагає постійного обміну керуючими повідомленнями, у запропонованій моделі оновлення виконуються рідко і лише в межах структури на основі опорних пристроїв, що істотно знижує контрольний трафік.

Водночас запропонована модель має й певні недоліки порівняно з розглянутими підходами. Зокрема, початкова побудова дерева маршрутизації та кластеризація вимагає більшого обсягу обчислень і контрольних повідомлень на етапі ініціалізації мережі, ніж у простому випадковому виборі кластерів у LEACH. Геометрична структура хреста, хоч і ефективна для рівномірного розподілу трафіку, потребує точного знання координат усіх вузлів і центру мережі, що може бути складніше реалізувати в умовах обмеженої точності позиціонування або в гетерогенних мережах з різними радіусами дії. Крім того, механізм шлюзового пристрою та зворотного маршруту додає додаткову затримку при першому контакті хабу з мережею порівняно з фіксованою станцією в LEACH, де дані передаються напряму до відомої точки.

Таким чином пропонований метод маршрутизації поєднує геометричну простоту хреста, енергоефективність кластеризації та надійність ієрархічного дерева з адаптивністю до мобільності хабу, що забезпечує їй перевагу в балансі між енергоспоживанням, затримкою доставки та коефіцієнтом успішної передачі пакетів порівняно з розглянутими аналогами. Водночас вона поступається деяким класичним рішенням, таким як LEACH, у простоті реалізації та обсягу контрольного трафіку при фіксованій базовій станції, де мобільність не є критичною вимогою.

Таблиця 4.1 – Аналіз запропонованого методу маршрутизації порівняно із існуючими підходами

Критерій	LEACH / LEACH-C / Q-LEACH	LBDD / SEAD / TTDD	Запропонована модель
Підтримка мобільності хабу	Слабка (потрібен фіксований sink або додатковий пошук)	Середня (фіксовані лінії/сітки, чутливі до швидкості)	Висока (динамічний зворотний маршрут)
Розподіл навантаження	Середній (ротація СН, але hotspot біля sink)	Слабкий (концентрація біля ліній/сітки)	Середній (розподіл по 4 гілках хреста + кластери)
Енергетичні витрати на контрольний трафік	Середні (періодичний перевибір голови кластеру)	Високі (підтримка шляхів/рівнів)	Низькі (одноразова побудова дерева + рідке оновлення позиції)
Надійність доставки при відмовах	Середня (перевибір голови кластеру, але без башатошляховості)	Середня (альтернативні шляхи в сітці)	Висока (багатошляховість у дереві + 4 гілки хреста)
Затримка доставки	Середня/висока при мобільності	Середня (залежить від відстані до лінії)	Низька (короткі шляхи до центру + зворотний маршрут)
Складність реалізації	Низька (простий випадковий вибір голови кластеру)	Висока (підтримка сітки/ліній)	Середня (геометрія хреста + дерево + функція вибору)

4.2 Використання дискретно-подійного симулятора OMNeT++ для оцінки протоколу маршрутизації

Для оцінки ефективності запропонованого протоколу маршрутизації в умовах обмежених ресурсів бездротових сенсорних мереж (WSN), що підтримуються в Інтернеті речей, було обрано дискретно-подійний симулятор OMNeT++ версії 6.3.0 [33]. Ця платформа є одним з найпоширеніших і найбільш гнучких інструментів для моделювання складних мереж, зокрема бездротових сенсорних мереж, мереж Інтернету речей та систем з мобільними вузлами.

OMNeT++ – це модульний, компонентно-орієнтований симулятор, що працює за принципом дискретно-подійного моделювання часу. Він дозволяє точно відтворювати поведінку мережі на рівні пакетів, каналів зв'язку, енергоспоживання та топологічних змін. Основні переваги платформи для даного дослідження:

- висока точність моделювання радіоканалів, втрат сигналу, інтерференції та енергетичних характеристик пристроїв;
- підтримка модуля INET (або Castalia для сенсорних мереж), що забезпечує реалістичні моделі фізичного та MAC-рівнів (наприклад, IEEE 802.15.4);
- можливість детального відстеження енергоспоживання, затримок, коефіцієнта доставки пакетів (PDR), часу життя мережі та інших метрик, що є критичними для оцінки зелених IoT-систем;
- гнучкість у реалізації власних протоколів маршрутизації через створення нових модулів і розширення стандартних компонентів;
- наявність графічного інтерфейсу IDE, що полегшує налаштування сценаріїв, візуалізацію топології та аналіз результатів.

У рамках дослідження використано базовий каркас OMNeT++ у поєднанні з модулем Castalia (або адаптованою версією INET для сенсорних мереж), який забезпечує реалістичне моделювання сенсорних пристроїв з обмеженим енергозапасом, радіусом дії та випадковими відмовами.

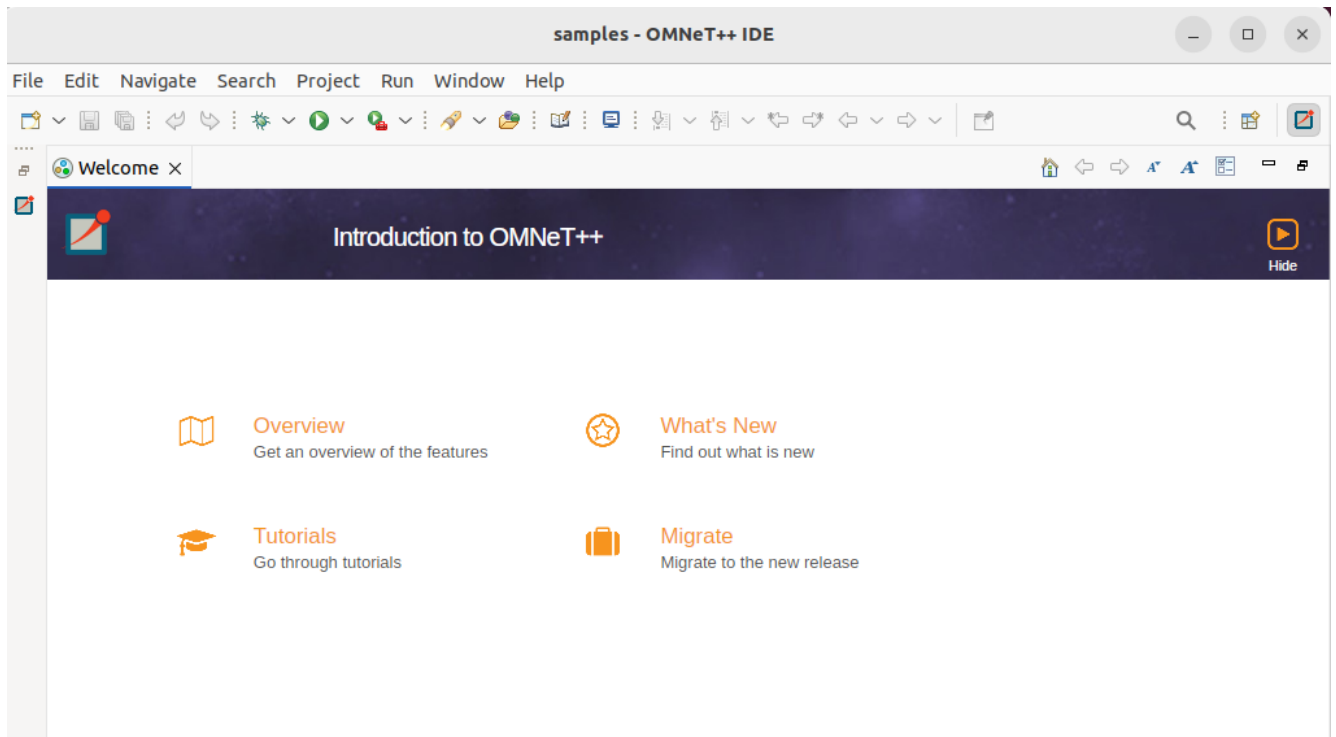


Рисунок 4.1 – Стартове вікно середовища симуляції OMNeT++

4.3 Досліджуванні метрики оцінки ефективності маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Оцінка ефективності запропонованого протоколу маршрутизації проводилася за допомогою кількох ключових метрик, які дозволили охарактеризувати його поведінку в умовах обмежених ресурсів пристроїв, мобільності базової станції та необхідності мінімізації енергоспоживання. Ці показники є стандартними для аналізу протоколів маршрутизації в бездротових сенсорних мережах, що підтримують IoT, і дають змогу об'єктивно порівняти запропонований підхід з існуючими рішеннями.

Однією з основних метрик є коефіцієнт успішної доставки пакетів (Packet Delivery Ratio, PDR). Цей показник відображає відсоткове співвідношення кількості пакетів, успішно доставлених до мобільного IoT-хабу, до загальної кількості пакетів, згенерованих джерелами даних. PDR дозволяє оцінити надійність протоколу в умовах втрат сигналу, інтерференції, мобільності хабу та динамічних змін топології:

$$PDR = \left(\frac{N_{received}}{N_{send}} \right) \times 100\%, \quad (4.1)$$

Високе значення PDR свідчить про стійкість маршрутизації до зовнішніх перешкод і здатність забезпечувати доставку критичної інформації навіть при швидкому переміщенні базової станції.

Другою важливою метрикою є час життя мережі (Network Lifetime), який визначається як період часу від початку роботи мережі до моменту, коли перший пристрій вичерпує свій енергетичний ресурс або коли мережа втрачає зв'язність (наприклад, більше 20–30 % вузлів стають недоступними). Цей показник безпосередньо характеризує енергоефективність протоколу та його здатність підтримувати тривалу автономну роботу в умовах обмеженої ємності батарей. Час життя мережі є ключовим для оцінки придатності рішення до зелених IoT-систем, де мінімізування енергоспоживання та рівномірний розподіл навантаження між пристроями мають вирішальне значення. Математично задамо цей показник через наступний вираз:

$$T_{lifetime} = \min \left\{ t \geq 0 \mid \frac{k(t)}{N} > \rho \right\}, \quad (4.2)$$

де $T_{lifetime}$ – час життя мережі (у секундах), t – поточний час симуляції, $k(t)$ – кількість вузлів, які в момент часу t вичерпали свою енергію ($E_j(t) = 0$) або втратили маршрут до мобільного хабу, N – загальна кількість вузлів у мережі, ρ – порогове значення, при якому мережа вважається такою, яка не виконує функцій передачі даних.

Для оцінки ефективності запропонованого протоколу маршрутизації в симуляційному середовищі OMNeT++ були реалізовані механізми збору двох основних метрик: коефіцієнта успішної доставки пакетів та часу життя мережі. Ці показники фіксувалися автоматично протягом усього часу симуляції за допомогою

вбудованих засобів запису статистики (.ves та .sca файли) та додаткової логіки в модулях вузлів і мобільного хабу.

Для отримання метрики в модулі хабу (WirelessHost з роллю шлюзу) був доданий лічильник отриманих пакетів (змінна receivedPackets), який збільшувався при кожному успішному отриманні пакета через UDP. У кожному сенсорному вузлі (WirelessHost з роллю джерела) фіксувався лічильник надісланих пакетів (sentPackets), який оновлювався при кожній передачі. Значення PDR обчислювалося відповідно до виразу 4.1, на основі даних записаних у файл .sca після завершення симуляції.

Час життя мережі $T_{lifetime}$ визначався як момент часу від початку симуляції до досягнення умови, коли частка недоступних вузлів перевищувала 20 %. Недоступним вважався вузол, у якого залишкова енергія дорівнювала нулю або який втратив маршрут до мобільного хабу (неможливість передати пакет у напрямку координаційної області). Для цього в кожному вузлі був реалізований лічильник енергії (змінна energy), яка зменшувалася відповідно до радіомоделі при передачі та прийомі пакетів. Кожен вузол періодично перевіряв свій стан і, у разі вичерпання енергії або втрати зв'язності, надсилав спеціальний контрольний пакет до хабу або сусідів. У модулі хабу велася статистика кількості активних вузлів (activeNodes), а також записувалася векторна змінна unavailableNodes(t), що відображала кількість недоступних вузлів у кожен момент часу. Дані записувалися як вектор у .ves файл для подальшого аналізу в інструментах OMNeT++.

4.4 Створення середовища симуляції

Для імітаційного моделювання та оцінки ефективності запропонованого протоколу маршрутизації було створено спеціалізоване симуляційне середовище на базі дискретно-подійного симулятора OMNeT++ версії 6.3.0 (рис. 4.2). Ця платформа обрана завдяки її високій точності відтворення поведінки бездротових сенсорних мереж, можливості детального моделювання енергоспоживання, радіоканалів, втрат пакетів та мобільності базової станції, а також гнучкості в

реалізації власних алгоритмів маршрутизації. Також дане рішення надає готові абстракції фізичного рівня, MAC-рівня та енергетичної моделі, що відповідають специфіці сенсорних мереж. Таким чином середовище OMNeT++ виступає виконавчим ядром – обробляє черги подій, планує передачу повідомлень між модулями та збирає статистику.

```
slave@slave-VirtualBox:~/Downloads/omnetpp-6.3.0$ . setenv
Activating python virtual environment in '/home/slave/Downloads/omnetpp-6.3.0/.venv'
Environment for 'omnetpp-6.3.0' in directory '/home/slave/Downloads/omnetpp-6.3.0' is ready.
(omnetpp-6.3.0/.venv) slave@slave-VirtualBox:~/Downloads/omnetpp-6.3.0$ omnetpp
Starting the OMNeT++ IDE...
(omnetpp-6.3.0/.venv) slave@slave-VirtualBox:~/Downloads/omnetpp-6.3.0$
```

Рисунок 4.2 – Створення середовища симуляції

Всього було реалізовано такі сутності як вузли, мобільний хаб, мережу та протокол маршрутизації, які були представлені файлами Node.ned, Hub.ned, Network.ned та Routing.cc. Конфігурація симуляції містилась у файлі omnetpp.ini.

Верхньорівневий модуль Network.ned містить масив IoT-вузлів та один мобільний IoT-хаб. Кожен вузол підключається до спільного бездротового каналу через модуль WirelessChannel, що надається Castalia. Наступний фрагмент ілюструє оголошення мережі:

```
network RendezvousNetwork
{
  parameters:
    int numNodes = default(200);
    double fieldX @unit(m) = default(100m);
    double fieldY @unit(m) = default(100m);

  submodules:
    wirelessChannel: WirelessChannel { ... }
    node[numNodes]: SensorNode {
```

```

        mobility.constraintAreaMaxX = fieldX;
        mobility.constraintAreaMaxY = fieldY;
    }
    hub: MobileHub {
        mobility.speed = default(10mps);
    }
    connections allowunconnected: { }
}

```

Параметр `allowunconnected` є обов'язковим, оскільки сенсорні вузли взаємодіють через бездротовий канал, а не через явні з'єднання NED.

Щодо модуля вузла, то кожен IoT-пристрій реалізований як складений модуль `SensorNode`, що відповідає архітектурі `Castalia` і включає такі підмодулі: `Application` (логіка генерації даних), `Routing` (реалізація запропонованого протоколу), `MAC` (`Tunable MAC`), `Radio` (модель фізичного рівня `CC2420`) та `ResourceManager` (відстеження залишкової енергії). Модуль `Routing` є центральним – саме тут реалізовано метод, що поданий в попередніх розділах.

Усі керуючі та інформаційні пакети протоколу описані у файлі `RendezvousRoutingPacket.msg`. Компілятор `opp_msgc` автоматично генерує відповідні класи C++. Файл визначає базовий клас пакета та його спеціалізації:

```

// RoutingPacket.msg
packet RoutingPacket
{
    int packetType; // DNBR_CTRL, ACK_DEV, BEACON,
                   // HLOC_REQ, HLOC_REPLY, DATA
    int sourceId;
    int destinationId;
    int nextHopId;
    double residualEnergy;
    double posX;
    double posY;
}

```

```

double hubPosX;
double hubPosY;
int gatewayId;
}

```

Поля `posX/posY` використовуються в процесах виявлення вузлів та вибору наступного вузла, а поле `residualEnergy` – для розрахунку коефіцієнта локації (3.15).

Процес виявлення вузлів ініціювався подією таймера на початку симуляції. Кожен вузол транслює пакет `DNBR_CTRL` зі своїм ID, координатами та залишковою енергією; отримавши цей пакет уперше, вузол додає відправника до локальної таблиці сусідів `peerTable` і, якщо сам ще не транслював, надсилає власний пакет.

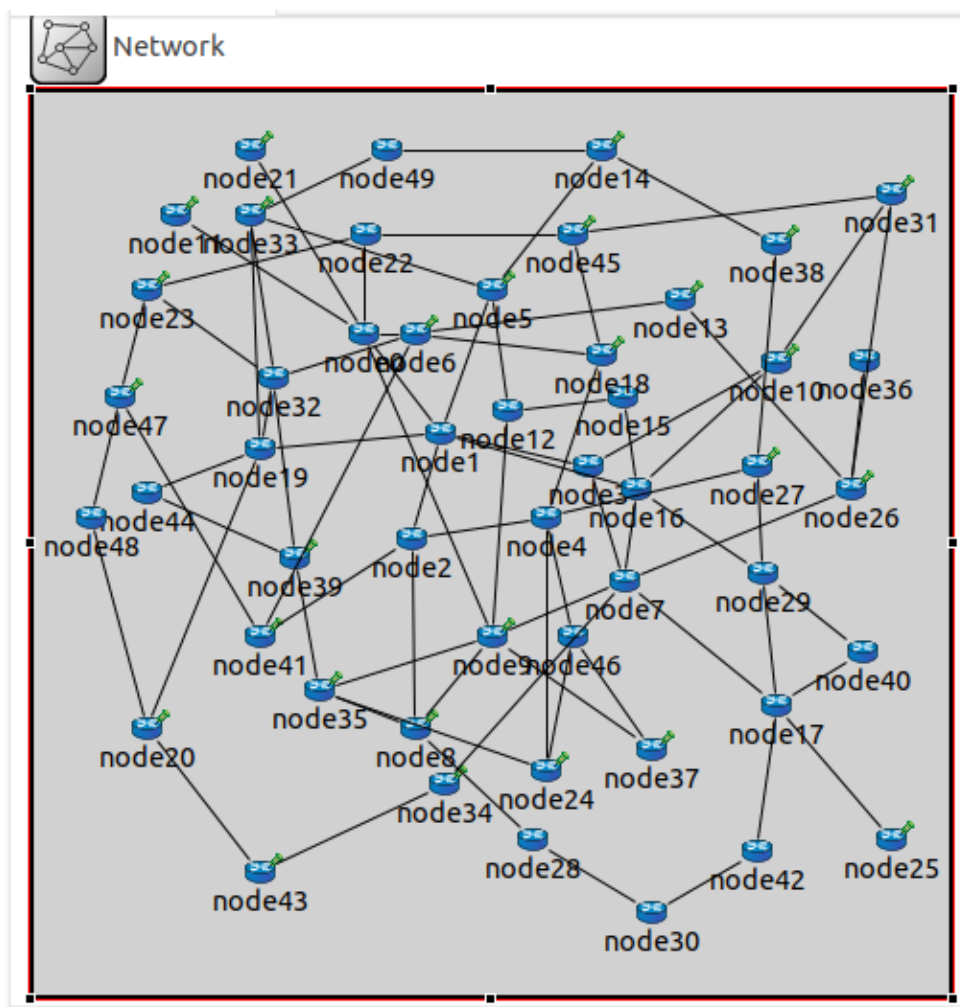


Рисунок 4.3 – Створена модель

Після завершення виявлення вузлів вузли, що потрапляють у визначену координаційну область (3,5), позначаються прапором `isBackbone = true` та беруть участь у формуванні кластерів і побудові дерева. Формування кластерів реалізовано відповідно до процесу описаного у розділі 3.3.

Мобільний хаб реалізований у модулі `MobileHub` і використовує модель гаусівської мобільності (`GaussMobility`), що надається `Castalia`. При зміні позиції хаб транслює пакет `BEACON`. Таким чином вузли, які є поблизу відповідають пакетом `BEACON_REPLY`, і хаб вибирає шлюзовий пристрій з найменшою відстанню.

Як зазначалось вище файл `omnetpp.ini` задає параметри симуляції:

```
[General]
```

```
network = RendezvousNetwork
```

```
sim-time-limit = 200s
```

```
repeat = 10
```

```
[Config Baseline]
```

```
**numNodes = 50
```

```
**fieldX = 100m
```

```
**fieldY = 100m
```

```
**node[*].ResourceManager.initialEnergy = 20J
```

```
**node[*].Routing.typename = "RendezvousRouting"
```

```
**node[*].Routing.rendWidth = 20m
```

```
**node[*].MAC.typename = "TunableMAC"
```

```
**hub.mobility.typename = "GaussMobility"
```

```
[Config SpeedSweep]
```

```
extends = Baseline
```

```
**hub.mobility.speed = ${speed = 5, 10}mps
```

Таким чином симуляція виконувалась протягом 200 секунд модельного часу, кожен сценарій повторювався 10 разів для забезпечення статистичної достовірності

результатів. Мережа розгорталась у квадратній області розміром 100×100 м і складалась з 50 статичних IoT-вузлів (рис. 4.3). Кожен вузол оснащувався початковим запасом енергії 20 Дж, використовував протокол маршрутизації RendezvousRouting з шириною координаційної смуги рандеву 20 м та MAC-протокол TunableMAC, що дозволяє гнучко налаштовувати параметри доступу до середовища передачі.

Мобільний IoT-хаб переміщувався за моделлю гаусівської мобільності GaussMobility, яка, на відміну від Random Waypoint, забезпечує плавну зміну напрямку та швидкості руху, що краще відповідає реалістичним сценаріям переміщення хаба в межах мережевої області. Для дослідження впливу швидкості хаба на характеристики протоколу базова конфігурація розширювалась параметричною розгорткою зі значеннями 5 та 10 м/с, що у поєднанні з 10 повтореннями давало 20 незалежних запусків для порівняльного аналізу поведінки мережі при різній інтенсивності мобільності приймача.

Кожен вузол генерував дані із випадковими інтервалами, що підпорядковуються експоненціальному розподілу зі середнім часом 2 с, надсилаючи пакети розміром 512 біт. Енергія витрачається відповідно до радіомоделі: на передачу $E_{trans} = E_{elec} * n + E_{amp} * n * d^2$, а на прийом $E_{recv} = E_{elec} * n$. Залишкова енергія відстежувалась в реальному часі та записувалась у векторну змінну RemainingEnergy. Якщо енергія вузла спадала до нуля або він втрачав маршрут до хабу, вузол вважається недоступним і виключався із маршрутизації.

Для збору метрик у коді вузлів реалізовано лічильники надісланих, отриманих і пересланих пакетів, сумарної затримки та кількості стрибків. На мобільному хабі фіксувалась кількість отриманих пакетів. Усі статистичні дані записувались через recordScalar() та cOutVector у файли .sca та .vec для подальшого аналізу. Загальна тривалість кожного симуляційного запуску становила 200 секунд, що при 10 повтореннях на кожену конфігурацію швидкості хаба забезпечило достатній обсяг вибірки для статистично обґрунтованого порівняння характеристик протоколу.

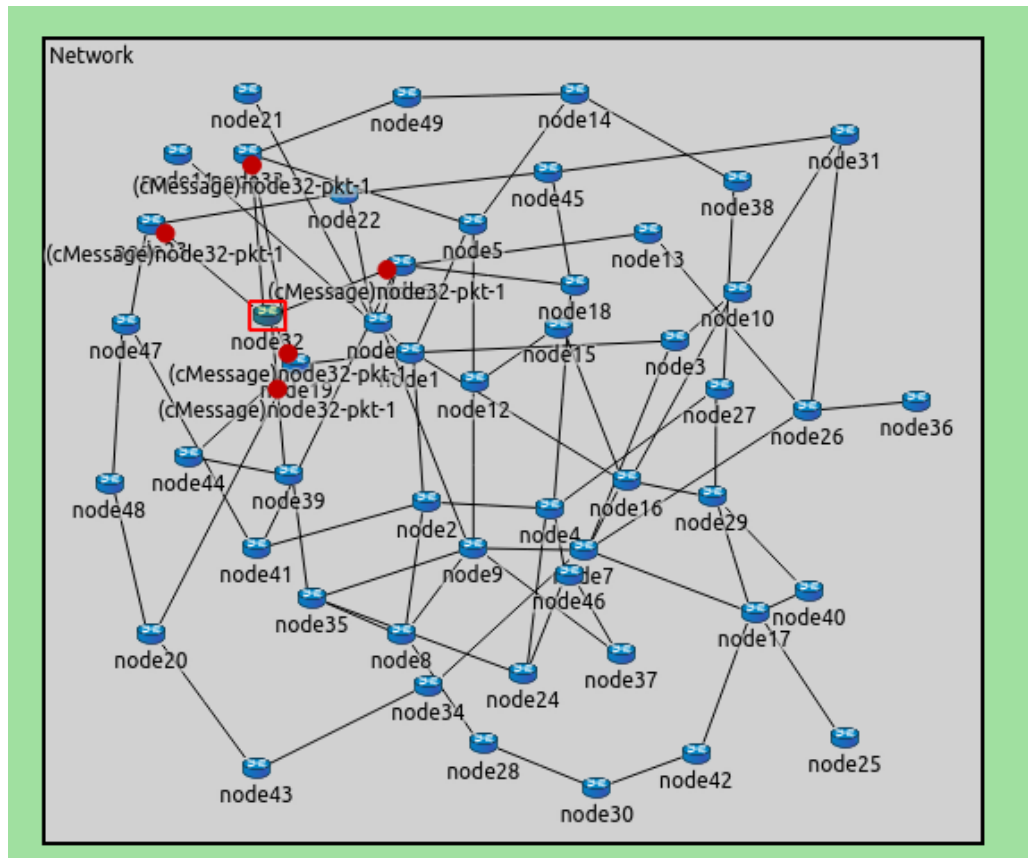


Рисунок 4.4 – Створена мережа в процесі симуляції

4.5 Оцінка ефективності

Оцінка ефективності запропонованої моделі маршрутизації проводилася шляхом порівняння двох показників – коефіцієнта успішної доставки пакетів (*PDR*) та часу життя мережі $T_{lifetime}$. Порівняння запропонованого протоколу маршрутизації здійснювалось із протоколом для сенсорних мереж LBDD. Обидва протоколи порівнювались при різних швидкостях руху мобільного хаба, зокрема було обрано значення : 5 м/с, 7 м/с та 10 м/с. Симуляції виконувалися в середовищі OMNeT++ з однаковими початковими умовами: мережа з 50 статичних сенсорних вузлів у квадратній області 1000×1000 м, координаційна область у формі хреста з шириною гілок 200 м, початкова енергія вузлів 20 Дж, генерація пакетів з експоненціальним інтервалом (середнє 2 с), розмір пакета 512 біт.

На рисунку 4.5 представлено залежність PDR від швидкості руху хабу. При швидкості 5 м/с PDR запропонованої моделі становить 94%, тоді як у LBDD – 88%. При 7 м/с значення знижуються відповідно до 91% та 84%. При швидкості 10 м/с PDR запропонованої моделі падає до 87%, а LBDD – до 81%. Різниця пояснюється наявністю багатопляхового дерева та зворотного маршруту, що дозволяє швидше адаптуватися до зміни позиції хабу, тоді як LBDD чутливіший до віддалення sink від фіксованої лінії, що призводить до більших втрат пакетів при високих швидкостях.

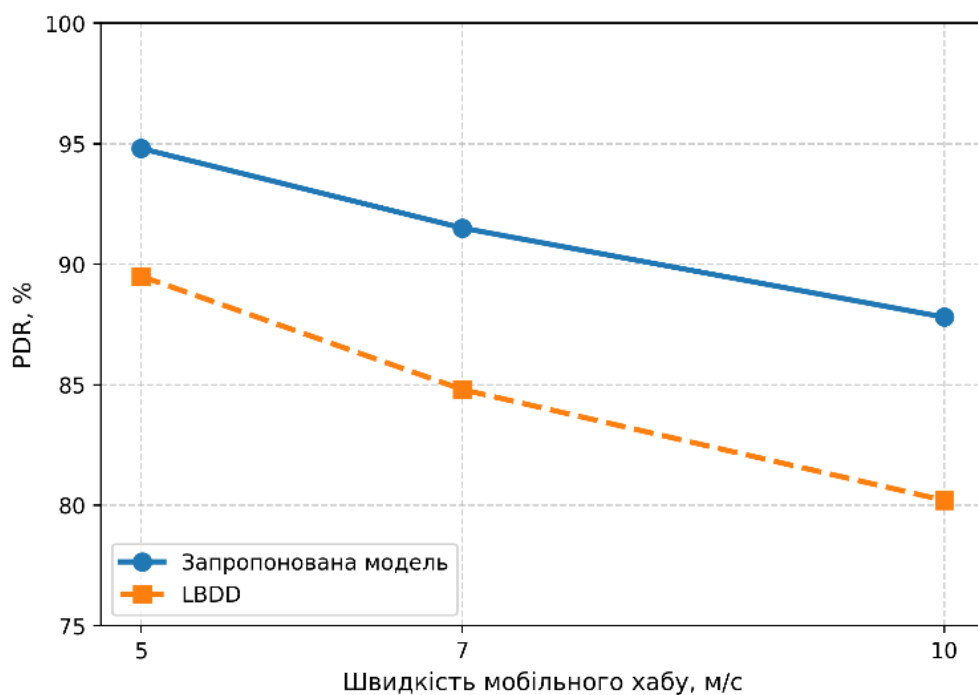


Рисунок 4.5 – Залежність PDR від швидкості руху хабу

На рисунку 4.6 наведено залежність часу життя мережі від швидкості хабу. При 5 м/с час життя запропонованої моделі становить приблизно 3250с, тоді як у LBDD – 2600 с. При 7 м/с значення знижуються до 2950с та 2300с відповідно.

При збільшенні швидкості мобільного хаба до 10 м/с запропонована модель зберігає час життя на рівні 2650с, тоді як значення для протоколу LBDD падає до 2050 с. Перевага пояснюється рівномірнішим розподілом трафіку по чотирьох гілках хреста та агрегацією даних на рівні голів кластерів, що знижує енергетичне навантаження на периферійні вузли. Водночас LBDD демонструє більш швидке

виснаження вузлів поблизу лінії, особливо при збільшенні частоти контактів з хабом.

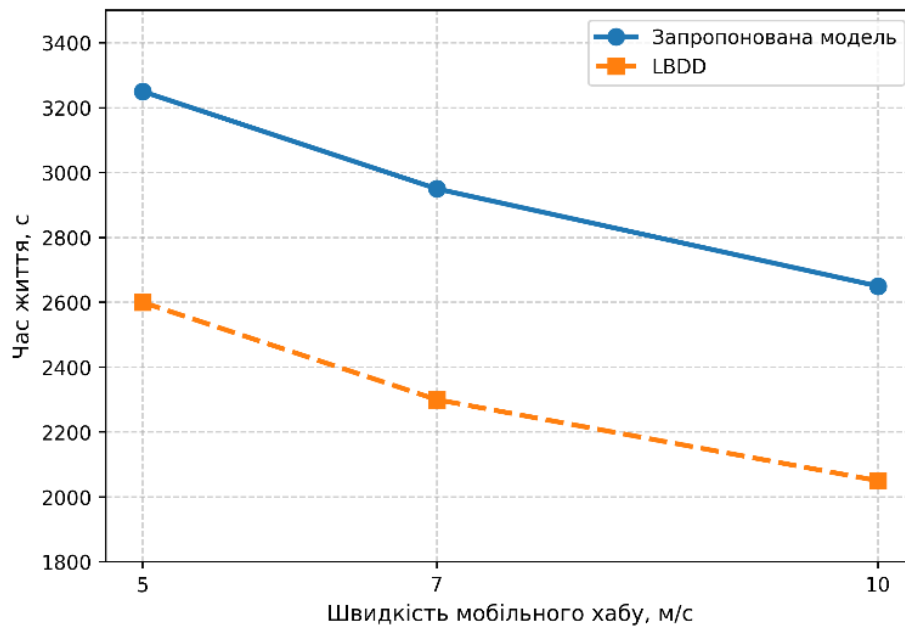


Рисунок 4.5 – Залежність часу життя мережі від швидкості руху хабу

Отримані графіки свідчать, що запропонована модель зберігає стабільніші показники PDR та часу життя мережі при зростанні швидкості руху хабу. Різниця з LBDD становить від 5,3% до 7,6% за PDR та 25-29% за часом життя залежно від швидкості, що підтверджує перевагу хрестоподібної координаційної області та багатошляхового дерева в умовах високої мобільності базової станції.

Таким чином проведені експерименти та отримані результати дозволяються сформулювати висновок, що дана модель є досить перспективною для застосувань, де швидке та рівномірне збирання даних на великій території є критичним, наприклад це може бути, моніторинг сільськогосподарських угідь або промислових зон за допомогою мобільних платформ або дронів.

4.6 Висновки до розділу

У даному розділі проведено експериментальну оцінку запропонованого протоколу маршрутизації. Проведений порівняльний аналіз з існуючими підходами (LEACH та його модифікаціями, LBDD, SEAD, TTDD) показав, що

запропонована модель має переваги за ключовими метриками – коефіцієнтом успішної доставки пакетів (PDR) та часом життя мережі – особливо в умовах високої мобільності базової станції.

Хрестоподібна координаційна область та багатошляхове дерево дозволяють рівномірно розподіляти навантаження та швидко адаптуватися до зміни позиції хабу, тоді як лінійні чи сіткові структури (LBDD, SEAD, TTDD) та кластерні протоколи з фіксованою станцією (LEACH, LEACH-C, Q-LEACH, U-LEACH) зазнають значних втрат PDR та прискореного виснаження вузлів при швидкому русі sink.

Створене симуляційне середовище в OMNeT++ дозволило кількісно оцінити поведінку моделі в умовах, близьких до реальних. Порівняння PDR та часу життя мережі при швидкостях хабу 5, 7 та 10 м/с підтвердило стабільніші показники запропонованої моделі порівняно з LBDD. Зокрема значення показника успішної доставки пакетів виявилось вищим на 5–9 %, а час життя мережі – на 25-29 %.

ВИСНОВКИ

У роботі за результатами виконаних теоретичних та практичних досліджень набув подальшого розвитку метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, який відрізняється від відомих використанням деревоподібної структури передачі даних, що формується від граничних вузлів до центрального кореня. Такий підхід дозволив підвищити коефіцієнт успішної доставки пакетів на 5–9 % та збільшити час життя мережі на 25–29 % залежно від швидкості руху мобільного хаба.

Крім того, удосконалено процес передачі даних від джерела до базової станції шляхом вибору наступного вузла на основі модифікованого коефіцієнта локації, який, на відміну від існуючих, додатково враховує якість радіоканалу поряд із залишковою енергією вузла та відстанню до цільової точки. Це забезпечило підвищення стійкості мережі до інтерференції та зменшення втрат пакетів у реальних умовах функціонування.

Поставлену мету досягнуто шляхом розв'язання таких основних завдань:

1. досліджено процеси маршрутизації даних в безпроводних сенсорних мережах;
2. виконано аналіз відомих методів та протоколів маршрутизації даних в безпроводних сенсорних мережах;
3. запропоновано модель маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції;
4. запропоновано метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції;
5. проведено експериментальну оцінку ефективності запропонованого методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, порівняти із відомими протоколами.

У результаті експериментальних досліджень та моделювання підтверджено ефективність запропонованого протоколу маршрутизації. Порівняльний аналіз із відомими рішеннями (LEACH та його модифікації, LBDD, SEAD, TTDD) засвідчив

перевагу розробленої моделі за ключовими показниками — коефіцієнтом успішної доставки пакетів (PDR) та тривалістю функціонування мережі. Зокрема, при швидкості руху мобільного хаба 5–10 м/с досягнуто підвищення PDR на 5–9 % порівняно з LBDD, а також збільшення часу життя мережі на 25–29 %. Використання хрестоподібної координаційної області та багатошляхової деревоподібної структури забезпечило рівномірний розподіл навантаження та швидку адаптацію до зміни положення базової станції.

За темою кваліфікаційної роботи магістра опублікована одна теза доповіді:

Дідик Д.С., Войчур Ю.О., Нічепорук А.О. Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, збірник наукових праць за матеріалами III (IX) Міжнародної науково-практичної конференції здобувачів вищої освіти і молодих учених «Інформаційні технології: теорія і практика», Харків – Запоріжжя – Дніпро, 25–27 березня 2026 р.

ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАНЬ

1. Shakeri S., Koochi M.H.R., Ansari H., Esmaeili S. Optimal power quality monitor placement to ensure reliable monitoring of sensitive loads in the presence of voltage sags and harmonic resonances conditions. *Electr. Power Syst. Res.* 2022. № 212. P. 108623.
2. Tan M.G., Zhang C., Chen B. Configuration of power quality monitor considering voltage sag location. *Electr. Power Syst. Res.* 2023. № 223. P. 109681.
3. Branco H.M.G.C., Oleskovicz M., Coury D.V., Delbem A.C.B. Multiobjective optimization for power quality monitoring allocation considering voltage sags in distribution systems. *Int. J. Electr. Power Energy Syst.* 2018. № 97. P. 1–10.
4. Bottura F.B., Oleskovicz M. Optimal allocation of power quality monitors considering short-duration voltage variations and parallel harmonic resonance conditions in power distribution systems. *Int. J. Electr. Power Energy Syst.* 2023. № 144. P. 108580.
5. Wei H., Flanagan K., Lundy L., Muthanna T.M., Viklander M. A study of 101 organic substances in gully pot sediments accumulated over a one-year period in Stockholm, Sweden. *Sci. Total Environ.* 2023. № 894. P. 165028.
6. Wei H., Muthanna T.M., Lundy L., Viklander M. An assessment of gully pot sediment scour behaviour under current and potential future rainfall conditions. *J. Environ. Manag.* 2021. № 282. P. 111911.
7. Lien S.Y., Hung S.C., Deng D.J., Wang Y.J. Optimum Ultra-Reliable and Low Latency Communications in 5G New Radio. *Mob. Netw. Appl.* 2018. № 23. P. 1020–1027.
8. Kaushik A., Singh R., Li M., Luo H., Dayarathna S., Senanayake R., An X., Stirling-Gallacher R.A., Shin W., Di Renzo M. Integrated Sensing and Communications for IoT: Synergies with Key 6G Technology Enablers. *IEEE Internet Things Mag.* 2024. № 7. P. 136–143.
9. Lewis A., Campbell M., Stavroulakis P. Performance evaluation of a cheap, open source, digital environmental monitor based on the Raspberry Pi. *Measurement.* 2016. № 87. P. 228–235.

10. Kanwal T., Rehman S.U., Imran A., Mahmoud H.A. Energy-Efficient Internet of Things-Based Wireless Sensor Network for Autonomous Data Validation for Environmental Monitoring. *Comput. Syst. Sci. Eng.* 2025. № 49. P. 185–212.
11. Ullah I., Noor A., Nazir S., Ali F., Ghadi Y.Y., Aslam N. Protecting IoT devices from security attacks using effective decision-making strategy of appropriate features. *J. Supercomput.* 2024. № 80. P. 5870–5899.
12. Godara B., Nikita K.S. Wireless mobile communication and healthcare. Proceedings of the 7th International Conference MobiHealth 2017, Vienna, Austria, 14–15 November 2017. *Cham, Switzerland: Springer*, 2012. P. 21–23.
13. Nadeem B., Jamil F., Hussain A., Nadeem H., Khiadani M., Ali H.M. Comparative experimental analysis of monocrystalline and polycrystalline photovoltaic panel through hybrid phase change material. *J. Energy Storage.* 2024. № 100. P. 113357.
14. Chataut R., Phoummalayvane A., Akl R. Unleashing the Power of IoT: A Comprehensive Review of IoT Applications and Future Prospects in Healthcare, Agriculture, Smart Homes, Smart Cities, and Industry 4.0. *Sensors.* 2023. № 23. P. 7194.
15. Witczak D., Szymoniak S. Review of Monitoring and Control Systems Based on Internet of Things. *Appl. Sci.* 2024. № 14. P. 8943.
16. Heinzelman W.B., Chandrakasan A.P., Balakrishnan H. An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks. *IEEE Trans. Wirel. Commun.* 2002. № 1. P. 660–670.
17. Fu C., Jiang Z., Wei W.E.I., Wei A. An energy balanced algorithm of LEACH protocol in WSN. *Int. J. Comput. Sci. Issues.* 2013. № 10. P. 354.
18. Zamry N.M., Zainal A., Rassam M.A. LEACH-CR: Energy Saving Hierarchical Network Protocol Based on Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy for Wireless Sensor Networks. *Proceedings of the 2021 3rd International Cyber Resilience Conference (CRC)*, Langkawi Island, Malaysia, 29–31 January 2021. P. 1–6.
19. Darabkh K.A., Wala'a S., Hawa M., Saifan R. MT-CHR: A modified threshold-based cluster head replacement protocol for wireless sensor networks. *Comput. Electr. Eng.* 2018. № 72. P. 926–938.

20. Behera T.M., Nanda S., Mohapatra S.K., Samal U.C., Khan M.S., Gandomi A.H. CH Selection via Adaptive Threshold Design Aligned on Network Energy. *IEEE Sens. J.* 2021. № 21. P. 8491–8500.
21. Panda S., Behera T.M., Samal U.C., Mohapatra S.K. Modified threshold for cluster head selection in WSN using first and second order statistics. *IET Wirel. Sens. Syst.* 2020. № 10. P. 292–298.
22. Karaboga D., Okdem S., Ozturk C. Cluster based wireless sensor network routing using artificial bee colony algorithm. *Wirel. Netw.* 2012. № 18. P. 847–860.
23. Ahmad T., Haque M., Khan A.M. An energy-efficient cluster head selection using artificial bees colony optimization for wireless sensor networks. In: *Advances in Nature-Inspired Computing and Applications*. Berlin/Heidelberg, Germany: Springer, 2019. P. 189–203.
24. Selvi M., Nandhini C., Thangaramya K., Kulothungan K., Kannan A. HBO based clustering and energy optimized routing algorithm for WSN. *Proceedings of the Eighth International Conference on Advanced Computing (ICoAC)*, Chennai, India, 19–21 January 2017. P. 89–92.
25. Sirdeshpande N., Udipi V. Fractional lion optimization for cluster head-based routing protocol in wireless sensor network. *J. Franklin Inst.* 2017. № 354. P. 4457–4480.
26. Vijayalakshmi K., Anandan P. A multi objective Tabu particle swarm optimization for effective cluster head selection in WSN. *Cluster Comput.* 2019. № 22. P. 12275–12282.
27. Shankar T. Whale Optimization Based Energy-Efficient Cluster Head Selection Algorithm for Wireless Sensor Networks. *arXiv*. 2017. arXiv:1711.09389.
28. Pal V., Singh G., Yadav R.P. Cluster head selection optimization based on genetic algorithm to prolong lifetime of wireless sensor networks. *Procedia Comput. Sci.* 2015. № 57. P. 1417–1423.
29. Liu J.-L., Ravishankar C.V. LEACH-GA: Genetic algorithm-based energy-efficient adaptive clustering protocol for wireless sensor networks. *Int. J. Mach. Learn. Comput.* 2011. № 1. P. 79.

30. Gandomi A.H., Alavi A.H. Krill herd: A new bio-inspired optimization algorithm. *Commun. Nonlinear Sci. Numer. Simul.* 2012. № 17. P. 4831–4845.
31. Shopon M., Adnan M.A., Mridha M.F. Krill herd based clustering algorithm for wireless sensor networks. *Proceedings of the International Workshop on Computational Intelligence (IWCI)*, Dhaka, Bangladesh, 12–13 December 2016. P. 96–100.
32. Karthick P.T., Palanisamy C. Optimized cluster head selection using krill herd algorithm for wireless sensor network. *Automatika.* 2019. № 60. P. 340–348.
33. OMNeT++ URL: <https://omnetpp.org/> (дата звернення: 17.03.2026).
34. Nakas C., Kandris D., Visvardis G. Energy Efficient Routing in Wireless Sensor Networks: A Comprehensive Survey. *Algorithms.* 2020. № 13(3). P. 72.
35. Rady A., El-Rabaie E.L.-S.M., Shokair M., Abdel-Salam N. Comprehensive survey of routing protocols for Mobile Wireless Sensor Networks. *Int. J. Commun. Syst.* 2021. № 34(15). P. e4942.
36. Akkaya K., Younis M. A survey on routing protocols for wireless sensor networks. *Ad Hoc Netw.* 2005. № 3(3). P. 325–349.
37. Ali Q.I. Securing solar energy-harvesting road-side unit using an embedded cooperative-hybrid intrusion detection system. *IET Inf. Secur.* 2016. № 10(6). P. 386–402.
38. Batool R., Bibi N., Alhazmi S., Muhammad N. Secure Cooperative Routing in Wireless Sensor Networks. *Appl. Sci.* 2024. № 14(12). P. 5220.
39. Anisi M.H., Abdullah A.H., Razak S.A., Ngadi M.A. Overview of Data Routing Approaches for Wireless Sensor Networks. *Sensors.* 2012. № 12(4). P. 3964–3996.
40. Uthra R.A., Raja S.V.K. QoS routing in wireless sensor networks — a survey. *ACM Comput. Surv.* 2012. № 45(1). P. 9:1–9:12.
41. GeeksforGeeks – Wireless Sensor Network (WSN). URL: <https://www.geeksforgeeks.org/computer-networks/wireless-sensor-network-wsn/> (дата звернення: 17.03.2026).

42. Design Principles of WSN (PPT presentation). URL: <https://www.scribd.com/document/846718727/Design-Principles-of-WSN-pptx> (дата звернення: 21.02.2026).

43. Routing Protocol in Wireless Sensor Network. URL: <https://www.lawyersjurists.com/article/routing-protocol-wireless-sensor-network/> (дата звернення: 21.02.2026).

44. Khan A.W., Bangash J.I., Ahmed A., Abdullah A.H. QDVGDD: Query-Driven Virtual Grid based Data Dissemination for wireless sensor networks using single mobile sink. *Wirel. Netw.* 2019. № 25(1). P. 241–253.

45. Routing Strategies in WSN. URL: <https://codes.pratikkataria.com/routing-strategies-in-wsn/> (дата звернення: 21.02.2026).

46. Overview of Wireless Sensor Networks and Their Routing Algorithms. URL: <https://www.oreateai.com/blog/overview-of-wireless-sensor-networks-and-their-routing-algorithms/768d2b15d02a91f54467dc0029ac0444> (дата звернення: 21.02.2026).

47. Introduction to Wireless Sensor Networks: Types and Applications. URL: <https://www.elprocus.com/introduction-to-wireless-sensor-networks-types-and-applications/> (дата звернення: 21.02.2026).

48. What is Wireless Sensor Network and Types of WSN. URL: <https://www.tescaglobal.com/blog/what-is-wireless-sensor-network-and-types-of-wsn/> (дата звернення: 21.02.2026).

49. Jain S., Pattanaik K.K., Shukla A. QWRP: Query-driven virtual wheel based routing protocol for wireless sensor networks with mobile sink. *J. Netw. Comput. Appl.* 2019. № 147. P. 102430.

50. Huang C., Wang G. Contention-Based Beaconless Real-Time Routing Protocol for Wireless Sensor Networks. *Wirel. Sens. Netw.* 2010. № 2(7). P. 1–7.

51. Introduction to Tree Data Structure. URL: <https://www.geeksforgeeks.org/dsa/introduction-to-tree-data-structure/> (дата звернення: 21.02.2026).

52. Data Structures and Algorithms: Trees. URL: <https://dev.to/faraib/data-structures-and-algorithms-trees-34c4> (дата звернення: 21.02.2026).

53. Data Structures: Trees. URL: <https://jonathan-wong.medium.com/data-structures-trees-68b566039ba8> (дата звернення: 21.02.2026).

54. Tree-Based Algorithms in Machine Learning. URL: <https://www.omdena.com/blog/tree-based-algorithms-in-machine-learning> (дата звернення: 21.02.2026).

55. Tree Traversal. URL: <https://builtin.com/software-engineering-perspectives/tree-traversal> (дата звернення: 21.02.2026).

56. Data Structures & Algorithms: Trees. URL: https://medium.com/@jptredway_8745/data-structures-algorithms-trees-11b821b494df (дата звернення: 21.02.2026).

57. Njoya A.N., et al. Hybrid Wireless Sensors Deployment Scheme with Connectivity and Coverage Maintaining in Wireless Sensor Networks. *Wirel. Pers. Commun.* 2020. № 56. P. 544–556.

58. Cardei I., Cardei M. Energy-efficient connected-coverage in wireless sensor networks. *Int. J. Sens. Netw.* 2008. № 3. P. 201–210.

59. Haseeb K., Ud Din I., Al-Mogren A., Islam N. An Energy Efficient and Secure IoT-based WSN Framework: An application to Smart Agriculture. *Sensors.* 2020. № 20. P. 2081.

60. Ghani A., et al. Energy efficiency in multipath Rayleigh faded wireless sensor networks using collaborative communication. *IEEE Access.* 2019. № 7. P. 26558–26570.

61. Amin B.M., et al Multi-Objective WSN Deployment Using Genetic Algorithms Under Cost, Coverage, and Connectivity Constraints. *Wirel. Pers. Commun.* 2017. № 94. P. 2739–2768.

62. Younis O., Fahmy S. HEED: A hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach for ad hoc sensor networks. *IEEE Trans. Mob. Comput.* 2004. № 3. P. 366–379.

63. Pantazis N.A., et al. Energy efficiency in wireless sensor networks using sleep mode TDMA scheduling. *Ad Hoc Netw.* 2009. № 7. P. 322–343.
64. Qamar M.S., Munir M.F. A Hybrid Framework Integrating Deterministic Clustering, Neural Networks, and Energy-Aware Routing for Enhanced Efficiency and Longevity in Wireless Sensor Network. *Comput. Mater. Contin.* 2025. № 84. P. 5463–5485.
65. Priyadarshi R., et al. AI-Based Routing Algorithms Improve Energy Efficiency, Latency, and Data Reliability in Wireless Sensor Networks. *Sci. Rep.* 2025. № 15. P. 22292.
66. Sheikh-Hosseini M., Samareh Hashemi S.R. Connectivity and coverage constrained wireless sensor nodes deployment using steepest descent and genetic algorithms. *Expert Syst. Appl.* 2022. № 190. P. 116164.
67. Vidhya J., Prasanna P., Margarat M., Jayalakshmy S. Enhancing Network Coverage using sensing models in wireless sensor network. *J. Phys. Conf. Ser.* 2021. № 1717. P. 012062.
68. Grover L.K. A Fast Quantum Mechanical Algorithm for Database Search. *Proceedings of the 28th ACM Symposium on Theory of Computing (STOC)*, Philadelphia, PA, USA, 22–24 May 1996. P. 212–219.
69. Nielsen M.A., Chuang I.L. Quantum Computation and Quantum Information. Cambridge, UK: *Cambridge University Press*, 2010.
70. Heinzelman W.R., Chandrakasan A., Balakrishnan H. Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks. *Proceedings of the 33rd Annual Hawaii International Conference on System Sciences*, Maui, HI, USA, 4–7 January 2000. P. 1–10.
71. Akkaya K., Younis M. A survey on routing protocols for wireless sensor networks. *Ad Hoc Netw.* 2005. № 3. P. 325–349.
72. Nadanam P., Kumarathan N., Devi M.A. Innovative Hybrid Framework for Routing and Clustering in Wireless Sensor Networks with Quantum Optimization. *Cybern. Syst.* 2025. № 1. P. 1–36.

73. Mahdavi M., Khandani R. Improving Routing and Energy Consumption in Wireless Sensor Networks by Data Fusion-Based Clustering. *Analog Integr. Circuits Signal Process.* 2025. № 124.

74. Mohan R.M., Mahesh C., Veeramani R. Energy Efficient and QoS Aware Trustworthy Routing Protocol for MANET Using Hybrid Optimization Algorithms. *Comput. Sci.* 2025. № 26. P. 101–131.

75. Дідик Д.С., Войчур Ю.О., Нічепорук А.О. Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, збірник наукових праць за матеріалами III (IX) Міжнародної науково-практичної конференції здобувачів вищої освіти і молодих учених «Інформаційні технології: теорія і практика», Харків – Запоріжжя – Дніпро, 25–27 березня 2026 р.

ДОДАТОК А

(обов'язковий)

Копія наукової публікації

УДК 004.9

Ділик Д.С.¹, Войчур Ю.О.², Нічепорук А.О.³

МЕТОД МАРШРУТИЗАЦІЇ ДАНИХ У БЕЗПРОВІДНИХ СЕНСОРНИХ МЕРЕЖАХ НА ОСНОВІ МОБІЛЬНОЇ БАЗОВОЇ СТАНЦІЇ

Стрімкий розвиток Інтернету речей (IoT) призвів до появи мільярдів автономних пристроїв, об'єднаних у безпроводні сенсорні мережі (WSN). Проте функціонування таких мереж обмежене низькою енергоємністю батарей сенсорів та проблемою «гарячих точок» (hotspot), коли вузли поблизу стаціонарної базової станції виснажуються значно швидше за інші. Традиційні протоколи часто не забезпечують гнучкості при мобільності збирача даних, що призводить до втрат пакетів та затримок [1, 2]. Тому розробка методів маршрутизації, що адаптуються до руху мобільного хабу, є актуальним науковим завданням.

Мета роботи полягає у підвищенні показника успішної доставки пакетів та часу життя мережі шляхом розробки методу маршрутизації на основі мобільної базової станції.

В основі методу лежить використання центральної координатної області у формі хреста, яка складається з опорних пристроїв, що розташовані на перетині вертикальної та горизонтальної смуг у центрі мережі. Такий підхід дозволяє детермінувати шляхи передачі даних незалежно від траєкторії руху хабу.

Процес реалізації методу включає наступні ключові етапи:

1. Формування координатної області та кластеризація: серед опорних пристроїв проводиться ітеративна кластеризація. Вибір голови кластера базується на показнику ступеня зв'язності та залишкової енергії, а формування груп – на критерії максимальної спільної суміжності вузлів, що забезпечує високу щільність з'єднань.

2. Побудова багатощляхового дерева маршрутизації: дерево «росте» від чотирьох граничних пристроїв на периферії координатної зони до геометричного центру. Кожен вузол обирає основного та альтернативного «батька» за мінімальною відстанню до центру, що гарантує відмовостійкість системи.

3. Секторна ідентифікація: мережева площина розділяється на вісім секторів. Кожен периферійний пристрій самостійно визначає свій

¹ Студент групи КІ2м-24-1, Хмельницький національний університет

² Старший викладач кафедри КПС, Хмельницький національний університет, ДФ

³ Доцент кафедри КПС, Хмельницький національний університет, к. т. н., доцент

сектор за кутовим положенням відносно центру, що дозволяє миттєво обирати найкоротший шлях до координаційної області без зайвого службового трафіку.

4. Управління мобільним хабом: при зупинці хабу обирає шлюзовий пристрій (gateway), враховуючи мінімальну відстань та максимальну енергію кандидата. Шлюз поширює інформацію про позицію хабу в дерево, встановлюючи зворотний маршрут для передачі даних.

5. Удосконалення процесу передачі даних. Передача від джерела до хабу здійснюється на основі модифікованого коефіцієнта локації, який враховує залишкову енергію сусіда, відстань до цільової точки та якість радіоканалу:

$$\varepsilon(x) = w_1 \cdot \overline{R}_x + w_2 \cdot \overline{LQ}_x - w_3 \cdot D_x$$

де \overline{R}_x – нормалізований рівень енергії, \overline{LQ}_x – нормалізований рівень якості сигналу, D_x – відстань від сусіднього пристрою, w_1, w_2, w_3 – вагові коефіцієнти, причому $w_1 + w_2 + w_3 = 1$.

Для перевірки методу було використано дискретно-подійний симулятор OMNeT++ 6.3.0 з модулем Castalia [3]. Оцінка ефективності запропонованої моделі маршрутизації проводилася шляхом порівняння показника коефіцієнта успішної доставки пакетів (PDR). Порівняння запропонованого протоколу маршрутизації здійснювалось із протоколом для сенсорних мереж LBDD. Обидва протоколи порівнювались при різних швидкостях руху мобільного хабу, зокрема було обрано значення: 5 м/с, 7 м/с та 10 м/с. Симуляції виконувалися в середовищі OMNeT++ з однаковими початковими умовами: мережа з 50 статичних сенсорних вузлів у квадратній області 1000×1000 м, координаційна область у формі хреста з шириною гілок 200 м, початкова енергія вузлів 20 Дж, генерація пакетів з експоненціальним інтервалом (середнє 2 с), розмір пакета 512 біт.

На рисунку 2 представлено залежність PDR від швидкості руху хабу. При швидкості 5 м/с PDR запропонованої моделі становить 94%, тоді як у LBDD – 88%. При 7 м/с значення знижуються відповідно до 91% та 84%. При швидкості 10 м/с PDR запропонованої моделі падає до 87%, а LBDD – до 81%. Різниця пояснюється наявністю багатопляхового дерева та зворотного маршруту, що дозволяє швидше адаптуватися до зміни позиції хабу, тоді як LBDD чутливіший до віддалення sink від фіксованої лінії, що призводить до більших втрат пакетів при високих швидкостях (рис. 1).

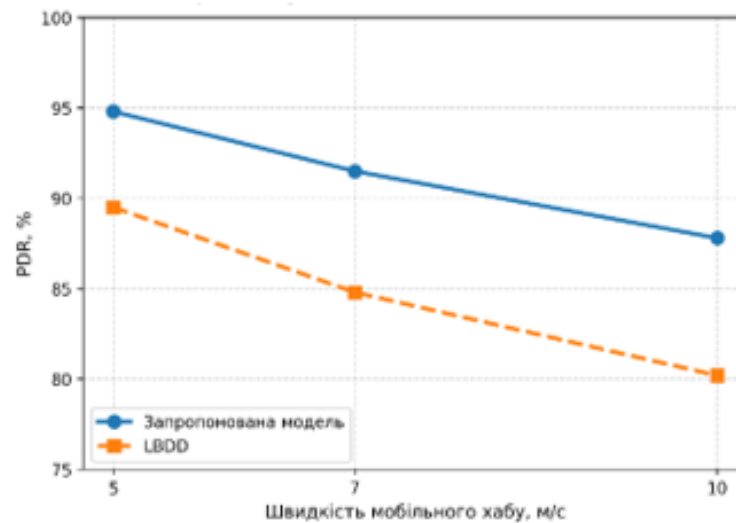


Рисунок 1 – Залежність PDR від швидкості руху хабу

Висновки: Запропонований метод маршрутизації досить ефективно вирішує проблему «гарячих точок» та забезпечує стабільні показники доставки даних в умовах високої мобільності базової станції. Використання хрестоподібної координаційної зони у поєднанні з багатопрохідним деревом дозволяє рівномірно розподіляти енергетичне навантаження, що робить цей підхід перспективним для систем екологічного моніторингу та промислової автоматизації.

ПЕРЕЛІК ПОСИЛАНЬ

1. Branco, H. M. G. C., Oleskovicz, M., Cury, D. V., & Delbem, A. C. B. (2018). Multiobjective optimization for power quality monitoring allocation considering voltage sags in distribution systems. *Int. J. Electr. Power Energy Syst.*, 97, 1–10.
2. Bottura, F. B., & Oleskovicz, M. (2023). Optimal allocation of power quality monitors considering short-duration voltage variations and parallel harmonic resonance conditions in power distribution systems. *Int. J. Electr. Power Energy Syst.*, 144, Article 108580
3. OMNeT++. (n.d.). OMNeT++ Discrete Event Simulator. <https://omnetpp.org/>

ДОДАТОК Б

(обов'язковий)

Презентація до захисту кваліфікаційної роботи

Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Студент групи КІ2м-24-1, **Дмитро ДІДИК**

1

Керівник: ДФ **Юрій Войчур**

Хмельницький
2026

Об'єкт, предмет, метадослідження

2

- Метою кваліфікаційної роботи магістра є підвищення успішної доставки пакетів та часу життя безпроводної сенсорної мережі, шляхом розробки методу маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.
- Об'єктом дослідження є процеси маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції
- Предметом дослідження є методи, засоби та протоколи маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції.

Наукова новизна

3

- набув подальшого розвитку метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, який відрізняється від відомих передачею даних по дереву маршрутизації, яке починається від граничних пристроїв і сходиться до центрального кореня, що дозволило підвищити показник успішної доставки пакетів на 5-9 %, а час життя мережі – на 25-29 % в залежності від швидкості руху мобільного хаба.
- удосконалено процес передачі даних від джерела до хабу шляхом вибору наступного пристрою на основі модифікованого коефіцієнта локації, який, на додаток до залишкової енергії сусіда та відстані до цільової точки, враховує якість радіоканалу, що дозволило підвищити стійкість до інтерференції та втрат пакетів у реальних умовах бездротового середовища.

Виклики та актуальність дослідження

4

Стрімкий розвиток Інтернету речей (IoT)

- IoT — одна з найбільш динамічних технологій сучасності
- З'єднує мільярди фізичних пристроїв у єдину цифрову екосистему
- За оцінками аналітичних агентств (IDC, Gartner, Statista): до 2025–2030 років кількість підключених пристроїв перевищить **50–75 млрд одиниць**
- Значна частина — низькоенергетичні сенсорні вузли в **бездротових сенсорних мережах (WSN)**
- WSN забезпечують збір даних у реальному часі з навколишнього середовища

Виклики сучасних IoT-мереж

- Високе енергоспоживання сенсорних вузлів
- Обмежений термін служби батарей (неможливість частотої заміни)
- Проблема гарячих точок (hotspot) поблизу базових станцій
- Зниження надійності доставки даних при мобільності збирача інформації (sink/hub)
- Суперечність: зростання обсягу даних ↔ обмежені ресурси пристроїв

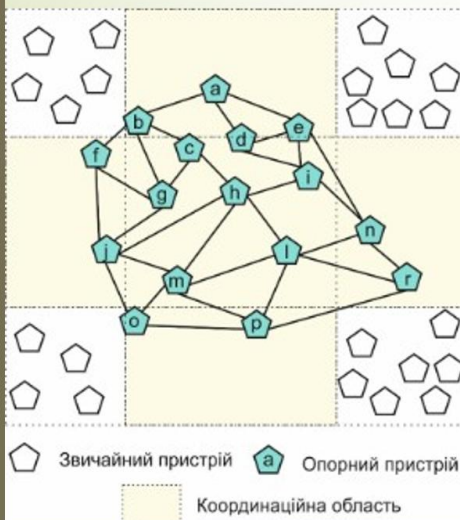
5

Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції



6

Процес кластеризації пристроїв у координаційній області



Показник ступеня зв'язності вузла

$$degree(n) = |DNBR(n)|$$

де $DNBR(n)$ – множина сусідів пристрою n . Ініціатор m обирається як $\arg \max_n degree(n)$ серед пристроїв з залишковою енергією $RE_n > RE_{th}$.

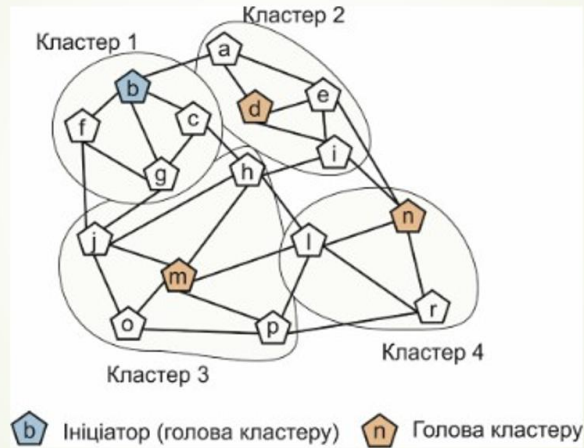
Серед усіх сусідів ініціатора обчислюється показник спільної суміжності з кожним потенційним кандидатом:

$$z \in X(m): |X(m) \cap X(z)|,$$

де m – поточний пристрій, $X(m)$ – множина однохопових сусідів (one hop) для пристрою m , z – один із сусідів m , який розглядається як потенційний партнер для розширення кластера

Процес кластеризації пристроїв у координаційній області

7



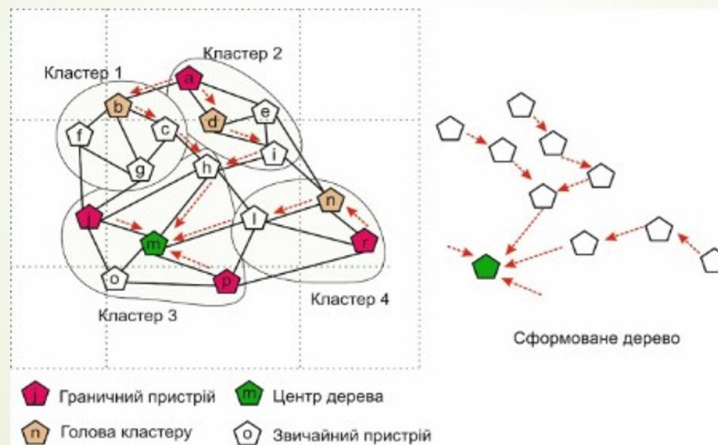
Формування координаційної області із опорних пристроїв

Процес побудови дерева

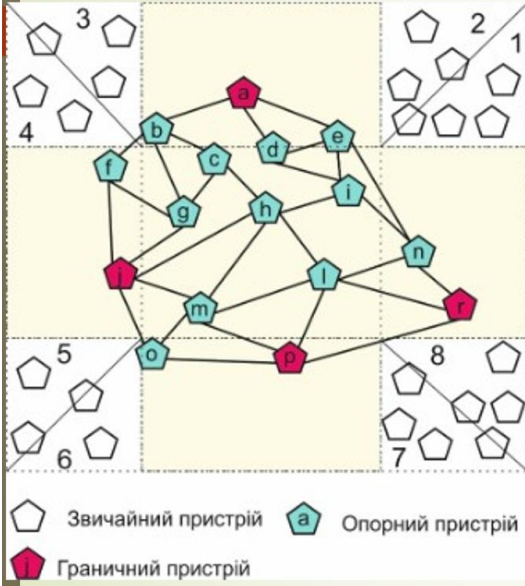
8

Визначення кореневого вузла

$$root = \operatorname{argmin}_{CH_i} d\left(CH_i, \left(\frac{A_{max}}{2}, \frac{B_{max}}{2}\right)\right),$$



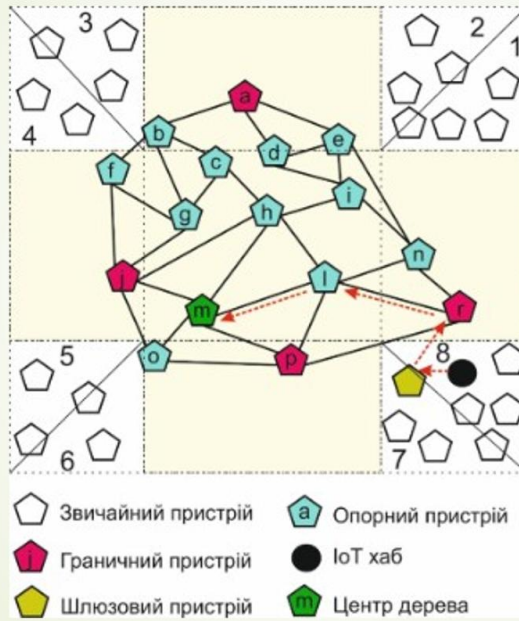
Виявлення розташування IoT-пристроїв



Перший квадрант $X > 0, Y > 0 \rightarrow \varphi = \mu$	$0 < \varphi < \pi/4$ – перший сектор Правий граничний пристрій Цільова точка (a, t)
Другий квадрант $X < 0, Y > 0 \rightarrow \varphi = \pi - \mu$	$\pi/4 < \varphi < \pi/2$ – другий сектор Верхній граничний пристрій Цільова точка (s, b)
Третій квадрант $X < 0, Y < 0 \rightarrow \varphi = \pi + \mu$	$\pi/2 < \varphi < 3\pi/4$ – третій сектор Верхній граничний пристрій Цільова точка (s, b)
Четвертий квадрант $X > 0, Y < 0 \rightarrow \varphi = 2\pi - \mu$	$3\pi/4 < \varphi < \pi$ – четвертий сектор Лівий граничний пристрій Цільова точка (a, t)
	$\pi < \varphi < 5\pi/4$ – п'ятий сектор Лівий граничний пристрій Цільова точка (a, t)
	$5\pi/4 < \varphi < 3\pi/2$ – шостий сектор Нижній граничний пристрій Цільова точка (s, b)
	$3\pi/2 < \varphi < 7\pi/4$ – сьомий сектор Нижній граничний пристрій Цільова точка (s, b)
	$7\pi/4 < \varphi < 2\pi$ – восьмий сектор Правий граничний пристрій Цільова точка (a, t)

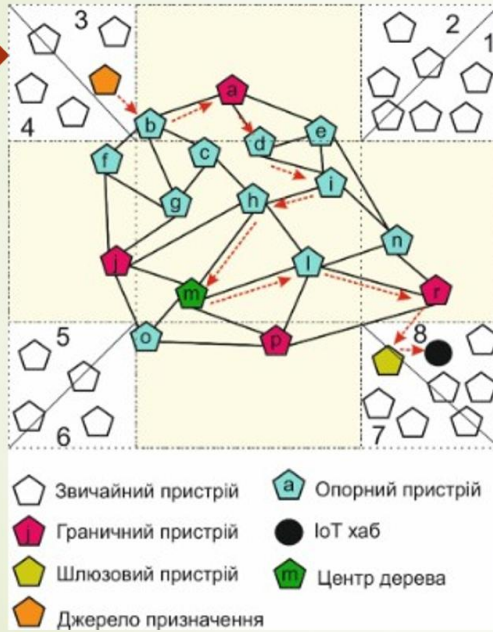
Управління мобільним IoT-хабом

10



Передача даних від джерела до хаба

11



Локаційний коефіцієнт

$$\varepsilon(x) = w_1 \cdot \overline{R}_x + w_2 \cdot \overline{LQ}_x - w_3 \cdot D_x$$

де \overline{R}_x – нормалізований рівень енергії,
 \overline{LQ}_x – нормалізований рівень якості
 сигналу, D_x – відстань від сусіднього
 пристрою, w_1, w_2, w_3 – вагові
 коефіцієнти, причому $w_1 + w_2 + w_3 = 1$

Наступний пристрій для передачі
 даних обирається як той, що має
 максимальне значення коефіцієнтів
 локації :

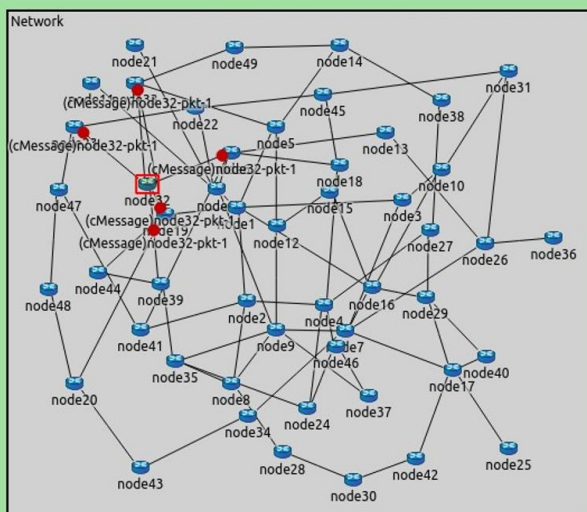
$$ndev_k = arg \max_{x \in DNBR(k)} \varepsilon(x)$$

Симуляція пропнованого методу в OMNeT++

12

Створена мережа в процесі симуляції

Параметри симуляції



```
[General]
network = RendezvousNetwork
sim-time-limit = 200s
repeat = 10
```

```
[Config Baseline]
** numNodes = 50
** fieldX = 100m
** fieldY = 100m
** node[*].ResourceManager.initialEnergy =
20J
** node[*].Routing.typename =
"RendezvousRouting"
** node[*].Routing.rendWidth = 20m
** node[*].MAC.typename = "TunableMAC"
** hub.mobility.typename = "GaussMobility"
```

```
[Config SpeedSweep]
extends = Baseline
** hub.mobility.speed = ${speed = 5.7, 10}mps
```

Показники, які оцінювались

13

Коефіцієнт успішної доставки пакетів (Packet Delivery Ratio, PDR). Цей показник відображає відсоткове співвідношення кількості пакетів, успішно доставлених до мобільного IoT-хабу, до загальної кількості пакетів, згенерованих джерелами даних.

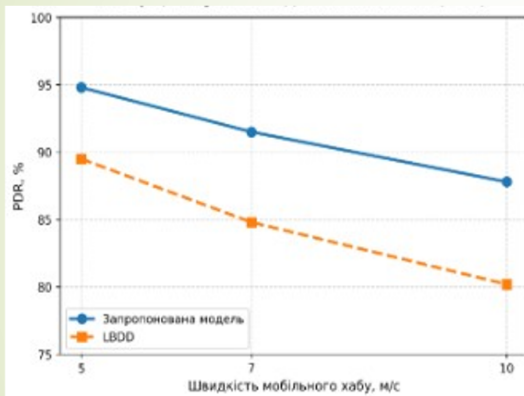
$$PDR = \left(\frac{N_{received}}{N_{send}} \right) \times 100\%$$

Час життя мережі (Network Lifetime), який визначається як період часу від початку роботи мережі до моменту, коли перший пристрій вичерпує свій енергетичний ресурс або коли мережа втрачає зв'язність (наприклад, більше 20–30 % вузлів стають недоступними).

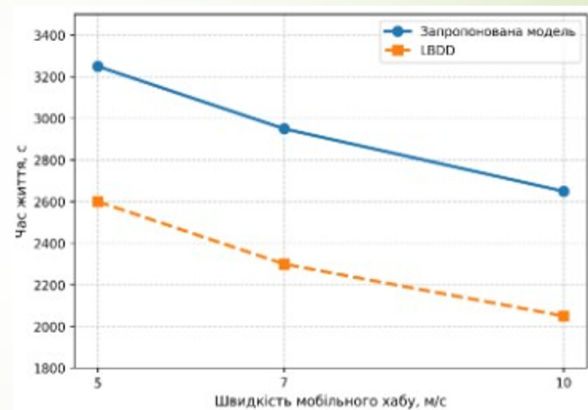
$$T_{lifetime} = \min \left\{ t \geq 0 \mid \frac{k(t)}{N} > \rho \right\}$$

Результати експерименту

14



Залежність PDR від швидкості руху хабу



Залежність часу життя мережі від швидкості руху хабу

Висновки

15

- 1. Проаналізовано теоретичну базу:** Досліджено основні поняття функціонування бездротових сенсорних мереж
- 2. Розроблено модель маршрутизації з мобільною станцією:** Запропоновано архітектуру мережі, що базується на створенні центральної координаційної області у формі «хреста» з використанням кластеризації опорних вузлів.
- 3. Обґрунтовано умови та енергетичну модель:** Визначено початкові обмеження системи та впроваджено енергетичну модель на основі класичної радіомоделі першого порядку для оцінки витрат ресурсів.
- 4. Сформовано метод передачі даних для ресурсообмежених мереж:** Інтегровано географічне позиціонування вузлів та багатошляхову структуру дерева маршрутизації.
- 5. Забезпечено адаптацію до мобільності:** Розроблено механізми оперативної перебудови маршрутів у реальному часі відповідно до переміщення мобільного IoT-хабу.
- 6. Проведено експериментальну апробацію:** За допомогою моделювання в середовищі OMNeT++ виконано порівняльний аналіз розробленого протоколу з відомими рішеннями (LEACH, LBDD, SEAD, TTDD).
- 7. Підтверджено ефективність розробки:** Доведено перевагу методу за ключовими показниками:

16

Дякую за увагу!

Зав. кафедри КПС
д-р. філософії Ользі ПАВЛОВІЙ

Дмитра ДІДИКА

ПІБ здобувача вищої освіти

ФІТ, 2 курсу, групи КІ2М-24-1

ЗАЯВА

З правилами чинного Положення про систему забезпечення академічної доброчесності у Хмельницькому національному університеті, згідно з яким виявлення академічного плагіату є підставою для відмови в допуску кваліфікаційної роботи до захисту і застосування заходів академічної відповідальності, ознайомлений (а). Про використання спеціалізованих програмних засобів (СПЗ) StrikePlagiarism та Anti-Plagiarism для перевірки кваліфікаційних робіт здобувачів вищої освіти на наявність академічного плагіату оповіщений (а). Надаю університету право на передачу моєї роботи для обробки та збереження в базах даних СПЗ і використання роботи для виявлення академічного плагіату в інших роботах, які перевіряються СПЗ.

Також надаю свою згоду на обробку й збереження університетом моєї роботи в Інституційному репозитарії Хмельницького національного університету.

Робота надається для перевірки в електронному варіанті. Електронна версія моєї роботи збігається (ідентична) з друкованою.

12 квітня 2026 року



Протокол аналізу звіту подібності експертом

Заявляю, що я ознайомився (-лась) з Повним звітом подібності, який був згенерований Системою виявлення і запобігання плагіату щодо роботи:

Автор: Дмитро ДІДИК

Співавтор:

Назва: Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Експерт: Юрій ВОЙЧУР

Підрозділ: Кафедра комп'ютерної інженерії та інформаційних систем

Коефіцієнт подібності 1: 9.15%

Коефіцієнт подібності 2: 3.1%

Мікропробіли: 3

Заміна букв: 2

Інтервали: 0

Білі знаки: 6

Дата створення звіту: 2026-04-13 13:33:03.0

Після аналізу Звіту подібності констатую наступне:

Запозичення, виявлені в роботі є законними і не є плагіатом. Рівень подібності не перевищує допустимої межі. Таким чином робота незалежна і приймається.

Запозичення не є плагіатом, але перевищено граничне значення рівня подібностей. Таким чином робота повертається на доопрацювання.

Виявлено запозичення і плагіат або навмисні текстові спотворення (маніпуляції), як передбачувані спроби укриття плагіату, які роблять роботу невідповідною вимогам законодавства (Ст. 32. ЗУ Про вищу освіту, пункт 3.1, Ст. 42. ЗУ Про освіту) та вимог НАЗЯВО (Критерій 5), а також кодексу етики і процедур. Таким чином робота не приймається.

Обґрунтування:

2026-04-13

Дата



Доцент Андрій Нічепорук

експерт

РЕЦЕНЗІЯ НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ МАГІСТРА

Здобувач: Дмитро ДІДИК

Тема: Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Спеціальність: 123 «Комп'ютерна інженерія»

Обсяг кваліфікаційної роботи магістра:

Кількість листів креслень —; кількість сторінок записки 84

1. Короткий зміст роботи та прийнятих рішень У роботі запропоновано систему профілювання вразливостей при керуванні розумним будинком

2. Висновок про відповідність роботи дипломному завданню Кваліфікаційна робота магістра відповідає виданому завданню

3. Характеристика виконання кожного розділу, ступінь використання останніх досягнень науки і техніки і передових методів роботи: У першому розділі розглянуто основні поняття та процес функціонування безпроводних сенсорних мережах, досліджено відомі методи та протоколи маршрутизації даних. У другому розділі було запропоновано модель маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції. У межах третього розділу представлено метод маршрутизації для безпроводних сенсорних мереж Інтернету речей з обмеженими ресурсами, адаптований до роботи з мобільною базовою станцією. У четвертому розділі виконано аналіз ефективності запропонованого методу маршрутизації порівняно із існуючими підходами, розглянуто використання дискретно-подійного симулятора OMNeT++, здійснено оцінку ефективності запропонованого методу.

4. Позитивні сторони роботи: Запропоновано метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції, що дозволяє підвищити показник успішної доставки пакетів на 5-9 %, а час життя мережі – на 25-29 %.

5. Негативні сторони роботи: Водночас запропонований підхід характеризується підвищеною складністю реалізації та додатковими накладними витратами на організацію кластеризації і підтримку багатошляхової маршрутизації, що може знижувати його ефективність у мережах з дуже обмеженими ресурсами.

6. Оцінка графічного оформлення та пояснювальної записки роботи: —

7. Відгук про роботу в цілому: В загальному робота виконана на достатньому рівні.

8. Інші зауваження: —

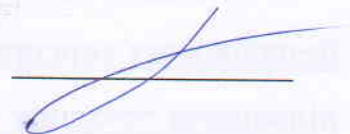
9. Оцінка кваліфікаційної роботи магістра:

Розглянувши позитивні та негативні сторони представленої кваліфікаційної роботи магістра вважаю, що робота заслуговує оцінки «добре» 75.00 (С)

Рецензент (прізвище, ім'я, по батькові, посада, місце роботи) —

Бедратюк Л.П., зав. кафедри ІІІЗ ХМУ

“ 30 квітня ” 2026р.



РІШЕННЯ ЕКСПЕРТНОЇ КОМІСІЇ

КАФЕДРИ КОМП'ЮТЕРНОЇ ІНЖЕНЕРІЇ ТА ІНФОРМАЦІЙНИХ СИСТЕМ ПРО ДОПУСК КВАЛІФІКАЦІЙНОЇ РОБОТИ ДО ЗАХИСТУ

Назва кваліфікаційної роботи Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції

Автор Дмитро ДІДИК

Освітня програма Комп'ютерна інженерія та програмування

Рівень вищої освіти другий (магістерський)

Спеціальність 123 Комп'ютерна інженерія

Науковий керівник: ДФ Юрій ВОЙЧУР

На основі аналізу кваліфікаційної роботи на дотримання вимог академічної доброчесності (у т.ч. відсутності ознак академічного плагіату) з урахуванням результатів перевірки роботи спеціалізованим програмним засобом(ами) комісія зробила такий висновок:

№	Висновок	Позначка про відповідність
1	Ознаки академічного плагіату	
1.1	Запозичення, виявлені в роботі, є законними і не є академічним плагіатом (далі – зазначаються підстави віднесення запозичень до правомірних, якщо потрібно). Робота приймається до захисту.	відповідає
1.2	Виявлені запозичення не є академічним плагіатом, розміщені в розділах, які не описують безпосередньо авторське дослідження, але кількість цитат перевищує обсяг, виправданий поставленою метою роботи (далі – зазначаються детальні та аргументовані підстави віднесення запозичень до правомірних). Робота приймається до захисту, але має бути відкоригована.	
1.3	Виявлені запозичення не є академічним плагіатом, але частково розміщені в розділах, які описують безпосередньо авторське дослідження, а кількість цитат перевищує обсяг, виправданий поставленою метою роботи. Робота може бути допущена до захисту після того як буде відкоригована та доопрацьована і успішно пройде повторну перевірку на академічний плагіат.	
1.4	Робота містить навмисні текстові спотворення, передбачувані спроби укриття текстових запозичень або інші прояви академічного плагіату. Робота містить фабрикацію або фальсифікацію даних. Робота не допускається до захисту.	
2	Інші види порушень академічної доброчесності	

Підтвердження:

Запозичення, виявлені в роботі, є законними і не є плагіатом, оскільки:

- 1) усі запозичення фрагментарні, або мають належним чином оформленні посилання;
- 2) окремі виявлені збіги є загальноживаними фразами або виразами, про що свідчить посилання системи на збіг з джерелами на один фрагмент речення;
- 3) всі зафіксовані системою ознаки модифікації тексту відносяться до комбінування латинських символів зі україномовними скороченнями індексів в формулах, що не є модифікацією тексту.
- 4) значна частина знайденого плагіату відноситься до списку використаних джерел


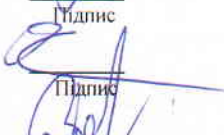
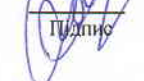
Сумарний обсяг всіх запозичень, визначений системою виявлення збігів/ ідентичності/схожості StrikePlagiarism, складає 9,15% і адресується до 35 першоджерел; та системою Anti-Plagiarism складає 1%, що, з урахуванням наведених обґрунтувань, відповідає характеру наукового дослідження і свідчить на користь кваліфікаційної роботи.

15.12.2025

Завідувач кафедри

Гарант освітньої програми

Керівник кваліфікаційної роботи


Підпис

Підпис

Підпис

Ольга ПАВЛОВА

Ім'я, ПРІЗВИЩЕ

Олег САВЕНКО

Ім'я, ПРІЗВИЩЕ

Юрій ВОЙЧУР

Ім'я, ПРІЗВИЩЕ

Tue Apr 14 08:40:49 EEST 2026, Медзатий Дмитро Миколайович, Хмельницький національний університет, ХНУ

Anti-Plagiarism (<http://ap.km.ua>) v-15.701

Максимальне співпадіння з одним документом 1.0%

Словники перевірки: en_US, ru_RU, ua_UA. **Помилоч в документах: 9%**

ID: 270444 Назва: МКР Метод маршрутизації даних у безпроводних сенсорних мережах на основі мобільної базової станції Додано в БД: 2026-04-14 Автора: Дмитро ДІДИК Керівники: Юрій ВОЙЧУР Консультанти: Опоненти:	Документ		Сумарний збіг по Базі Даних	
	Символи	Лексеми	Символи	Лексеми
	117077	749	1996 (2%)	17 (2%)

Джерело плагіату

ID	Опис	Наявність плагіату в документі	
		Символи	Лексеми