

НАЦІОНАЛЬНА АКАДЕМІЯ НАУК УКРАЇНИ
ІНСТИТУТ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ І ГЛОБАЛЬНОГО ІНФОРМАЦІЙНОГО
ПРОСТОРУ

Кваліфікаційна наукова
праця на правах рукопису

ЗАЙЦЕВА ЛІЛІЯ ІГОРІВНА

УДК 004.415.3: 004.7(043)

ДИСЕРТАЦІЯ

**ІНФОРМАЦІЙНА ТЕХНОЛОГІЯ ПІДВИЩЕННЯ ДОСТОВІРНОСТІ
ПЕРЕДАЧІ ІНФОРМАЦІЇ НА ОСНОВІ КАСКАДНИХ КОНСТРУКЦІЙ
КОРИГУВАЛЬНИХ КОДІВ**

122 – «Комп'ютерні науки»

Галузь знань 12 – Інформаційні технології

Подається на здобуття наукового ступеня доктора філософії

Дисертація містить результати власних досліджень. Використання ідей, результатів і текстів інших авторів мають посилання на відповідне джерело



Лілія ЗАЙЦЕВА

Науковий керівник:

Трофимчук Олександр Миколайович,

член-кореспондент Національної академії наук України,

доктор технічних наук, професор

Київ – 2026

Декларація про використання інструментів ШІ

Під час підготовки рукопису автор використовувала інструменти штучного інтелекту ChatGPT (OpenAI, модель GPT-5) на етапах підготовки допоміжних текстових матеріалів. Засоби штучного інтелекту були використані під час стилістичного доопрацювання тексту та структуризації у розділах вступу, аналізу літературних даних, методики дослідження.

Перевірка результатів, отриманих із використанням інструментів штучного інтелекту, здійснювалася шляхом ручного редагування тексту з урахуванням наукового змісту роботи та вимог до написання.

Використання інструментів штучного інтелекту не вплинуло на зміст отриманих наукових результатів і не змінило висновків дослідження. Вплив таких інструментів обмежувався допомогою в мовному та структурному доопрацюванні рукопису.



Лілія ЗАЙЦЕВА

АНОТАЦІЯ

Зайцева Л.І. Інформаційна технологія підвищення достовірності передачі інформації на основі каскадних конструкцій коригувальних кодів. — Кваліфікаційна наукова праця на правах рукопису.

Дисертація на здобуття наукового ступеня доктора філософії за спеціальністю 122 «Комп'ютерні науки». — Інститут телекомунікацій і глобального інформаційного простору Національної академії наук України, Київ, 2026.

Дисертаційна робота присвячена дослідженню актуальних питань підвищення ефективності функціонування безпроводових засобів передачі даних та забезпечення достовірності інформації в умовах апіорної невизначеності шляхом розроблення методів структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів з використанням нейронних мереж.

У сучасних безпроводових системах передачі даних проблема забезпечення високої достовірності інформації є однією з ключових, оскільки процес передавання відбувається в умовах впливу різноманітних завад, багатопроменевого поширення сигналів, завмирань, зміни характеристик каналу зв'язку та обмеженого енергетичного ресурсу мобільних пристроїв. Для підвищення ефективності функціонування таких систем застосовуються комплексні технології підвищення завадостійкості, серед яких найбільшого поширення набули методи адаптивного кодування та модуляції, технології ортогонального частотного мультиплексування (OFDM), багатоантенні системи передачі MIMO (Multiple Input Multiple Output), а також методи розширення спектра сигналів.

Одним із основних напрямів підвищення надійності передачі цифрової інформації є використання завадостійкого кодування, яке забезпечує можливість виявлення та виправлення помилок, що виникають у процесі проходження сигналу через канал зв'язку. На сучасному етапі розвитку телекомунікаційних систем найбільш поширеними кодовими конструкціями є турбо коди, коди з низькою щільністю перевірок на парність (LDPC-коди — Low Density Parity

Check Codes) та полярні коди. Зазначені кодові конструкції характеризуються високою коригувальною здатністю та дозволяють наблизити ефективність передачі інформації до теоретичної межі Шенона.

Турбо коди базуються на використанні каскадного з'єднання декількох простих кодів із застосуванням ітераційного декодування та обміну м'якою інформацією між декодерами. Їх основною перевагою є висока енергетична ефективність при роботі в умовах значного рівня шумів. LDPC-коди використовують розріджені матриці перевірок на парність та графове представлення структури коду, що дозволяє реалізовувати ефективні алгоритми декодування з використанням методів поширення довіри. Полярні коди, у свою чергу, забезпечують можливість досягнення пропускну здатності каналу при збільшенні довжини кодового слова та активно застосовуються у сучасних стандартах мобільного зв'язку.

Для забезпечення стабільної роботи безпроводових систем у змінних умовах каналу використовуються методи адаптації параметрів кодових конструкцій. Основна ідея адаптивного кодування полягає у динамічній зміні характеристик коду відповідно до поточного стану каналу зв'язку. До таких параметрів можуть належати швидкість кодування, довжина кодового слова, структура перевірконої матриці LDPC-коду, параметри перемежувача турбо коду, кількість ітерацій декодування та інші характеристики.

Разом з тим, аналіз сучасних досліджень показує, що значна частина існуючих методів адаптації базується на використанні традиційних ітераційних числових алгоритмів оптимізації. Такі методи, як правило, спрямовані на налаштування одного або декількох окремих параметрів кодової конструкції, наприклад, вибір оптимальної швидкості кодування або кількості ітерацій декодування. При цьому структура самого коду залишається незмінною, що обмежує можливості адаптації до складних і динамічно змінних умов завадового середовища.

Недостатньо дослідженим напрямом залишається застосування структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів із використанням методів

штучного інтелекту, зокрема нейронних мереж. Використання нейромережових підходів дозволяє здійснювати аналіз характеристик каналу зв'язку, прогнозувати рівень завадового впливу та автоматично формувати оптимальну структуру кодової конструкції. Такий підхід дає можливість адаптувати не лише окремі параметри коду, а й змінювати його внутрішню структуру відповідно до поточних умов передачі інформації.

Таким чином, актуальним завданням є розроблення методів структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів на основі нейронних мереж, що дозволить підвищити достовірність передачі інформації, зменшити ймовірність виникнення помилок та забезпечити більш ефективне функціонування сучасних безпроводових систем зв'язку.

Отже, дисертаційне дослідження присвячене вирішенню актуальної науково-технічної задачі, яка має важливе значення для розвитку сучасних систем безпроводової передачі даних. Її вирішення полягає у підвищенні рівня достовірності інформації шляхом створення методів структурної адаптації кодових конструкцій турбо кодів та LDPC-кодів із застосуванням нейромережових технологій в умовах невизначеності характеристик каналу зв'язку.

У межах дисертаційного дослідження об'єктом є процеси кодування та подальшої обробки інформаційних потоків у безпроводових каналах зв'язку, а предметом – методи підвищення достовірності передачі даних у безпроводових системах зв'язку.

Отже, мета дисертаційного дослідження полягає у підвищенні ефективності функціонування безпроводових систем передачі даних в умовах впливу завад шляхом розроблення методів структурної адаптації кодових конструкцій із використанням технологій нейронних мереж.

Для поставленої мети слід розв'язати наступні задачі:

- 1) Дослідити сучасний стан систем безпроводової передачі даних, визначити основні фактори, що спричиняють зростання рівня помилок при

передаванні інформації, а також розглянути та узагальнити існуючі методи зменшення похибок у сучасних безпроводових телекомунікаційних системах.

2) Розробити метод корекції параметрів логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж.

3) Розробити метод структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі.

4) Розробити метод вибору множин кодових конструкцій, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, при впливі шумів та навмисних завад.

В першому розділі дисертації проведено дослідження сучасного стану систем безпроводової передачі даних, визначено основні фактори, що спричиняють зростання рівня помилок при передаванні інформації, а також розглянуто та узагальнено існуючі методи зменшення похибок у сучасних безпроводових телекомунікаційних системах.

В другому розділі дисертації на основі аналізу методів завадостійкого кодування та декодування вперше розроблено метод корекції параметрів логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж.

На відміну від існуючих методів та алгоритмів, цей метод передбачає, що враховано принцип структурних особливостей конкатенацій турбо кодів, використання параметра невизначеності декодуванням та нейронних мереж для розрахунку вихідних логарифмічних відношень функцій правдоподібності. Ефект від впровадження запропонованого методу полягає у підвищенні коригуючої здатності кодових конструкцій паралельного та послідовного турбо коду, і як наслідок, достовірності передачі інформації в умовах впливу завад різного походження, при цьому енергетичний виграш кодування становить 0,1..0,3 дБ в порівнянні із методами, які використовують класичні алгоритми BCJR.

В третьому розділі дисертаційного дослідження проведено дослідження методів кодування/декодування турбо кодів та LDPC-кодів, і за результатами

аналізу вперше запропоновано метод структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі.

Сутність методу полягає у використанні ітеративних кодів з «м'якими» рішеннями, структурної адаптації за рахунок використання показника невизначеності декодування та графової нейронної мережі. Основною особливістю методу є застосування результатів декодування як зворотного інформаційного впливу для визначення оптимальної конфігурації кодової конструкції. Це дозволяє враховувати поточний стан каналу передачі, рівень завад та ймовірність помилкового приймання інформаційних символів. При цьому здійснюється вибір між різними варіантами каскадного об'єднання кодів, що забезпечує підвищення ефективності використання надлишковості та зменшення ймовірності виникнення не виправлених помилок.

Відмінність запропонованого методу від існуючих, що визначає його наукову новизну, полягає у використанні механізму структурної адаптації комбінованої завадостійкої системи кодування, яка забезпечує динамічний вибір структури обробки інформаційного потоку залежно від результатів попереднього декодування. На відміну від традиційних підходів, де параметри кодера та декодера задаються заздалегідь і залишаються незмінними протягом процесу передачі, запропонований метод передбачає адаптивну зміну структури паралельної та послідовної конкатенації турбо кодів і LDPC-кодів.

Ефект від впровадження полягає в підвищенні достовірності передачі інформації в умовах завад та апіорної невизначеності параметрів каналу зв'язку за рахунок адаптивного вибору структури завадостійкого кодування. Це забезпечується динамічною зміною конфігурації паралельної та послідовної конкатенації турбо- та LDPC-кодів залежно від результатів декодування, що дозволяє ефективніше використовувати надлишковість коду та зменшити ймовірність виникнення не виправлених помилок. Додатково ефект полягає у зниженні обчислювальної складності процесу декодування за рахунок використання графової нейронної мережі. У результаті досягається покращення енергетичної ефективності системи передачі даних, підвищення швидкості

обробки інформаційних потоків та розширення області працездатності системи в умовах низького співвідношення сигнал/шум.

В четвертому розділі дисертації проведено отримання аналітичних залежностей для розрахунку пропускної здатності дискретно-неперервного каналу передачі даних із кодовими конструкціями при впливі шумів та навмисних завад. За результатами аналізу вдосконалено метод вибору множин кодових конструкцій для дискретно-неперервного каналу із ймовірнісними кодами.

Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в тому, що запропонований метод базується на нових аналітичних співвідношеннях для розрахунку пропускної спроможності дискретно-неперервного каналу зв'язку із ймовірнісними кодами, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, з урахуванням впливу шуму та навмисних завад.

Ефект від впровадження розробленого методу полягає у виборі кодових конструкцій, погоджених з характеристиками кодів та навмисних завад. Застосування отриманих кодових конструкцій дало енергетичний виграш 0,25-1,25 дБ при однаковій пропускній здатності при впливі різних видів навмисних завад.

Практична цінність запропонованих рішень в тому, що застосування цих рішень дозволяє отримати нову інформаційну технологією структурної адаптації каскадних кодів з використанням нейронних мереж.

Ключові слова: достовірність інформації, безпроводові системи телекомунікацій, турбо код, LDPC-код, полярний код, адаптація, алгоритми декодування, нейронні мережі, функції правдоподібності.

ANNOTATION

Zaitseva L.I. Information technology for increasing the reliability of information transmission based on cascading constructions of correction codes. – Qualification scientific work in the form of a manuscript.

Dissertation for the degree of Doctor of Philosophy in specialty 122 "Computer Science". – Institute of Telecommunications and Global Information Space of the National Academy of Sciences of Ukraine, Kyiv, 2026.

The dissertation is devoted to the study of topical issues of increasing the efficiency of wireless data transmission and ensuring the reliability of information in conditions of a priori uncertainty by developing methods for structural adaptation of turbo codes and LDPC codes using neural networks.

In modern wireless data transmission systems, the problem of ensuring high reliability of information is one of the key ones, since the transmission process occurs under the influence of various interferences, multi-path propagation of signals, fading, changes in the characteristics of the communication channel and limited energy resources of mobile devices. To increase the efficiency of the functioning of such systems, complex technologies for increasing noise immunity are used, among which the most widespread are adaptive coding and modulation methods, orthogonal frequency division multiplexing (OFDM) technologies, multi-antenna MIMO (Multiple Integral Multiple Input Multiple Output), as well as methods for expanding the signal spectrum.

One of the main directions of increasing the reliability of digital information transmission is the use of noise-resistant coding, which provides the ability to detect and correct errors that occur during the signal's passage through the communication channel. At the current stage of development of telecommunication systems, the most common code structures are turbo codes, low-density parity check codes (LDPC codes – Low Density Parity Check Codes) and polar codes. These code structures are characterized by high corrective ability and allow the efficiency of information transmission to approach the theoretical Shannon limit.

Turbo codes are based on the use of a cascade connection of several simple codes using iterative decoding and soft information exchange between decoders. Their main advantage is high energy efficiency when operating in conditions of significant noise levels. LDPC codes use sparse parity check matrices and a graph representation of the code structure, which allows implementing efficient decoding algorithms using trust propagation methods. Polar codes, in turn, provide the ability to achieve channel throughput with increasing codeword length and are actively used in modern mobile communication standards.

To ensure stable operation of wireless systems in variable channel conditions, methods of adapting the parameters of code structures are used. The main idea of adaptive coding is to dynamically change the characteristics of the code in accordance with the current state of the communication channel. Such parameters may include the coding rate, the length of the codeword, the structure of the LDPC code check matrix, and the parameters of the interleaver turbo code, number of decoding iterations and other characteristics.

However, the analysis of modern research shows that a significant part of the existing adaptation methods is based on the use of traditional iterative numerical optimization algorithms. Such methods are usually aimed at adjusting one or more individual parameters of the code structure, for example, choosing the optimal encoding speed or the number of decoding iterations. At the same time, the structure of the code itself remains unchanged, which limits the possibilities of adaptation to complex and dynamically changing conditions of the interference environment.

An insufficiently explored direction remains the application of structural adaptation of turbo codes and LDPC codes using artificial intelligence methods, in particular neural networks. The use of neural network approaches allows analyzing the characteristics of the communication channel, predicting the level of interference and automatically forming the optimal structure of the code design. This approach makes it possible to adapt not only individual code parameters, but also to change its internal structure in accordance with the current conditions of information transmission.

Thus, the current task is to develop methods for structural adaptation of turbo codes and LDPC codes based on neural networks, which will increase the reliability of information transmission, reduce the probability of errors, and ensure more efficient functioning of modern wireless communication systems.

Thus, the dissertation research is devoted to solving a topical scientific and technical problem, which is of great importance for the development of modern wireless data transmission systems. Its solution consists in increasing the level of information reliability by creating methods of structural adaptation of code structures of turbo codes and LDPC codes using neural network technologies, which ensures increased reliability and efficiency of data transmission in conditions of uncertainty of the characteristics of the communication channel.

Within the framework of the dissertation research, the object is the processes of encoding and further processing of information flows in wireless communication channels, and the subject is methods of increasing the reliability of data transmission in wireless communication systems.

Therefore, the goal of the dissertation research is to increase the efficiency of wireless data transmission systems under interference conditions by developing methods for structural adaptation of code structures using neural network technologies.

To achieve this goal, the following tasks should be solved:

2) To investigate the current state of wireless data transmission systems, to identify the main factors causing the increase in the error rate during information transmission, and to consider and summarize existing methods for reducing errors in modern wireless telecommunication systems.

2) Develop a method for correcting the parameters of logarithmic ratios of the likelihood functions of turbo decoders code using neural networks.

3) Develop a method for structural adaptation of turbo codes and LDPC codes using a graph neural network.

4) Develop a method for selecting sets of code structures based on decoding by maximum posterior probability, under the influence of noise and intentional interference.

The first section of the dissertation studies the current state of wireless data transmission systems, identifies the main factors that cause an increase in the level of errors in information transmission, and also considers and summarizes existing methods for reducing errors in modern wireless telecommunication systems.

In the second section of the dissertation, based on the analysis of noise-tolerant coding and decoding methods, a method for correcting the parameters of logarithmic ratios of likelihood functions of turbo decoders was first developed. code using neural networks.

Unlike existing methods and algorithms, this method assumes that the principle of structural features of turbo code concatenations, the use of the decoding uncertainty parameter and neural networks for calculating the initial logarithmic ratios of likelihood functions are taken into account . The effect of implementing the proposed method is to increase the corrective ability of code structures of parallel and sequential turbo codes, and as a result, the reliability of information transmission under the influence of interference of various origins, while the coding energy gain is 0.1..0.3 dB compared to methods that use classical BCJR algorithms.

In the third section of the dissertation research, a study of encoding/decoding methods for turbo codes and LDPC codes was conducted, and based on the results of the analysis , a method for structural adaptation of turbo codes and LDPC codes using a graph neural network was proposed.

The essence of the method is the use of iterative codes with "soft" solutions, structural adaptation through the use of the decoding uncertainty indicator and a graph neural network . The main feature of the method is the use of decoding results as feedback information to determine the optimal configuration of the code structure. This allows you to take into account the current state of the transmission channel, the level of interference and the probability of erroneous reception of information symbols. In this case, a choice is made between different variants of cascading codes, which ensures increased efficiency of redundancy use and reduced probability of uncorrected errors.

The difference of the proposed method from the existing ones, which determines its scientific novelty, is the use of the structural adaptation mechanism of the combined noise-tolerant coding system, which provides a dynamic selection of the structure of information stream processing depending on the results of the previous decoding. Unlike traditional approaches, where the parameters of the encoder and decoder are set in advance and remain unchanged during the transmission process, the proposed method provides for an adaptive change in the structure of parallel and sequential concatenation of turbo codes and LDPC codes.

The effect of the implementation is to increase the reliability of information transmission in conditions of interference and a priori uncertainty of the communication channel parameters due to the adaptive choice of the structure of noise-resistant coding. This is ensured by dynamically changing the configuration of parallel and serial concatenation of turbo and LDPC codes depending on the decoding results, which allows more efficient use of code redundancy and reduces the probability of uncorrected errors. Additionally, the effect is to reduce the computational complexity of the decoding process due to the use of a graph neural network. As a result, the energy efficiency of the data transmission system is improved, the speed of information flow processing is increased, and the system's operating range is expanded in conditions of low signal-to-noise ratio.

Dependencies are obtained for calculating the bandwidth of a discrete-continuous data transmission channel with code structures under the influence of noise and intentional interference. Based on the results of the analysis, the method of selecting sets of code structures for a discrete-continuous channel with probabilistic codes is improved.

The difference between the developed method and the existing ones, which determines its novelty, is that the proposed method is based on new analytical relations for calculating the throughput of a discrete-continuous communication channel with probabilistic codes based on decoding by maximum posterior probability, taking into account the influence of noise and intentional interference .

The effect of implementing the developed method is to select code structures that are consistent with the characteristics of the codes and intentional interference. The use of the resulting code structures gave an energy gain of 0.25-1.25 dB at the same bandwidth under the influence of various types of intentional interference.

The practical value of the proposed solutions is that the application of these solutions allows obtaining a new information technology for structural adaptation of cascade codes using neural networks.

Keywords: information reliability, wireless telecommunications systems, turbo code, LDPC code, polar code, adaptation, decoding algorithms, neural networks, likelihood functions.

Список опублікованих праць за темою дисертації

Праці, в яких опубліковані основні наукові результати дисертації:

1. Zaitsev S. Method for Assessing the Reliability of Information Under Conditions of Uncertainty Through the Use of a Priori and a Posteriori Information of the Decoder of Turbo Codes / Zaitsev S., Ryndych Y., Sokorynska N., Zaitseva L., Kurbet P., Horlynskyi B. // *Mathematical Modeling and Simulation of Systems*. – Springer (Lecture Notes in Networks and Systems). – Selected Papers of 17th International Conference, MODS. – 2023. – P. 215-228. (https://doi.org/10.1007/978-3-031-30251-0_17. (Scopus))
2. Zaitsev S. Mathematical Model for Evaluation of Interference Dispersion for 5G Mobile Communication Systems / Zaitsev S., Sokorynska N., Prystupa V., Zaitseva L. // *Information and Communication Technologies and Sustainable Development*. – Springer (Lecture Notes in Networks and Systems). – ICT&SD 2022, vol 809. – 2023. – P. 87-101. https://doi.org/10.1007/978-3-031-46880-3_6. (Scopus)
3. Б.В. Горлинський. Формалізація процесу математичного моделювання адаптивної зміни структури кодів в безпроводових засобах передачі даних / Б.В. Горлинський, С.В. Зайцев, С.П. Казнадій, Л.І. Зайцева // *Екологічна безпека та природокористування*. – 2019. – Вип. 3 (31). – С. 64–78.
4. Сокоринська Н. Метод адаптивного вибору розміру діаграм станів турбокодів у системах 5G та IoT / Н. Сокоринська, Ю. Постернак, Л. Зайцева, О. Руденок // *Технічні науки та технології*. – 2023. – № 2 (32). – С. 249-260. [https://doi.org/10.25140/2411-5363-2023-2\(32\)-249-260](https://doi.org/10.25140/2411-5363-2023-2(32)-249-260)
5. Курбет П. Метод адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів шляхом обходу вузлів просторової решітки / П. Курбет, Л. Зайцева // *Кібербезпека: освіта, наука, техніка*. – 2023. – № 2 (22). – С. 238-248. (<https://doi.org/10.28925/2663-4023.2023.22.238248>)
6. Костюк, А., Зайцев, С., Василенко, В., & Зайцева, Л. (2025). Методи та стратегії UX-дослідження в розробці інтерактивних інтерфейсів. *Екологічна безпека та природокористування*, 55(3), 108–115. <https://doi.org/10.32347/2411-4049.2025.3.108-115>.

7. Костюк, А., Зайцев, С., Василенко, В., & Зайцева, Л. (2025). ІДЕНТИФІКАЦІЯ ВІЙСЬКОВИХ ОБ'ЄКТІВ НА ОСНОВІ ШТУЧНИХ НЕЙРОННИХ МЕРЕЖ. Електронне фахове наукове видання «Кібербезпека: освіта, наука, техніка», 1(29), 609–627. <https://doi.org/10.28925/2663-4023.2025.29.912>.
8. Zaitseva L. Method of parametric adaptation of parallel and sequential turbo codes using neural networks / L. Zaitseva // Environmental safety and natural resources. – Vol. 57(1). – 2026. – P. 214–224. <https://doi.org/10.32347/2411-4049.2026.1>
9. Zaitsev S. Mathematical model for evaluation of interference dispersion for modern mobile communication systems / S. Zaitsev, N. Sokorynska, V. Prystupa, L. Zaitseva // Колективна монографія за матеріалами XXI Міжнародної науково-практичної конференції «Інформаційно-комунікаційні технології та сталий розвиток». – Київ, 14–16 листопада 2022 р. – С. 119–122.
10. Василенко В.М. Вдосконалення декодування LDPC-кодів в сучасних системах мобільного зв'язку 5G та космічного зв'язку / В.М. Василенко, С.В. Зайцев, Л.І. Зайцева, О.А. Руденок, П.М. Курбет / Математичне моделювання та інформаційно-комунікаційні технології для зміцнення та відновлення // Колективна монографія за матеріалами XXIII Міжнародної науково-практичної конференції (Київ, 12-13 листопада 2024 р.) / За заг. ред. С.О. Довгого. – К.: ТОВ «Видавництво «Юстон», 2024.– С. 144-149. DOI: 10.37321.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ	19
ВСТУП	20
РОЗДІЛ 1. АНАЛІЗ ІСНУЮЧИХ МЕТОДІВ ЗНИЖЕННЯ ПОМИЛОК В БЕЗПРОВОДОВИХ ЗАСОБАХ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ.....	27
1.1. Дослідження сучасних систем безпроводової передачі даних	27
1.2. Аналіз основних факторів, що призводять до збільшення помилок передачі інформації в безпроводових засобах передачі даних.....	39
1.3. Аналіз існуючих методів та способів підвищення достовірності інформації в сучасних безпроводових засобах передачі даних.....	55
1.4. Формулювання науково-прикладної задачі й часткових завдань дисертаційного дослідження	62
Висновки.....	66
РОЗДІЛ 2. МЕТОД КОРЕКЦІЇ ПАРАМЕТРІВ ЛОГАРИФМІЧНИХ ВІДНОШЕНЬ ФУНКЦІЙ ПРАВДОПОДІБНОСТІ ДЕКОДЕРІВ ТУРБО КОДА З ВИКОРИСТАННЯМ НЕЙРОННИХ МЕРЕЖ.....	67
2.1. Аналіз сучасних методів завадостійкого кодування даних в сучасних безпроводових системах передачі даних	67
2.2. Метод корекції параметрів ЛВФП декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж.	74
2.3. Оцінка ефективності методу корекції параметрів ЛВФП декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж.	96
Висновки	100
РОЗДІЛ 3. МЕТОД СТРУКТУРНОЇ АДАПТАЦІЇ ТУРБО КОДІВ ТА LDPC-КОДІВ ЗА РАХУНОК ВИКОРИСТАННЯ ГРАФОВОЇ НЕЙРОННОЇ МЕРЕЖІ.....	102
3.1. Дослідження методів кодування/декодування турбо кодів та LDPC-кодів.....	102

3.2. Метод структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі	118
3.3. Оцінка ефективності методу структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі.....	139
Висновки	145
4. МЕТОД ВИБОРУ МНОЖИН КОДОВИХ КОНСТРУКЦІЙ, ЩО ЗАСНОВАНІ НА ДЕКОДУВАННІ ЗА МАКСИМУМОМ АПОСТЕРІОРНОЇ ЙМОВІРНОСТІ, ПРИ ВПЛИВІ ШУМІВ ТА НАВМИСНИХ ЗАВАД.....	148
4.1. Розрахунок пропускної здатності дискретно-неперервного каналу передачі даних із кодовими конструкціями при впливі шумів та навмисних завад.....	148
4.2. Метод вибору множин кодових конструкцій для дискретно-неперервного каналу із ймовірнісними кодами, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, за рахунок розрахунку пропускної здатності з урахуванням спектральної щільності шумів та завад.....	168
4.3. Оцінка ефективності методу вибору множин кодових конструкцій для дискретно-неперервного каналу із ймовірнісними кодами	172
Висновки	179
ВИСНОВКИ	181
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ	183
Додаток А. Документи, що підтверджують практичне використання результатів дисертаційної роботи	197

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ

3GPP – 3rd Generation Partnership Project (Проект партнерства третього покоління).

5G – Fifth Generation (п'яте покоління мобільного зв'язку).

5G-Advanced – Fifth Generation Advanced (удосконалене п'яте покоління мобільного зв'язку).

6G – Sixth Generation (шосте покоління мобільного зв'язку).

AI – Artificial Intelligence (штучний інтелект).

BER – Bit Error Rate (ймовірність бітової помилки).

BLER – Block Error Rate (ймовірність помилки блока).

IoT – Internet of Things (Інтернет речей).

LTE – Long Term Evolution (довготривала еволюція стандартів мобільного зв'язку).

LDPC – Low-Density Parity-Check (код із низькою щільністю перевірок на парність).

MIMO – Multiple-Input Multiple-Output (система з множинними входами та множинними виходами).

NTN – Non-Terrestrial Network (неназемна мережа).

OFDM – Orthogonal Frequency-Division Multiplexing (множинний доступ з ортогонально-частотним розділенням).

QoS – Quality of Service (якість обслуговування).

RAN – Radio Access Network (мережа радіодоступу).

RRM – Radio Resource Management (керування радіоресурсами).

WiMAX – Worldwide Interoperability for Microwave Access (глобальна взаємодія для мікрохвильового доступу).

ВСТУП

Актуальність теми. Дисертаційна робота присвячена дослідженню актуальних питань підвищення ефективності функціонування безпроводових засобів передачі даних через підвищення достовірності інформації в умовах апріорної невизначеності шляхом розроблення методів структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів з використанням нейронних мереж.

У сучасних безпроводових системах передачі даних проблема забезпечення високої достовірності інформації є однією з ключових, оскільки процес передавання відбувається в умовах впливу різноманітних завад, багатопроменевого поширення сигналів, завмирань, зміни характеристик каналу зв'язку та обмеженого енергетичного ресурсу мобільних пристроїв [1-5]. Для підвищення ефективності функціонування таких систем застосовуються комплексні технології підвищення завадостійкості, серед яких найбільшого поширення набули методи адаптивного кодування та модуляції, технології ортогонального частотного мультиплексування (OFDM), багатоантенні системи передачі MIMO (Multiple Input Multiple Output), а також методи розширення спектра сигналів [6-15].

Одним із основних напрямів підвищення надійності передачі цифрової інформації є використання завадостійкого кодування, яке забезпечує можливість виявлення та виправлення помилок, що виникають у процесі проходження сигналу через канал зв'язку. На сучасному етапі розвитку телекомунікаційних систем найбільш поширеними кодовими конструкціями є турбо коди, коди з низькою щільністю перевірок на парність (LDPC-коди — Low Density Parity Check Codes) та полярні коди [16-20]. Зазначені кодові конструкції характеризуються високою коригувальною здатністю та дозволяють наблизити ефективність передачі інформації до теоретичної межі Шеннона [21].

Турбо коди базуються на використанні каскадного з'єднання декількох простих кодів із застосуванням ітераційного декодування та обміну м'якою інформацією між декодерами [22-24]. Їх основною перевагою є висока енергетична ефективність при роботі в умовах значного рівня шумів. LDPC-коди

використовують розріджені матриці перевірок на парність та графове представлення структури коду, що дозволяє реалізовувати ефективні алгоритми декодування з використанням методів поширення довіри. Полярні коди, у свою чергу, забезпечують можливість досягнення пропускнуєї здатності каналу при збільшенні довжини кодового слова та активно застосовуються у сучасних стандартах мобільного зв'язку.

На даний час методи підвищення достовірності інформації в системах безпроводової передачі даних досить глибоко й широко досліджені в наукових працях вітчизняних та іноземних авторів, серед яких найбільш відомі наступні вчені [25-36]: В. Л. Банкет, В.О. Устименко, С.В. Зайцев, В.В. Казимир, К. Шеннон, Д. Форні, Ф. Дж. Мак-Вільямс, Б. Фано, Е. Вітербі, Р. Хеммінг, Р. Галлагер, К. Берроу, Л., Д. Маккей, Е. Ерікан, Хензо, А. Голдсміт, М. Валенті, А. Глав'є, П. Тхітімаджіма, Ж. Гагенауер, С. Бенедетто, Т. Річардсон, Р. Урбанке та ін.

Для забезпечення стабільної роботи безпроводових систем у змінних умовах каналу використовуються методи адаптації параметрів кодових конструкцій. Основна ідея адаптивного кодування полягає у динамічній зміні характеристик коду відповідно до поточного стану каналу зв'язку. До таких параметрів можуть належати швидкість кодування, довжина кодового слова, структура перевірконої матриці LDPC-коду, параметри перемешувача турбо коду, кількість ітерацій декодування та інші характеристики.

Разом з тим, аналіз сучасних досліджень показує, що значна частина існуючих методів адаптації базується на використанні традиційних ітераційних числових алгоритмів оптимізації. Такі методи, як правило, спрямовані на налаштування одного або декількох окремих параметрів кодової конструкції, наприклад, вибір оптимальної швидкості кодування або кількості ітерацій декодування. При цьому структура самого коду залишається незмінною, що обмежує можливості адаптації до складних і динамічно змінних умов завадового середовища.

Недостатньо дослідженим напрямом залишається застосування структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів із використанням методів штучного інтелекту, зокрема нейронних мереж. Використання нейромережевих підходів дозволяє здійснювати аналіз характеристик каналу зв'язку, прогнозувати рівень завадового впливу та автоматично формувати оптимальну структуру кодової конструкції. Такий підхід дає можливість адаптувати не лише окремі параметри коду, а й змінювати його внутрішню структуру відповідно до поточних умов передачі інформації.

Таким чином, актуальним завданням є розроблення методів структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів на основі нейронних мереж, що дозволить підвищити достовірність передачі інформації, зменшити ймовірність виникнення помилок та забезпечити більш ефективне функціонування сучасних безпроводових систем зв'язку.

Отже, дисертаційне дослідження присвячене вирішенню актуальної науково-технічної задачі, яка має важливе значення для розвитку сучасних систем безпроводової передачі даних. Її вирішення полягає у підвищенні рівня достовірності інформації шляхом створення методів структурної адаптації кодових конструкцій турбо кодів та LDPC-кодів із застосуванням нейромережевих технологій в умовах невизначеності характеристик каналу зв'язку.

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

Основні завдання дисертації стосуються Стратегії розвитку інформаційного суспільства в Україні. Дисертація виконувалась відповідно до НДР Інституту телекомунікацій і глобального інформаційного простору НАН України «Створення засобів захищеного зв'язку для автоматизованих систем управління військовими підрозділами тактичного рівня» (№ ДР 0121U110826).

Мета і задачі дослідження. Метою дисертаційної роботи є підвищення ефективності функціонування безпроводових систем передачі даних в умовах впливу завад шляхом розроблення методів структурної адаптації кодових конструкцій із використанням технологій нейронних мереж.

Для поставленої мети слід розв'язати наступні задачі:

- 1) Дослідити сучасний стан систем безпроводової передачі даних, визначити основні фактори, що спричиняють зростання рівня помилок при передаванні інформації, а також розглянути та узагальнити існуючі методи зменшення похибок у сучасних безпроводових телекомунікаційних системах.
- 2) Розробити метод корекції параметрів логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж.
- 3) Розробити метод структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі.
- 4) Розробити метод вибору множин кодових конструкцій, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, при впливі шумів та навмисних завад.

Об'єктом дослідження у дисертації є – процеси кодування та подальшої обробки інформаційних потоків у безпроводових каналах зв'язку.

Предметом дослідження є – методи підвищення достовірності передачі даних у безпроводових системах зв'язку.

Методи дослідження. Для досягнення цілей були застосовані наступні методи: *при створенні методу корекції параметрів логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж – алгоритми теорії систем управління, завадостійкого кодування, систем адаптивного управління, імітаційного моделювання, штучного інтелекту; для розробки методу структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі – методи оптимізації, методи теорії управління, імітаційного моделювання, математичний апарат ймовірності, статистики, теорії корегуючого кодування, теорії передачі та обробки інформації, штучного інтелекту; при створенні методу вибору множин кодових конструкцій, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, при впливі шумів та навмисних завад – теорії імітаційного моделювання, теорії ймовірності, математичної статистики, виправляючого кодування, теорії передачі інформації.*

Наукова новизна основних результатів дисертації.

1. В роботі було вперше представлено метод корекції параметрів логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж, що дозволить підвищити коригуючу здатність кодових конструкцій паралельного та послідовного турбо коду, і як наслідок, достовірності передачі інформації в умовах впливу завад різного походження, при цьому енергетичний виграш кодування становить 0,1-0,3 дБ в порівнянні із методами, які використовують класичні алгоритми BCJR. Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає у врахуванні принципу структурних особливостей конкатенацій турбо кодів, використання параметра невизначеності декодуванням та нейронних мереж для розрахунку вихідних логарифмічних відношень функцій правдоподібності.

2. Вперше запропоновано метод структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі. Використання методу структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі дозволяє отримати енергетичний виграш кодування, при використанні паралельного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду виграш кодування становить 0,6-0,85 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів, у випадку послідовного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду – 0,3-0,4 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів для різної кількості біт в блоці. Це забезпечується динамічною зміною конфігурації паралельної та послідовної конкатенації турбо- та LDPC-кодів залежно від результатів декодування, що дозволяє ефективніше використовувати надлишковість коду та зменшити ймовірність виникнення невиправлених помилок. На відміну від традиційних підходів, де параметри кодера та декодера задаються заздалегідь і залишаються незмінними протягом процесу передачі, запропонований метод передбачає адаптивну зміну структури паралельної та послідовної конкатенації турбо кодів і LDPC-кодів.

3. В дисертаційній роботі вдосконалено метод вибору множин кодових конструкцій для дискретно-неперервного каналу із ймовірнісними кодами. Ефект

від впровадження розробленого методу полягає у виборі кодових конструкцій, погоджених з характеристиками кодів та навмисних завад. Застосування отриманих кодових конструкцій дало енергетичний виграш 0,25-1,25 дБ при однаковій пропускній здатності при впливі різних видів навмисних завад. Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в тому, що запропонований метод базується на нових аналітичних співвідношеннях для розрахунку пропускної спроможності дискретно-неперервного каналу зв'язку із ймовірнісними кодами, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, з урахуванням впливу шуму та навмисних завад.

Практичне значення отриманих результатів полягає в тому, що комплекс запропонованих наукових підходів формує нову інформаційну технологію підвищення достовірності передачі інформації на основі каскадних конструкцій коригувальних кодів.

Практичне використання результатів дисертаційного дослідження дає змогу:

здійснювати моделювання, вибір початкових налаштувань і параметричне налаштування кодерів та декодерів відповідно до характеристик завадового середовища під час розроблення й створення безпроводових засобів передачі даних;

виконувати оцінювання стану каналів зв'язку для забезпечення необхідної достовірності передавання інформації в умовах складної завадової обстановки;

досягати заданих показників достовірності передавання інформації шляхом застосування методів структурної адаптації завадостійкого кодування;

скорочувати трудомісткість, тривалість і вартість проектування та розроблення адаптивних безпроводових засобів передачі даних.

Особистий внесок здобувача. Основні ідеї дисертації та отримані результати, як теоретичні, так і практичні (у тому числі конкретні реалізації цих результатів у вигляді програмних продуктів), належать особисто здобувачеві. Зі спільних публікацій особисто здобувачеві належить наступне: в [37] –

використанні апріорної та апостеріорної інформації декодера турбо кодів для підвищення достовірності оцінювання переданої інформації в умовах апріорної невизначеності; в [38] – використанні матриця апріорних та апостеріорних LLR для оцінювання дисперсії завад у системах мобільного зв'язку 5G для підвищення точності аналізу завадової обстановки, ефективності передачі даних та підвищення коригувальних властивостей; в [39] – ідея застосування структурної адаптації для підвищення достовірності передачі інформації; в [40] – використання моделей адаптивного управління для вибору розміру діаграм станів турбо кодів; в [41] – запропоновано застосування для адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо коду методу обходу вузлів просторової решітки; в [42,43] – процеси моделювання підвищення достовірності передачі інформації; в [45] – використанні апріорних та апостеріорних функцій правдоподібності розрахунку дисперсії завад, імітаційне моделювання; в [46] – моделювання алгоритмів декодування LDPC-кодів.

Зі спільних публікацій у дисертаційну роботу включені тільки результати, отримані автором самостійно.

Апробація результатів роботи. Основні наукові результати досліджень доповідалися на XXI Міжнародній науково-практичній конференції «Інформаційно-комунікаційні технології та сталий розвиток» (Київ, 14–16 листопада 2022 р.), XXIII Міжнародній науково-практичній конференції «Математичне моделювання та інформаційно-комунікаційні технології для зміцнення та відновлення» (Київ, 12-13 листопада 2024 р.).

Публікації. Основні результати дисертаційної роботи опубліковані у 8 наукових роботах, у тому числі 6 статей у фахових виданнях України з технічних наук, 2 статті у збірниках, що входять до наукометричної бази Scopus, 2 публікації у матеріалах міжнародних та всеукраїнських конференцій.

РОЗДІЛ 1. АНАЛІЗ ІСНУЮЧИХ МЕТОДІВ ЗНИЖЕННЯ ПОМИЛОК В БЕЗПРОВОДОВИХ ЗАСОБАХ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ

1.1. Дослідження сучасних систем безпроводової передачі даних

Більшість сучасних пристроїв сьогодні оснащені кількома комунікаційними інтерфейсами (наприклад, 4G, 5G, 6G, Wi-Fi, WiMax тощо). Для передавання даних вони зазвичай використовують будь-який із доступних комунікаційних інтерфейсів. Очікується, що одночасне використання кількох комунікаційних інтерфейсів забезпечуватиме кращі показники пропускної здатності та затримки, особливо у випадку передавання великих файлів, порівняно з використанням лише одного інтерфейсу за раз. З метою економії більшість операторів стільникового зв'язку розгортають обладнання подвійного призначення, наприклад інфраструктуру 5G паралельно з наявним обладнанням 4G [47-50].

Стабільне підключення до Інтернету нині є базовою вимогою в різноманітних середовищах. Унаслідок експоненційного зростання використання Інтернету впродовж останніх років з'явилися різні мережеві технології, зокрема WiMAX, 4G та 5G. У таблиці 1 проілюстровано відмінності між цими трьома технологіями.

Таблиця 1.1

Різні специфікації основних мереж доступу

Специфікація	WiMAX	4G	5G
Затримка (latency)	10 мілісекунд (мс) базова – 30 мс під час передачі	10 мс базова – 50 мс під час передачі	1 мс базова – 60 мс під час передачі

Пропускна здатність (Throughput)	Downlink > 350 Мбіт/с, Uplink > 200 Мбіт/с	Downlink 350 Мбіт/с, Uplink 76 Мбіт/с	Downlink 2000 Мбіт/с (2 Гбіт/с), Uplink 1000 Мбіт/с (1 Гбіт/с)
Мобільність (Mobility)	350 км/год	350 км/год	500 км/год

Для розуміння 5G необхідно ознайомитися зі специфікаціями мобільного зв'язку п'ятого покоління (5G), визначеними організацією Third Generation Partnership Project (3GPP). Уперше 3GPP згадала 5G у релізі 15, де 5G було представлено як удосконалення LTE. Повна специфікація 5G була затверджена 3GPP у 2019 році.

3GPP визначає інтерфейси та протоколи 5G на різних рівнях мережі для забезпечення його повномасштабного розгортання. Для реалізації повноцінної системи мобільності 5G 3GPP має визначити план передавання даних, план керування, керування сеансами обміну даними, керування мобільністю та всі сервіси.

Порівняно з LTE, 5G забезпечує ширше покриття та більшу пропускну здатність, повністю підтримуючи широкий спектр розумних пристроїв. 5G здатна забезпечити повне покриття саме завдяки своїй більшій пропускній здатності.

Розподіл спектра в 5G впливає на швидкість і зону покриття: вищі частотні діапазони забезпечують більшу пропускну здатність, що дозволяє ефективно передавати великі обсяги даних і, відповідно, забезпечувати вищу продуктивність мережі, але мають обмежену дальність через вплив чинників навколишнього середовища, що призводить до обмеженого покриття. Натомість нижчі спектральні діапазони мають значно більший радіус дії, але забезпечують меншу пропускну здатність і нижчу продуктивність.

Технологія 6G, яка наразі не має формальної специфікації, розглядається як еволюція 5G. Водночас дослідження та розробки у сфері 6G вже розпочалися

як подальший розвиток технології п'ятого покоління. Очікується, що 6G принесе додаткові суттєві досягнення у бездротовому зв'язку, зокрема збільшення швидкості передавання даних, зменшення затримки, розширення пропускну здатності та підвищення надійності. Це включає нові інновації, такі як використання терагерцових частот, мережі, керовані штучним інтелектом, та нові типи антен. Серед ключових викликів, які має розв'язувати керування мобільністю в мережах 6G, є такі [51]:

- очікується, що мережі 6G мають обслуговувати значно вищі швидкості, ніж 5G, що потребує ефективного керування високошвидкісною мобільністю. Відповідно, механізми мобільності 6G повинні бути здатними працювати за умов надвисоких швидкостей переміщення;
- масивна підключеність: очікується, що мережі 6G підтримуватимуть значно більшу кількість з'єднань порівняно з чинними мережами 5G;
- ключовою вимогою до мереж 6G є досягнення наднизьких затримок, що є критично важливим для застосунків, що працюватимуть у реальному часі, таких як дистанційні хірургічні операції та автономні транспортні засоби.

Одним із викликів, пов'язаних із процесом передачі між мережами 5G та 6G, є можливість несумісності технологій. Через впровадження нових технологій у мережах 6G, які можуть бути несумісними з мережами 5G, забезпечення безперешкодної передачі між цими мережами може стати складним завданням. У зв'язку з цим може виникнути потреба у нових процедурах передачі, що може підвищити складність керування мережею. Ще одна проблема пов'язана з використанням різноманітних частотних діапазонів у мережах 6G. Прогнози свідчать, що 6G використовуватиме вищі частотні діапазони, ніж 5G, що призведе до зон покриття, що не перекриватимуться. Крім того, інтеграція нових технологій і частотних діапазонів може збільшити час передачі та підвищити ймовірність обриву з'єднань або втрати даних.

Запровадження розподіленого керування мобільністю (Distributed Mobility Management, DMM) під час передачі з 4G на 5G є складним завданням через відмінності у інфраструктурі, потребу у стандартизації протоколів, дотримання

жорстких вимог до затримки, а також забезпечення та підтримання рівнів якості обслуговування (QoS). Крім того, витрати на придбання та тестування необхідної інфраструктури для підтримки DMM є дуже високими.

5G-Advanced (3GPP Release 18 і далі) базується на фундаментальній архітектурі 5G Standalone (SA), інтегруючи технології штучного інтелекту та машинного навчання (AI/ML), застосування розширеної реальності (XR), підвищену енергоефективність, а також ультранадійні комунікації з низькою затримкою (URLLC). Ці можливості відкривають нові сервіси, бізнес-моделі та джерела доходів, водночас розширюючи покриття й масштабованість Інтернету речей (IoT) [52].

Мережеві технології вступають у нову епоху інтелектуальності, ефективності та розширеного охоплення. Центральним елементом цього процесу є AI-native оптимізація, що передбачає інтеграцію штучного інтелекту в RAN (Radio Access Network) та ядро мережі для реалізації автоматизації без втручання людини (zero-touch automation). Мережі здатні до самокерування завдяки прогнозованому технічному обслуговуванню та динамічному нарізанню мережі (network slicing), що докорінно змінює їхню адаптацію до змін попиту.

Покриття й пропускна здатність розширюються завдяки передовому формуванню променів (beamforming), масивним MIMO (Multiple Input, Multiple Output) та інтеграції неназемних мереж. Ці компоненти дозволяють мережам надійно обслуговувати як щільно забудовані міські зони, так і віддалені сільські території з підвищеною швидкістю передавання даних.

Інтеграція неназемних мереж (NTN) із наземними системами є переломним етапом розвитку. Поєднання наземної інфраструктури із супутниковими угрупованнями – як геостаціонарними (GEO), так і низькоорбітальними (LEO), а також платформами на великій висоті (HAPS) і безпілотними літальними системами (UAS) – дає змогу забезпечити розширене покриття, підвищену пропускну здатність і мобільність навіть у найскладніших умовах.

Стандартизація 3GPP 5G-Advanced (Release 18–20) формує надійну основу для 6G, що включає AI-native мережі, інтегроване зондування та зв'язок (ISAC), енергоефективні та сталі архітектури, енергоавтономні IoT-мережі 6G, а також системи 6G з усюдищуюю тривимірною (3D) зв'язністю [53,54].

Проект партнерства третього покоління (3GPP) є спільною ініціативою, що об'єднує організації зі стандартизації телекомунікацій з метою розроблення протоколів для мобільного зв'язку. З моменту свого заснування у 1998 році 3GPP випустив низку стандартизованих оновлень, відомих як «релізи» (Releases), кожен з яких упроваджував нові технології та функціональні вдосконалення мобільних мереж (рис. 1.1).

Release 18 позначає початок ери 5G-Advanced. Він базується на попередніх напрацюваннях і впроваджує вдосконалення у сферах вбудованого (native) AI/ML, XR, мобільності, позиціонування та енергоефективності. Release 19 продовжує цей вектор розвитку, зосереджуючись на глибшій інтеграції AI/ML, розширеній підтримці XR, RedCap, ambient IoT та неназемних мереж (NTN). Також у ньому реалізовано покращення продуктивності вихідного каналу (uplink) та оптимізації енергоспоживання.



Рис. 1.1. Коротка історія релізів 3GPP та перехід до 5G-Advanced

Реалізація переваг 5G-Advanced вимагає стратегічної узгодженості між ядром мережі, RAN, радіочастотним спектром, автоматизацією та бізнес-

системами. Операторам необхідно створити ці базові елементи до початку розгортання функцій 5G-Advanced, щоб розкрити його повний потенціал.

У міру того як оператори мобільних мереж готуються до активації можливостей 5G-Advanced, визначених у 3GPP Release 18 і наступних релізах, має бути виконано низку ключових технічних та операційних передумов, необхідних для повноцінного переходу до наступного етапу еволюції 5G.

Ядро мережі 5G Standalone (SA Core) є критично важливим для повного доступу до функцій 5G-Advanced, оскільки значна частина ключових можливостей Release 18 залежить від функціональності, яка доступна виключно в архітектурі 5G SA Core. Воно необхідне для реалізації інтелектуального нарізання мережі, URLLC, AI/ML-орієнтованої оптимізації мережі, а також розширеного управління якістю обслуговування (QoS).

Доступ до середньочастотного діапазону (наприклад, 2,5 ГГц або 3,5 ГГц) та міліметрового спектра (mmWave) є критично важливим для реалізації повного потенціалу 5G-Advanced. Ці частотні діапазони необхідні для забезпечення як широкого покриття, так і високої пропускної здатності, низької затримки та гнучкості сервісів, що вимагаються сценаріями використання наступного покоління. З технічної точки зору ці діапазони підтримують удосконалення RAN, зокрема масивні MIMO, підвищення продуктивності вихідного каналу (uplink), агрегацію несучих, а також інтегроване зондування, водночас забезпечуючи підтримку URLLC і пристроїв RedCap.

Безпека мережі є ключовою умовою впровадження 5G-Advanced, оскільки такі базові механізми, як нарізання мережі, периферійні обчислення, AI-керована автоматизація та експозиція можливостей через API, істотно розширюють поверхню атаки та підвищують ризик кібератак.

Протягом останнього десятиліття штучний інтелект (AI) стрімко розвинувся завдяки трьом ключовим чинникам: вибуховому зростанню обсягів даних з вебу, соціальних мереж і сенсорів; прогресу в обчисленнях, оптимізованих для тензорних операцій із використанням графічних процесорів (GPU); а також масштабованим хмарним інструментальним ланцюжкам AI.

Паралельно відбулася глибока еволюція RAN. Обсяги даних різко зросли через відеотрафік, смартфони та нові сценарії використання, зокрема Fixed Wireless Access (FWA) та IoT. Інновації, такі як масивні MIMO, забезпечили безпрецедентну спектральну ефективність, але водночас підвищили складність і непередбачуваність мережових процесів. Після навчання та тонкого налаштування AI здатний перевершувати евристичні методи в оптимізації та ухваленні рішень.

Починаючи з Release 17, 3GPP ініціював базові роботи зі створення AI-native RAN. У документі 3GPP TR 37.817 визначено функції інтелекту – збір даних, виведення моделей та навчання – у межах безперервного контуру зворотного зв'язку, що вдосконалює як навчальні, так і виведені дані з метою підвищення точності моделей та загальної ефективності мережі [55].

Release 18 розвиває ці підходи далі. Документ 3GPP TR 38.843 досліджує застосування AI/ML-технологій для вдосконалення радіоінтерфейсу NR, зосереджуючись на підвищенні продуктивності та зменшенні складності.

Вбудовування AI безпосередньо в базові станції уможливорює широкий спектр сценаріїв використання RAN на рівнях 1–3. На рівні 1 алгоритми навчання з підкріпленням (Reinforcement Learning, RL) та планувальники масивного MIMO на основі Deep Q-Network динамічно обирають оптимальні промені для підвищення спектральної ефективності в реальному часі.

На рівні 2 RL-керована адаптація каналу прогнозує оптимальні порогові значення індикатора якості каналу (CQI) з метою максимізації пропускної здатності користувацького обладнання (UE). Одночасно AI-орієнтовані алгоритми управління радіоресурсами (RRM) тонко налаштовують передачі та рівні потужності, використовуючи зворотний зв'язок із мережі в реальному часі (рис. 1.2) [56].

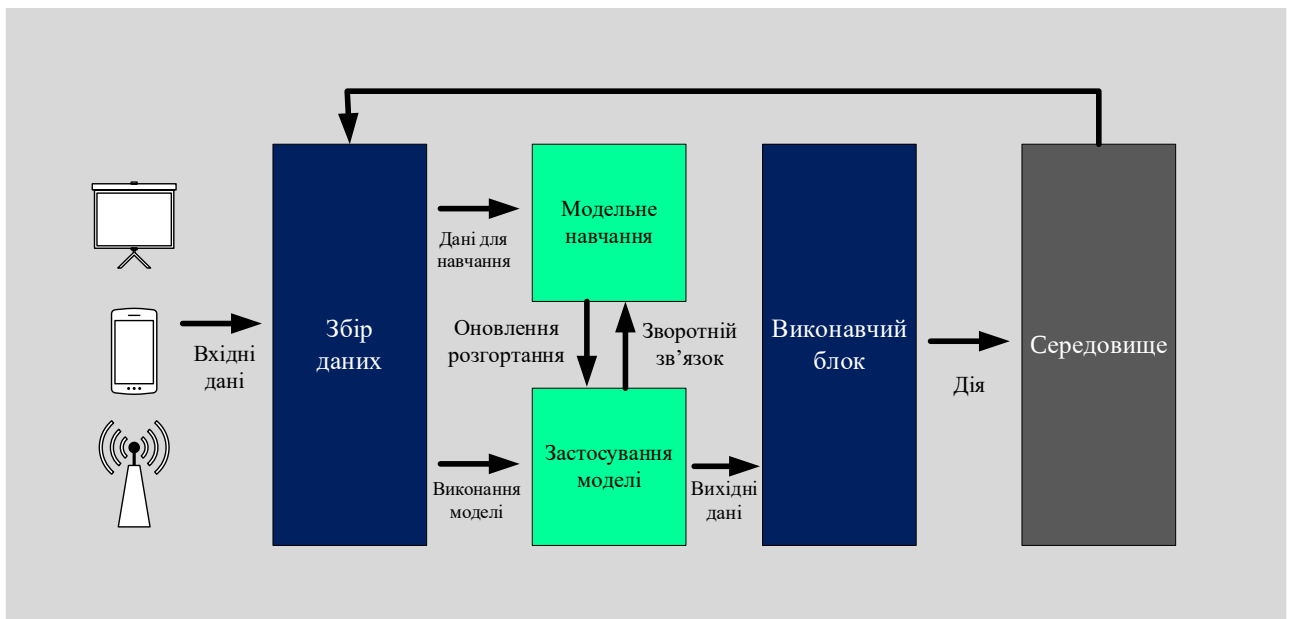


Рис. 1.2. Узагальнена структура інтелекту RAN, запропонована 3GPP

На рівні 3 багаторівневі агенти управління спрямовують трафік між макросотами, мікросотами та малими сотами для підвищення пропускної здатності, балансування навантаження та зменшення інтерференції.

Нові застосування включають генеративні агенти на основі великих мовних моделей (LLM) для балансування навантаження в режимі простою, які аналізують історичні метрики RAN та операторські наміри з метою рекомендації частотних зсувів. Водночас трансформерні моделі агрегації несучих розглядають вибір Primary Cell (PCell) та Secondary Cell (SCell) як послідовнісну задачу для оптимізації пропускної здатності та затримки.

На сьогодні мобільна комунікаційна технологія 6G є однією з найбільш затребуваних галузей наукових досліджень. 6G здійснить революційні зміни в особистому житті, стилі життя, суспільстві, бізнесі та комунікаційних системах. Наразі є надзвичайно важливим етапом формування бачення потенційних застосувань, методів, сценаріїв використання та викликів технології 6G. Слід зазначити, що 6G створить величезні можливості для досліджень та уможливить появу багатьох нових технологій (рис. 1.3).

Спектральна ефективність	$10 \times y$ біт/с/Гц/м ² /Джоуль	$100 \times y$ біт/с/Гц/м ² /Джоуль	$1000 \times y$ біт/с/Гц/м ³ /Джоуль
Швидкість передавання даних	1 Гбіт/с	100 Гбіт/с	1 Тбіт/с
Кінцева затримка (end-to-end)	5 мс	1 мс	< 1 мс
Затримка радіоканалу	100 нс	< 100 нс	≤ 10 нс
Діапазон мобільності	100 – < 500 км/год	500 км/год	1000 км/год
Архітектура	Massive MIMO	Massive MIMO	Інтелектуальні поверхні
Ядро мережі	Інтернет речей (IoT)	Інтернет речей (IoT)	Інтернет усього (IoE)
Інтеграція із супутниками	Часткова	Часткова	Повна
Інтеграція штучного інтелекту	Часткова	Повна	Повністю керована штучним інтелектом
XR-інтеграція	Часткова	Повна	Повна
Інтеграція тактильного зв'язку	Часткова	Повна	Повна
Ключові особливості	Надзвичайно висока швидкість стрімінгу	Надзвичайно висока швидкість стрімінгу	Безпека, конфіденційність і приватність

У 6G для передавання даних використовуватиметься терагерцовий (THz) діапазон частот. Проте робота в THz-діапазоні є надзвичайно складним завданням, оскільки довжина хвилі становить близько 300 мкм.

Для задоволення вимог 6G необхідний новий баланс між RF-технологіями, зв'язком і обробкою сигналів. Високоефективні RF-компоненти сприятимуть досягненню високих швидкостей передавання даних. Крім того, матеріали, з яких виготовляються антени, також впливають на швидкість передавання. Ці матеріали визначають внутрішні та зовнішні співвідношення між складом, структурою та властивостями. Якщо ці співвідношення є неефективними, загасання зростає, що призводить до зниження швидкості передавання даних. Наразі активно проводяться дослідження нових матеріалів, зокрема наноматеріалів, біоматеріалів, пінних структур, матеріалів, виготовлених за кімнатної температури, та матеріалів з наднизькою діелектричною проникністю. Ці матеріали є самовідновлюваними та електрично керованими. У випадку супутниково підтримуваного ІоЕ найбільші труднощі створюють ІоТ-пристрої. У такій архітектурі дані спочатку збираються з ІоТ-пристроїв і передаються до наземних супутникових антен, які з'єднані з ядром мережі через бездротові або дротові канали. Однак ІоТ-пристрої мають апаратні обмеження, що ускладнює передавання даних на супутники. Якщо припустити, що 6G використовує режим прямого передавання, ІоТ-пристрої повинні безпосередньо надсилати дані на супутники [57].

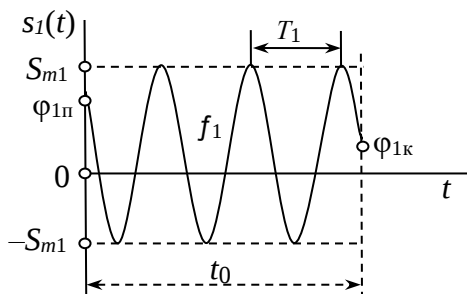
Вимога 6G щодо швидкості передавання даних становить 1 Тбіт/с, що дозволить реалізувати численні застосування, зокрема віртуальну та доповнену реальність, розумну медицину, безпілотні літальні апарати, інтелектуальні електромобілі та «розумні» міста. Такі застосування потребують високої швидкості передавання даних із низькою затримкою. Важливо зазначити, що 6G орієнтується на якість сприйняття користувачем (QoE). Наприклад, автомобіль може взаємодіяти з пасажиром, підтримуючи процес навчання, а електромобіль має заряджатися під час руху без участі людини. Для забезпечення високого QoE необхідна мінімальна кінцева затримка. Для її зменшення слід передавати менші

кадри або пакети даних. Крім того, 6G вимагатиме плоских мережових архітектур. Надійне передавання даних потребує ефективних схем прямої корекції помилок (FEC). Такі схеми зазвичай вимагають тривалого часу передавання або використання великої кількості паралельних каналів із просторовою різноманітністю. Проте тривалий час передавання є неприйнятним, оскільки 6G має підтримувати затримку менше 1 мс. Цей виклик необхідно вирішувати як на фізичному, так і на мережевому рівнях. Такі технології, як штучний інтелект, також розглядаються для зменшення затримки, наприклад, прогнозування передавання на основі глибокого навчання. Це дозволяє передбачати запити користувачів і зміни стану каналу, зменшуючи затримку передавання. 5G підтримує ультранадійний зв'язок із низькою затримкою (URLLC) з надійністю 99,999%. Натомість 6G має підвищити цей показник і вимагатиме надзвичайно надійного зв'язку з низькою затримкою (ERLLC), забезпечуючи рівень надійності 99,9%. Отже, 6G повинна перевершити 5G і B5G за рівнем надійності [58].

6G покладатиметься на супутники низької навколоземної орбіти (LEO), що розташовані на висоті від 500 до 2000 км, для забезпечення глобального покриття. Використання LEO спрямоване на зменшення втрат на трасі, скорочення затримки передавання та інші переваги. Однак супутники LEO мають низку проблем, зокрема доплерівські варіації, доплерівський зсув, значну затримку передавання та більші втрати сигналу. Супутники LEO рухаються з дуже високою швидкістю порівняно з обертанням Землі, що призводить до доплерівських варіацій і зсувів у мережевому зв'язку та викликає проблеми випадкового доступу, синхронізації, виявлення сигналу та його вимірювання. Додатковими проблемами є більша затримка передавання і вищі втрати сигналу порівняно з наземним зв'язком.

1.2. Аналіз основних факторів, що призводять до збільшення помилок передачі інформації в безпроводових засобах передачі даних

У процесі аналізу сигналів виникає потреба в їхньому взаємному порівнянні. Це зумовлює необхідність визначення об'єктивних критеріїв зіставлення: встановлення ознак, за якими одне коливання переважає інше за певними параметрами, або оцінювання міри їхньої взаємної кореляції (схожості). Для розв'язання цієї задачі доцільно використовувати векторне подання сигналів у межах певного N -вимірного координатного простору (зокрема, одновимірного, двовимірного чи тривимірного). Зокрема, такий підхід застосовують для зіставлення переданих та детектованих гармонічних посилок під час використання амплітудно-фазової, квадратурної амплітудної чи фазової модуляції у радіотехнічних системах із сигнально-кодovими конструкціями [59]. У згаданих та аналогічних системах прикладне застосування знаходять гармонічні коливання обмеженої тривалості (рис. 1.4).



S_{m1} , φ_{1n} , φ_{1k} – амплітуда, початкова і кінцева фази гармонічного коливання $s_1(t)$;
 f_1 – частота коливання, Гц;
 t_0 – тривалість, с;
 T_1 – період, $T_1 = 1/f_1$, с.

Рис. 1.4. Параметри гармонічного коливання

Перенесення корисного навантаження здійснюється шляхом модуляції амплітуди та фази коливання відповідно до структури бінарної послідовності (символів «0» та «1»), що генерується джерелом повідомлень.

Гармонічне коливання можна описати у вигляді вектора в просторі параметрів «амплітуда (S_m) – частота (f) – початкова фаза (φ_n)». На рис. 1.5 наведено векторну інтерпретацію для двох коливань [60]:

$$\begin{aligned}s_1(t) &= S_{m1} \cdot \cos(\omega_1 t + \varphi_{1п}); \\ s_2(t) &= S_{m2} \cdot \cos(\omega_2 t + \varphi_{2п}).\end{aligned}\tag{1.1}$$

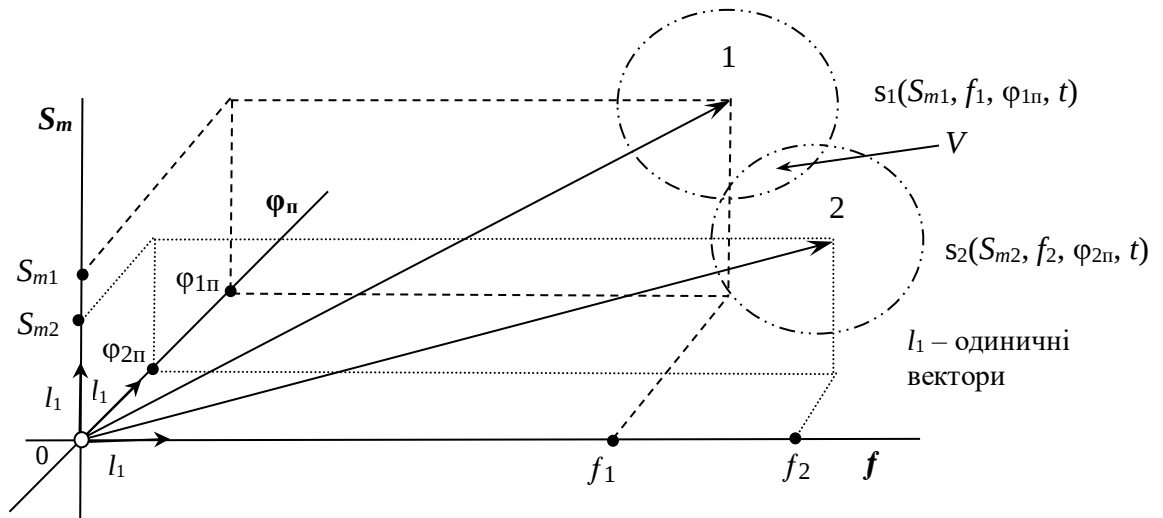


Рис. 1.5. Векторне представлення гармонічних коливань

Просторова локалізація кінцевих точок векторів відповідає вихідному стану досліджуваних коливань. Залучення часу t як додаткової (четвертої) координати дає змогу описати динаміку системи: з плином часу кінці векторів описують певну траєкторію в межах об'єму, обмеженого основними трьома осями.

У випадку багаточастотного сигналу характер руху аналітичної точки суттєво ускладнюється, оскільки він визначається векторним підсумовуванням складових усіх робочих частот для знаходження результуючого вектора. Базис простору формують одиничні вектори координатних осей l_1 , які забезпечують декомпозицію сигналу шляхом його проєктування на відповідні напрямки. Під впливом флуктуаційних завад положення кінця сигнального вектора зазнає випадкових відхилень, які геометрично обмежуються областями (кулями) 1 та 2. Для забезпечення безпомилкового розрізнення сигналів зазначені сферичні області не повинні взаємно перетинатися. За умов високої інтенсивності перешкод виникає ризик перекриття цих просторових областей. Спільний об'єм V у зоні їхнього взаємного перетину безпосередньо визначає ймовірність хибного декодування: ситуації, коли замість надісланого сигналу s_1 реєструється

s_2 (або навпаки). Ця ймовірність еквівалентна математичній імовірності потрапляння сумарного процесу «сигнал + завада» у межі зазначеного об'єму V .

За фіксованого радіуса сигнальних сфер знизити ймовірність їхнього перекриття можна шляхом збільшення норми (довжини) векторів, що еквівалентно віддаленню їхніх кінцевих точок одна від одної. Окреслена специфіка зумовлює потребу в оптимізації параметрів системи: визначенні оптимального ансамблю сигналів s_i , їхніх енергетичних характеристик (довжин векторів) та граничних радіусів завадових сфер з метою досягнення цільової пропускної здатності при мінімізації ймовірності помилкового прийому. Деякі підходи до вирішення цієї оптимізаційної задачі запропоновано у праці [59].

Математичним еквівалентом довжини (масштабу) вектора виступає його норма $\|S\|$, що відображає фундаментальну фізичну характеристику аналізованого коливання. Існують різні математичні підходи до визначення норми. У галузі радіотехнічних систем для опису сигналу $S(t)$ зазвичай застосовують таку метрику:

$$\|S\| = \sqrt{\int_{-\infty}^{\infty} S^2(t) dt} . \quad (1.2)$$

При обчисленні квадратного кореня обирається виключно його додатне значення.

Якщо аналізується сигнал у комплексній формі, його норма набуває вигляду:

$$\|S\| = \sqrt{S \cdot S^* dt} , \quad (1.3)$$

де S позначає комплексний аналітичний сигнал, а S^* – його комплексно-спряжене представлення.

Квадрат отриманої норми фізично інтерпретують як повну енергію сигналу:

$$E_s = \|S\|^2 = \int_{-\infty}^{\infty} S^2(t) dt. \quad (1.4)$$

Цей показник відповідає енергії, яка розсіюється на еталонному активному опорі номіналом 1 Ом під впливом прикладеної напруги $S(t)$. Енергетичне подання є надзвичайно зручним інструментом для теоретичних досліджень, оскільки воно є інваріантним до геометричної форми сигналів, що дозволяє широко використовувати енергетичні критерії під час аналізу систем.

Для кількісного оцінювання відмінностей між сигналами вводиться метрична відстань. Метрику між двома коливальними процесами S та S_1 позначають як $\rho(S, S_1)$ та розраховують як норму різницевого сигналу:

$$\rho(S, S_1) = \|S - S_1\|. \quad (1.5)$$

Використання метричного простору дозволяє кількісно оцінити якість апроксимації одного коливання іншим, а також встановити ступінь спотворення корисного сигналу на приймальному боці внаслідок негативного впливу каналних завад.

Для передачі M рівноймовірних повідомлен каналом з АБГШ:

$$s_i(t) = \sum_{j=1}^N s_{ij} \phi_j(t), \quad i = 0, 1, \dots, M-1, \quad (1.6)$$

де коефіцієнти s_{ij} вибираються випадково серед значень A , рівномірно розставлених на відрізку $[-\sqrt{E_N}, \sqrt{E_N}]$. Досяжна ймовірність помилки для сигналів такого типу при використанні оптимального приймального пристрою, заснованого на принципі максимуму апостеріорної ймовірності, задовольняє наступній простій адитивній нерівності [61]:

$$P[\mathcal{E}] < 2^{-N[R_0 - R_N]}, \quad (1.7a)$$

де

$$M = 2^{NR_N}. \quad (1.76)$$

Щоб зрозуміти, як пов'язані ці два фактори, виразимо нерівність (1.7) через тимчасові параметри T і R . Якщо D — число ортогональних функцій в секунду, що визначається смугою каналу, а T — тривалість кожного сигналу, виміряна в секундах, то [62]

$$N = DT, \quad (1.8a)$$

$$M = 2^{RT}, \quad (1.86)$$

отже,

$$P[\mathcal{E}] < 2^{-T[DR_0-R]}. \quad (1.8b)$$

Зі співвідношення (1.8b) видно, що допустима ймовірність помилки $P[\mathcal{E}]$ що характеризує систему, може задовольняти будь-який необхідний стандарт, якщо вибрати відповідні значення параметрів T , DR_0 і R .

Повідомлення m_i , яке необхідно передати, надходить у перший блок передавача, який називається кодером; кодер генерує на виході відповідну послідовність N символів s_i . Ця послідовність:

$$s_i = (s_{i1}, s_{i2}, \dots, s_{iN}) \quad (1.9a)$$

з виходу кодера надходить на другий блок, званий модулятором, або генератором сигналу:

$$s_i(t) = \sum_{j=1}^N s_{ij} \phi_j(t) \quad (1.96)$$

Послідовність $\mathbf{x}$ може бути будь-яким із 2^K можливих векторів сукупності $\{\mathbf{x}_i\}$, к компоненти яких приймають значення 0 і 1. Можна наочно уявляти, що новий двійковий символ послідовності $\mathbf{x}$, надходить на передавач кожні $T/K = 1/R$ секунд. У цьому випадку кодер повинен мати пристрій для прийому та запам'ятовування вектора $\mathbf{x}$ у міру надходження його компонента. З цією метою зручно використовувати регістр зсуву; у кожний момент надходження в регістр зсуву нового двійкового символу, як показано на рис. 1.6 число, що зберігається в даному розряді, переходить у сусідній розряд праворуч. Так як K пропорційно N і, отже, T , складність такого регістра зсуву лінійно залежить від T .



Рис. 1.6. Символи вхідного повідомлення, що зберігаються в пам'яті, скидаються після виходу з правого розряду K -розрядного двійкового регістра зсуву

Крім запам'ятовування векторного повідомлення, кодер повинен виконувати відповідне перетворення: $\mathbf{x}_i \Rightarrow \mathbf{s}_i, i = 0, 1, \dots, M - 1$. Це завдання далеко не тривіальне. Дійсно, цілком може виявитися, що відповідний кодер нездійсненний з технічного погляду. Щоб у цьому, знайдемо порядки деяких характерних величин; оскільки:

$$M = 2^K = 2^{(RT)} = 2^{(NR_N)}, \quad (1.10)$$

то загальна кількість векторів сукупності $\{\mathbf{s}_i\}$, необхідні передачі, стає величезним при великих T . Наприклад, якщо $N = 200$ і $R_N = 1/2$, то $M = 2^{100} \approx 10^{30}$.

Очевидно, якщо кожен з M векторів $\{\mathbf{s}_i\}$ вибирається довільно з кодового базису, то при великих K побудувати кодер неможливо. (під кодовим базисом розуміється сукупність всіх N -вимірних векторів у кількості A^N , компоненти яких приймають одне із значень A буквеного алфавіту передавача $\{a_l\}$.) Для побудови такого кодера потрібно запам'ятати кожен з вибраних векторів у вигляді представленої на рис. 1.7 впорядкованої таблиці з MN входами.

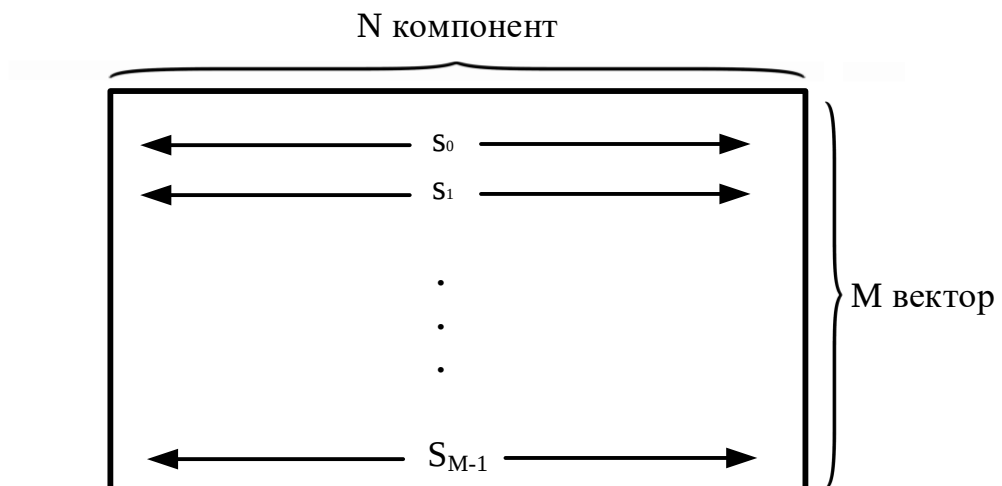


Рис. 1.7. Запам'ятовуюча таблиця для довільного коду.

З іншого боку, верхня межа для ймовірності помилки (6.2) досі була отримана лише при розгляді середньої ймовірності помилки в ансамблі всіх A^{NM} можливих кодів.

Існує наступний шлях, що веде до виходу з цієї скрути: виявляється, що отримана нами верхня оцінка для ймовірності помилки справедлива для меншого ансамблю систем зв'язку, кожна з яких використовує код, що легко реалізується. Щоб довести це, з'ясуємо точніше умови, за яких виконується нерівність [61]

$$P[\mathcal{E}] < 2^{-M[R_0 - R_N]}. \quad (1.11)$$

Вихідним для отримання цієї нерівності є адитивна нерівність

$$P[\{E\} | m_k] \leq \sum_{\substack{i=0 \\ (i \neq k)}}^{M-1} P_2[s_i, s_k] \quad (1.12)$$

де $P_2[s_i, s_k]$ — ймовірність помилки при використанні передачі одного з двох рівноймовірних повідомлень вектора s_i , а для передачі другого — вектора s_k . Для ансамблю систем зв'язку, що вибирається таким чином, щоб середнє значення величини $P_2[s_i, s_k]$ було незалежне від i і k та обмежене нерівністю [63]

$$\overline{P_2[s_i, s_k]} = \overline{P_2[\mathcal{E}]} \leq 2^{-NR_0} \text{ при всіх } i \text{ і } k, \quad (1.13)$$

підстановка співвідношення (1.13) в (1.12) дає

$$P[\mathcal{E} | m_k] \leq (M - 1)2^{-NR_0}, \quad (1.14)$$

Звідки в свою чергу виходить (1.11). Тому критичною властивістю ансамблю, у якому заснований висновок співвідношення (1.11), є виконання нерівності (1.13).

Для ансамблю кодів виконання співвідношення (11.13) при усіх i и k ; ймовірність того, що деякий вектор кодового базису буде обраний як сигнал $\mathbf{s}_k$, не залежить ні від k , ні від того, які вектори кодового базису обрані як інші $M - 1$ сигнали сукупності $\{\mathbf{s}_i\}$, $i \neq k$. Як наслідок цього математичне очікування [63]:

$$\overline{P_2[s_i, s_k]} \triangleq \sum_{\substack{\text{по усім } \alpha, \beta \\ \text{з кодового базису}}} P_2[\alpha, \beta] P_r[s_i = \alpha, s_k = \beta] \quad (1.15)$$

не залежить від i і k . Крім того, внаслідок статистичної незалежності векторів $\mathbf{s}_i$ и $\mathbf{s}_k$, що означає, що [63]

$$P[s_i = \alpha, s_k = \beta] = P[s_i = \alpha]P[s_k = \beta] \text{ для усіх } (i, k) \text{ та усіх } (\alpha, \beta) \quad (1.16a)$$

з кодового базису,

а також незалежності компонент кожного з векторів $\mathbf{s}_i$

$$P[s_i = \alpha] = \prod_{j=1}^N P[s_{ij} = \alpha_j] \text{ для усіх } i \text{ та } \alpha \quad (1.16b)$$

можна обчислити чисельне значення R_0 .

Розглянемо тепер два різних ансамбля систем зв'язку, таких, що ймовірності подій $[s_i = \alpha, s_k = \beta]$ для одного ансамблю такі ж, що й для іншого ансамблю. Якщо це правильно при всіх (i, k) і для всіх векторів α і β з кодового базису, ясно, що середня ймовірність $\overline{P_2}[\mathcal{E}]$ для обох ансамблів однакова. Таким чином, щоб ймовірність помилки ансамблів однакова в ансамблі задовольняла межі випадкового кодування з параметром R_0 , необхідно лише виконання для ансамблю співвідношень (1.16a) та (1.16b).

На вхід пристрою надходить сума сигналу і флуктуаційної завади [65]

$$Z(t) = A(t) + B(t). \quad (1.17)$$

Необхідно визначити щільність розподілу ймовірностей вихідного процесу.

1. Нехай $A(t) = 0$, тобто на вхід виділювача обвідної надходить тільки флуктуаційна завада – гауссівський випадковий процес

$$Z(t) = B(t) = b(t) \cos(\omega_0 t + \beta(t)) \quad (1.18)$$

На виході пристрою має місце коливання вигляду

$$Z'(t) = \sqrt{Z^2(t) + Z^{*2}(t)} = \sqrt{B^2(t) + B^{*2}(t)}. \quad (1.19)$$

Щільності розподілу ймовірностей основного процесу $B(t)$ і процесу сполученого за Гільбертом $B^*(t)$ однакові [66]:

$$p(B) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{B^2}{2\sigma^2}}, \quad p(B^*) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{B^{*2}}{2\sigma^2}}. \quad (1.20)$$

Перетворення Гільберта є лінійним перетворенням, тому $B^*(t)$ також є гауссівським випадковим процесом.

Доведено [66], що гауссівські випадкові процеси, сполучені за Гільбертом, з нульовим математичним очікуванням і однаковими дисперсіями є некорельованими. Тому двовимірну щільність розподілу значень $B(t)$ і $B^*(t)$ в одному перерізі часу можна записати як добуток двох одновимірних щільностей розподілу ймовірностей [65]

$$p(B, B^*) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{B^2 + B^{*2}}{2\sigma^2}} \quad (1.21)$$

Двовимірна функція розподілу обвідної $b(t)$ і фази в $F(b, \beta)$ в одному перерізі $B(t)$ (тобто ймовірність того, що одночасно обвідна менше деякого величини b , а фаза не перевищить β) визначається виразом [65]

$$F(b, \beta) = p \left\{ \sqrt{B^2 + B^{*2}} < b; \arctg \frac{B^*}{B} < \beta \right\} \quad (1.22)$$

Цю ймовірність можна знайти, проінтегрувавши вираз (1.22) у відповідній області S , що задовольняє умовам виразу (1.23) [65]

$$F(b, \beta) = \iint_S \frac{1}{2\pi\sigma^2} e^{-\frac{B^2 + B^{*2}}{2\sigma^2}} dB dB^* \quad (1.23)$$

Область інтегрування S показана на рисунку 1.8 (заштрихований сектор). Розв'язавши інтеграл (1.23), одержимо

$$F(b, \beta) = \left(1 - e^{-\frac{b^2}{2\sigma^2}} \right) \frac{\beta}{2\pi} \cdot \quad (1.24)$$

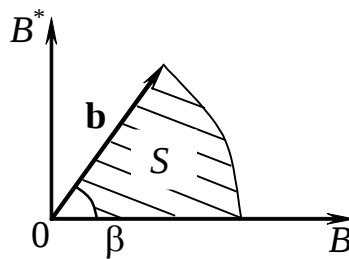


Рис. 1.8. Ймовірність величини обвідної

Очевидно, що двовимірна функція $F(b, \beta)$ є добутком двох одновимірних функцій

$$F(b) = 1 - e^{-\frac{b^2}{2\sigma^2}}; \quad F(\beta) = \frac{\beta}{2\pi} \cdot \quad (1.25)$$

Щільність розподілу ймовірностей обвідної завади $p(b)$ знайдемо, обчисливши похідну від функції розподілу $F(b)$

$$p(b) = \frac{dF(b)}{db} = \frac{b}{2\sigma^2} e^{-\frac{b^2}{2\sigma^2}}. \quad (1.26)$$

Отримана формула відома як закон Релея (див. рис. 1.5). Аналогічно

$$p(\beta) = \frac{dF(\beta)}{d\beta} = \frac{1}{2\pi}, \quad 0 \leq \beta \leq 2\pi. \quad (1.27)$$

Фаза флуктуаційної завади розподілена за рівномірним законом на інтервалі $0 \dots 2\pi$ (рис. 1.6).

2. Розглянемо тепер випадок, коли $A(t) = a_0 \cos \omega_0 t$.

Тоді вхідне коливання має вигляд

$$Z(t) = a_0 \cos \omega_0 t + b(t) \cos(\omega_0 t + \beta(t)). \quad (1.28)$$

або

$$\begin{aligned} Z(t) &= a_0 \cos \omega_0 t + b(t) \cos \beta(t) \cos \omega_0 t - b(t) \sin \beta(t) \sin \omega_0 t = \\ &= a_0 \cos \omega_0 t + b_c(t) \cos \omega_0 t - b_s(t) \sin \omega_0 t, \end{aligned} \quad (1.29)$$

де $b_c(t) = b(t) \cos \beta(t)$ – синфазна з сигналом складова флуктуаційної завади;

$b_s(t) = b(t) \sin \beta(t)$ – складова флуктуаційної завади, що знаходиться в квадратурі (під кутом 90°) з корисним сигналом (рис. 1.9).

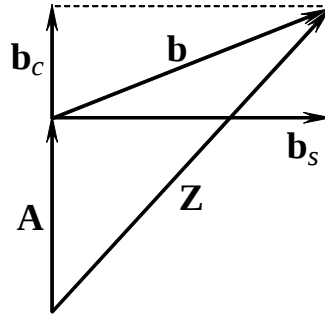


Рис. 1.9. Складова флуктуаційної завади

Вираз (1.29) можна переписати у вигляді

$$Z(t) = (a_0 + b_c(t)) \cos \omega_0 t - b_s(t) \sin \omega_0 t. \quad (1.30)$$

Обвідна процесу визначається за формулою [66]

$$z(t) = \sqrt{\left[a_0^2 + b_c(t) \right]^2 + b_s^2(t)}. \quad (1.31)$$

і розподілена за узагальненим законом Релея (або законом Райса) [66]

$$p(z) = \frac{z}{\sigma^2} e^{-\frac{a_0^2 + z^2}{2\sigma^2}} I_0\left(\frac{a_0 z}{\sigma^2}\right). \quad (1.32)$$

де $I_0(x)$ – модифікована функція Бесселя нульового порядку.

Значення $I_0(x)$ можна обчислити за допомогою ряду [66]

$$I_0(x) = \sum_{n=0}^{\infty} \frac{1}{(n!)^2} \left(\frac{x}{2}\right)^{2n}. \quad (1.33)$$

При відсутності корисного сигналу закон Райса переходить у закон Релея. Графіки щільності розподілу (1.29) наведено на рисунку 1.10. Очевидно, що зі

збільшенням відношення $\frac{a_0}{\sigma}$ (сигнал/завада) збільшується найбільш ймовірне значення обвідної.

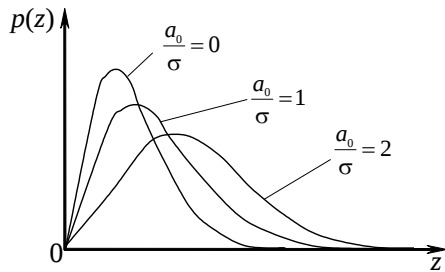


Рис. 1 10. Щільність розділу

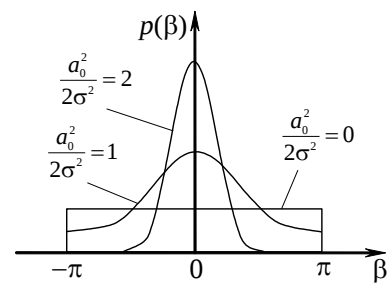


Рис. 1 11. Розподіл фази

Фаза суми сигналу і флуктуаційної завади розподілена за законом

$$p(\beta) = \frac{1}{2\pi} e^{-\frac{a_0^2}{2\sigma^2}} + \frac{\frac{a_0^2}{2\sigma^2} \cos \beta}{\sqrt{\pi}} F\left(\sqrt{2} \frac{a_0^2}{2\sigma^2} \cos \beta\right) \cdot e^{-\frac{a_0^2}{2\sigma^2} \sin^2 \beta}. \quad (1.34)$$

Графіки кривих розподілу фази, розрахованих за формулою (1.32), наведено на рис. 1.11.

Для визначення спектральної щільності потужності або кореляційної функції процесу на виході безінерційного нелінійного кола використовують два методи:

- прямий метод визначення кореляційної функції (КФ);
- метод контурних інтегралів.

1. Розглянемо прямий метод визначення КФ. Безпосереднє визначення спектральної щільності потужності на виході кола не завжди можливе. Тому спочатку знаходять КФ [65]

$$\begin{aligned} R_{\text{вих}}(r) &= \overline{y(t)y(t+r)} = \overline{f[x(t)]f[x(t+r)]} = \\ &= \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} f(x_1)f(x_2)p_2(x_1, x_2, r)dx_1dx_2. \end{aligned} \quad (1.35)$$

У межах N -вимірному евклідового простору сукупність коефіцієнтів, що описують OFDM-сигнал, набуває матричного вигляду

$$X = \begin{bmatrix} x_{11} & x_{12} & \dots & x_{1N} \\ x_{21} & x_{22} & \dots & x_{2N} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ x_{N1} & x_{N2} & \dots & x_{NN} \end{bmatrix}. \quad (1.36)$$

Відповідно у двовимірному просторі:

$$X = \begin{bmatrix} x_{11} & x_{12} \\ x_{21} & x_{22} \\ \vdots & \vdots \\ x_{N1} & x_{N2} \end{bmatrix}. \quad (1.37)$$

Під час поширення в телекомунікаційному каналі надіслане OFDM-коливання $x(t)$ зазнає деструктивного впливу з боку завад як мультиплікативного, так і адитивного характеру. Вплив перших моделюється за допомогою передавальної матриці каналу $\mathbf{H}$. У межах цього дослідження прийнято припущення, що всі компоненти матриці $\mathbf{H}$ є одиничними. Роль адитивних спотворень у моделі виконують флуктуаційні шуми $n(t)$ та навмисно створені перешкоди $j(t)$.

Для математичного опису флуктуаційної завади $n(t)$ використовують апарат випадкових процесів:

$$n(t) = N(t) \cos(\omega_k t - \varphi_k) = N(t) \cos \varphi_k \cos \omega_k + N(t) \sin \varphi_k \sin \omega_k,$$

де складники $N(t) \cos \varphi_k$ та $N(t) \sin \varphi_k$ є випадковими величинами з нормальним (гаусовим) законом розподілу. Шум складника $n_k(t)$, що діє в межах k -го підканалу демодулятора OFDM, аналітично записують через лінійну комбінацію системи N ортогональних сигнальних базисів $\psi_{k1}(t), \psi_{k2}(t), \dots, \psi_{kN}(t)$:

$$n_k(t) = \sum_{n=1}^N n_{kn} \psi_{kn}(t), \quad k = \overline{1, N}. \quad (1.38)$$

Для двовимірного простору

$$n_k(t) = n_{k1} \psi_{k1}(t) + n_{k2} \psi_{k2}(t), \quad k = \overline{1, N}. \quad (1.39)$$

Отже, шумову складову $n_k(t)$ допустимо інтерпретувати як векторний рядок $\vec{n}_k = (n_{k1}, n_{k2}, \dots, n_{kN})$ або ж записати в еквівалентній матричній формі $N_k = [n_{k1} \quad n_{k2} \quad \dots \quad n_{kN}]$.

У межах N-вимірного евклідового простору розподіл коефіцієнтів шумового процесу для кожного окремого підканалу OFDM-демодулятора набуває такої структури:

$$N = \begin{bmatrix} n_{11} & n_{12} & \dots & n_{1N} \\ n_{21} & n_{22} & \dots & n_{2N} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ n_{N1} & n_{N2} & \dots & n_{NN} \end{bmatrix}. \quad (1.40)$$

Відповідно у двовимірному просторі:

$$N = \begin{bmatrix} n_{11} & n_{12} \\ n_{21} & n_{22} \\ \vdots & \vdots \\ n_{N1} & n_{N1} \end{bmatrix}. \quad (1.41)$$

За аналогією з флуктуаційним шумом, математична модель активних навмисних завад будується на базі випадкового процесу: $j(t) = J(t) \cos(\omega_k t - \varphi_k) = J(t) \cos \varphi_k \cos \omega_k + J(t) \sin \varphi_k \sin \omega_k$, де змінні $J(t) \cos \varphi_k$ та $J(t) \sin \varphi_k$ підпорядковуються нормальному (гаусівському) розподілу. Завадовий вплив $j_k(t)$, у структурі k -му

підканалу OFDM-демодулятора описують за допомогою лінійної комбінації N ортогональних коливань $\psi_{k1}(t), \psi_{k2}(t), \dots, \psi_{kN}(t)$:

$$j_k(t) = \sum_{n=1}^N j_{kn} \psi_{kn}(t), \quad k = \overline{1, N}. \quad (1.42)$$

Для двовимірного простору

$$j_k(t) = j_{k1} \psi_{k1}(t) + j_{k2} \psi_{k2}(t), \quad k = \overline{1, N}. \quad (1.43)$$

1.3. Аналіз існуючих методів та способів підвищення достовірності інформації в сучасних безпроводових засобах передачі даних

Канальне кодування, яке означає додавання надлишкової інформації до даних з метою мінімізації ймовірності бітової помилки, є однією з ключових технологій у розвитку мобільних систем зв'язку. Останнім часом коди LDPC (Low-Density Parity-Check) було обрано для канального кодування у системах зв'язку 5G завдяки їх високій продуктивності, що наближається до межі Шеннона, та низькій складності. Однак усе ще необхідно вдосконалити певні властивості кодів LDPC, зокрема пропускну здатність, гнучкість та складність кодів таким чином, щоб вони відповідали всім вимогам 5G [18].

Нещодавній інтерес до канального кодування в системах зв'язку 5G сприяв використанню кодів LDPC (Low-Density Parity-Check). Коди LDPC були винайдені Галлагером у 1960 році та знову відкриті Маккеєм і Нілом наприкінці 1990-х років. Клас LDPC-кодів належить до категорії лінійних блокових завадостійких кодів, математичний опис яких базується на використанні двовимірної перевіркової матриці (більш відомої як parity-check matrix або H-матриця). Вони називаються кодами низької щільності, оскільки щільність одиниць (ненульових елементів) у H-матриці дуже мала. Завдяки високій продуктивності та низькій складності коди LDPC були обрані для забезпечення

канального кодування у системах зв'язку нового покоління. Стандарт WiMAX 802.16e використовує коди LDPC, розроблені IEEE, як схему канального кодування для задоволення вимог мобільних систем зв'язку, де цей стандарт є наступним кроком до бездротових систем із дуже високою пропускнуою здатністю. Коди LDPC стали ключовим компонентом багатьох систем зв'язку, таких як WiFi (IEEE802.11n), WiMAX (IEEE802.16), DVB-S2, CCSDS та ITU G.hn. Коди LDPC, що використовуються у стандарті WiMAX, розроблені з використанням структур квазіциклічних (QC) кодів, які мають різні довжини та швидкості. Проте забезпечення кодів LDPC з різними довжинами та швидкостями створює значні труднощі для реалізації декодера LDPC [66-68].

Коди LDPC повністю характеризуються бінарною матрицею перевірки на парність (H-матрицею) і можуть бути представлені двочастковими графами, що називаються графами Танера (Tanner graphs). У цьому графі ненульові елементи кожного рядка та кожного стовпця H-матриці представлені двома наборами вузлів: перевірочні вузли (Check Nodes, CN) та вузли змінних (Variable Nodes, VN) відповідно. Змінні та перевірочні вузли з'єднуються ребрами, причому кількість ребер у графі дорівнює кількості одиниць у H-матриці. На рис. 1.12 показано приклад графа Танера для заданої H-матриці [66].

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (1.44)$$

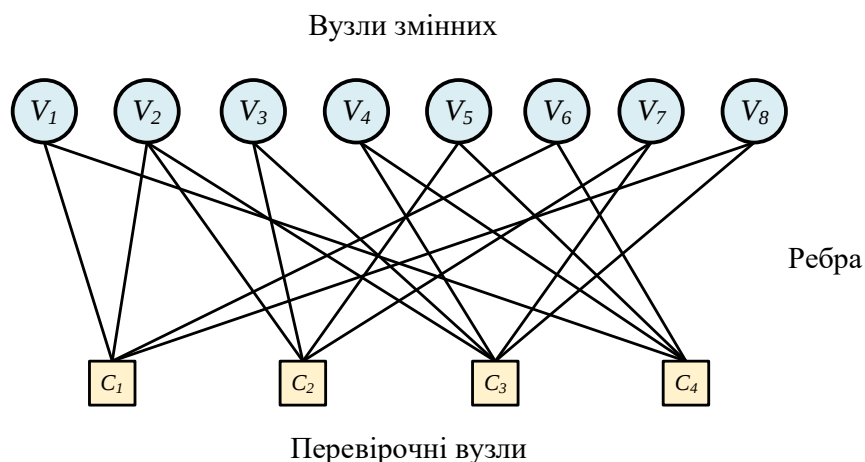


Рис. 1.12. Tanner-граф представлення LDPC-коду

LDPC-код, (x) , повинен задовольняти таке рівняння:

$$Hx^T = 0 \pmod{2}, \forall x \in c \quad (1.45)$$

LDPC-код довжини N та K інформаційних бітів завжди представляється матрицею перевірки на парність розміру $(M \times N)$, а швидкість коду дорівнює K/N , де M — кількість бітів перевірки на парність, еквівалентна $M = N - K$. Ступінь вузла — це кількість ребер у кожному вузлі H -матриці. Крім того, він відображає кількість з'єднань між VN (variable nodes) та CN (check nodes) і визначає два типи LDPC-кодів. Якщо розподіл ваги стовпців (d_v) і розподіл ваги рядків (d_c) є сталими, код називається регулярним LDPC-кодом. Коди LDPC використовуються у стандартах WiMAX. Кожен LDPC-код, що використовується у стандартах WiMAX, визначається розрідженою H -матрицею, яка, у свою чергу, розширюється з базової матриці H_b розміру $m_b \times n_b$, де $m_b = M/m_f$ та $n_b = N/m_f$, де Z_f — коефіцієнт розширення. H -матриці стандартів WiMAX можуть бути отримані за допомогою такого рівняння [67]:

$$H = \begin{bmatrix} P_{1,1} & P_{1,2} & \dots & P_{1,n_b} \\ P_{2,1} & P_{2,2} & \dots & P_{2,n_b} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ P_{m_b,1} & P_{m_b,2} & \dots & P_{m_b,n_b} \end{bmatrix} \quad (1.46)$$

де $P_{i,j}$ — циркулярно-право зміщена ідентична матриця (перестановочна матриця) розміру $Z_f \times Z_f$. Для WiMAX 802.16e коефіцієнт розширення Z_f варіюється від 24 до 96 з кроком 4, що дозволяє підтримувати 19 різних розмірів кодів. Два параметри n_b та m_b мають сталі максимальні значення 24 та 12 відповідно. Наразі існує шість різних кодів з чотирма різними швидкостями коду, які використовуються у WiMAX 802.16e: 1/2, 2/3A, 2/3B, 3/4A, 3/4B, 5/6. Наведені нижче матриці є H -матрицями, що відповідають швидкостям коду 1/2 та 5/6 (рис. 1.13, 1.14) [69].

-1	94	73	-1	-1	-1	-1	-1	55	83	-1	-1	7	0	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1
-1	27	-1	-1	-1	22	79	9	-1	-1	-1	12	-1	0	0	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1
-1	-1	-1	24	22	81	-1	33	-1	-1	-1	0	-1	-1	0	0	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1
61	-1	47	-1	-1	-1	-1	-1	65	25	-1	-1	-1	-1	0	0	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1
-1	-1	39	-1	-1	-1	84	-1	-1	41	72	-1	-1	-1	-1	0	0	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1
-1	-1	-1	-1	46	40	-1	82	-1	-1	-1	79	0	-1	-1	-1	-1	0	0	-1	-1	-1	-1	-1
-1	-1	95	53	-1	-1	-1	-1	-1	14	18	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	0	0	-1	-1	-1	-1
-1	11	73	-1	-1	-1	2	-1	-1	47	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	0	0	-1	-1	-1	-1
12	-1	-1	-1	83	24	-1	43	-1	-1	-1	51	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	0	0	-1	-1	-1
-1	-1	-1	-1	-1	94	-1	59	-1	-1	70	72	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	0	0	-1	-1
-1	-1	7	65	-1	-1	-1	-1	39	49	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	0	0	0
43	-1	-1	-1	-1	66	-1	41	-1	-1	-1	26	7	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	0

Рис. 1.13. Швидкість коду 1/2

1	25	55	-1	47	4	-1	91	84	8	86	52	82	33	5	0	36	20	4	77	80	0	-1	-1
-1	6	-1	36	40	47	12	79	47	-1	41	21	12	71	14	72	0	44	49	0	0	0	0	-1
51	81	83	4	67	-1	21	-1	31	24	91	61	81	9	86	78	60	88	67	15	-1	-1	0	0
50	-1	50	15	-1	36	13	10	11	20	53	90	29	92	57	30	84	92	11	66	80	-1	-1	0

Рис. 1.14. Швидкість коду 5/6

Усі шість матриць можуть використовуватись, коли коефіцієнт розширення Z_f , менший за максимальне значення $Z_0 = 96$. У цьому випадку кожна матриця може бути розширена відповідно до таких рівнянь [70]:

$$P_{f,i,j} = P_{i,j} \quad \text{if } P_{i,j} \leq 0 \quad (1.47)$$

$$P_{f,i,j} = P_{i,j} * Z_f / Z_0 \quad \text{if } P_{i,j} \geq 0 \quad (1.48)$$

Кількість ребер також дорівнює кількості одиниць у двійковій Н-матриці. Розподіл ступенів перевірочних вузлах і вузлах змінних можна виразити як $f[d_v^{max}, \dots, 3, 2]$ та $g[d_c^{max}, d_c^{max} - 1]$ відповідно. Шість класів Н-матриць WiMAX 802.16e разом із їхніми розподілами ступенів VN та CN підсумовані в Таблиці 1.3.

Таблиця 1.3

Розподіл ступенів коду LDPC WiMAX 802.16E

Код	f	g
$1/2$	$[2, 3, 6] = \{11/24, 1/3, 5/24\}$	$[6, 7] = \{2/3, 1/3\}$
$2/3$ A	$[2, 3, 6] = \{7/24, 1/2, 5/24\}$	$[10] = \{1\}$

$2/3$ В	$[2, 3, 4] = \{7/24, 1/24, 2/3\}$	$[10,11] = \{7/8, 1/8\}$
$3/4$ А	$[2, 3, 4] = \{5/24, 1/24, 3/4\}$	$[14,15] = \{5/6, 1/6\}$
$3/4$ В	$[2, 3, 6] = \{5/24, 1/2, 7/24\}$	$[14,15] = \{1/3, 2/3\}$
$5/6$	$[2, 3, 4] = \{3/24, 5/12, 11/24\}$	$[20] = \{1\}$

Функції f та g задають частку VN і CN з певним ступенем. У декодері існує багато алгоритмів декодування для відновлення інформації: 1) Sum-Product algorithm (SPA), 2) Min-Sum algorithm, 3) Min-Max algorithm, 4) Message-Passing algorithm, 5) Bit-Flipping decoding algorithm. Алгоритм SPA базується на поширенні переконань (belief propagation) і забезпечує кращу продуктивність, ніж інші алгоритми. Він має дві фази обробки: у фазі 1 оновлюються всі VN; у фазі 2 оновлюються всі CN. На кожній фазі окремі вузли паралелізуються, тому вони обробляються незалежно. Кожен VN зі ступенем d_v визначає оновлення повідомлення m за допомогою наступного співвідношення, де кожне оновлення повідомлення є Log-Likelihood Ratio (LLR) [71,72]:

$$\lambda_k = \lambda_{ch} + \sum_{l=0}^{d_v-1} \lambda_l - \lambda_k^{old} \quad (1.49)$$

де λ_{ch} — LLR відповідного каналу, який представлений у вузлі змінних, а λ_l відповідає LLR суміжних ребер.

У статті [73] розглядаються методи адаптивного декодування просторово-зчеплених LDPC-кодів (SC-LDPC). Основна увага приділена зменшенню обчислювальної складності та енергоспоживання декодера. Запропоновано адаптивний алгоритм ковзного вікна (Sliding Window Decoding). Розмір вікна та кількість операцій декодування можуть змінюватися залежно від умов прийому. Досліджено вплив параметрів алгоритму на затримку та якість відновлення інформації. Метод дозволяє зберігати високу коригувальну здатність LDPC при меншій кількості ітерацій. Підхід орієнтований на системи 5G/6G та

високошвидкісні канали передачі. Основна ідея: адаптивне керування параметрами процесу декодування LDPC залежно від стану каналу для зменшення затримки та енергозатрат.

У роботі [74] досліджується використання LDPC-кодів у каналах із непостійним рівнем шуму. Запропоновано метод послідовного байєсівського оцінювання параметрів каналу. Алгоритм відстежує зміну співвідношення сигнал/шум (SNR) у реальному часі. Отримані оцінки використовуються для покращення роботи LDPC-декодера. На відміну від традиційних підходів із фіксованими параметрами, метод враховує динамічність каналу. Це дозволяє підвищити достовірність передачі в умовах невизначеного завадового середовища. Основна ідея: адаптація параметрів декодування LDPC шляхом прогнозування характеристик каналу та зміни режиму роботи декодера.

Стаття [75] присвячена адаптивному декодеру LDPC із прогнозуванням його продуктивності. Для оцінювання якості каналу використовується середня взаємна інформація. Запропонований метод дозволяє визначити необхідну кількість ітерацій декодування. Декодер може достроково завершувати роботу при досягненні необхідної якості. Це зменшує обчислювальне навантаження системи. Метод особливо ефективний для бездротових систем із змінним рівнем шуму. Основна ідея: динамічна зміна параметрів декодера LDPC на основі оцінки інформаційної якості прийнятого сигналу.

У статті [76] запропоновано вдосконалений алгоритм декодування глобально-зв'язаних LDPC-кодів. Метод використовує двофазну структуру декодування. Перша фаза виконує локальне декодування з раннім завершенням. Друга фаза забезпечує примусове збільшення збіжності алгоритму. Це дозволяє скоротити кількість непотрібних ітерацій. Показано покращення швидкості декодування без значного погіршення BER. Основна ідея: адаптивне управління кількістю ітерацій декодування залежно від результату перевірки достовірності.

У роботі [77] розглядається реалізація турбо кодера та турбо декодера на апаратному рівні. Використовується алгоритм MAP (Maximum A Posteriori). Досліджується робота двох рекурсивних згорткових кодерів із перемежувачем.

Особлива увага приділяється оптимізації кількості ітерацій декодування. Запропонована архітектура орієнтована на цифрові системи зв'язку. Показано можливість підвищення швидкодії турбо декодування. Основна ідея: оптимізація параметрів турбо декодера (кількість ітерацій, структура MAP) для підвищення ефективності передачі.

У статті [78] проведено порівняльний аналіз турбо-, LDPC- та полярних кодів. Дослідження виконано для каналу AWGN із міжсимвольною інтерференцією. Розглянуто залежність BER від параметрів каналу. Порівнюється здатність кодів компенсувати вплив шумів і завад. Показано, що вибір кодової конструкції залежить від характеристик середовища. Результати можуть використовуватися для адаптивного вибору кодів у системах зв'язку. Основна ідея: вибір оптимального типу кодування залежно від параметрів каналу для забезпечення максимальної достовірності передачі.

У статті [79] запропоновано новий клас LDPC-кодів із можливістю зміни швидкості кодування (rate-compatible LDPC). Автори розглядають побудову кодових конструкцій на основі примітивних поліномів та структур Голомба. Основною метою є створення кодів, які можуть працювати у різних режимах передачі без повної зміни кодової матриці. Для адаптації швидкості використовується процедура проколювання (puncturing) кодових символів. Це дозволяє отримувати різні значення надлишковості залежно від умов каналу. Досліджується вплив структури перевіркової матриці на мінімальну відстань коду та BER. Запропоновані коди забезпечують баланс між складністю реалізації та коригувальною здатністю. Метод може бути використаний у системах із змінною якістю каналу зв'язку. Основна ідея: створення LDPC-коду з адаптивною швидкістю передачі шляхом зміни рівня надлишковості коду відповідно до умов каналу.

У роботі [80] досліджуються LDPC-коди зі змінною швидкістю для систем авіаційної телеметрії. Розглядається проблема передачі інформації через канали з обмеженою пропускну здатністю. Автори пропонують використання rate-compatible LDPC конструкцій для гнучкої зміни параметрів кодування.

Адаптація виконується через керування кількістю переданих перевірочних бітів. Це дозволяє підлаштовувати систему під різні рівні шуму та завад. Проведено аналіз енергетичної ефективності та ймовірності помилки. Запропонований підхід забезпечує роботу системи у широкому діапазоні умов каналу. Результати актуальні для спеціальних систем зв'язку та каналів із нестабільними характеристиками. Основна ідея: адаптивне регулювання швидкості LDPC-коду для забезпечення надійної передачі при зміні параметрів каналу.

Стаття [81] присвячена практичному використанню LDPC-кодів зі змінною швидкістю у високошвидкісних оптичних мережах. Розглядається система передачі понад 100 Гбіт/с із гнучким налаштуванням інформаційної швидкості. Автори застосовують rate-compatible LDPC для адаптації параметрів кодування. Залежно від стану каналу змінюється співвідношення інформаційних і перевірочних бітів. Це дозволяє підтримувати стабільну якість зв'язку при зміні втрат сигналу. Експериментально показано можливість роботи в різних режимах передачі. Підхід підвищує ефективність використання каналного ресурсу. Метод є перспективним для адаптивних систем зв'язку нового покоління. Основна ідея: практична реалізація адаптивного LDPC-кодування, де параметри коду змінюються відповідно до вимог каналу.

Недоліком цих методів є те, що вони не враховують можливість використання багаторівневої структурної адаптації кодерів та декодерів.

1.4. Формулювання науково-прикладної задачі й часткових завдань дисертаційного дослідження

На даний час методи підвищення достовірності інформації в системах безпроводової передачі даних досить глибоко й широко досліджені в наукових працях вітчизняних та іноземних авторів, серед яких найбільш відомі наступні вчені: В. Л. Банкет, В.О. Устименко, С.В. Зайцев, В.В. Казимир, К. Шеннон, Д. Форні, Ф. Дж. Мак-Вільямс, Б. Фано, Е. Вітербі, Р. Хеммінг, Р. Галлагер,

К. Берроу, Л., Д. Маккей, Е. Ерікан, Хензо, А. Голдсміт, М. Валенті, А. Глав'є, П. Тхітімаджіма, Ж. Гагенауер, С. Бенедетто, Т. Річардсон, Р. Урбанке та ін.

У сучасних безпроводових системах передачі даних проблема забезпечення високої достовірності інформації є однією з ключових, оскільки процес передавання відбувається в умовах впливу різноманітних завад, багатопроменевого поширення сигналів, завмирань, зміни характеристик каналу зв'язку та обмеженого енергетичного ресурсу мобільних пристроїв. Для підвищення ефективності функціонування таких систем застосовуються комплексні технології підвищення завадостійкості, серед яких найбільшого поширення набули методи адаптивного кодування та модуляції, технології ортогонального частотного мультиплексування (OFDM), багатоантенні системи передачі MIMO (Multiple Input Multiple Output), а також методи розширення спектра сигналів.

Одним із основних напрямів підвищення надійності передачі цифрової інформації є використання завадостійкого кодування, яке забезпечує можливість виявлення та виправлення помилок, що виникають у процесі проходження сигналу через канал зв'язку. На сучасному етапі розвитку телекомунікаційних систем найбільш поширеними кодовими конструкціями є турбо коди, LDPC-коди (Low Density Parity Check Codes) та полярні коди. Зазначені кодові конструкції характеризуються високою коригувальною здатністю та дозволяють наблизити ефективність передачі інформації до теоретичної межі Шеннона.

Турбо коди базуються на використанні каскадного з'єднання декількох простих кодів із застосуванням ітераційного декодування та обміну м'якою інформацією між декодерами. Їх основною перевагою є висока енергетична ефективність при роботі в умовах значного рівня шумів. LDPC-коди використовують розріджені матриці перевірок на парність та графове представлення структури коду, що дозволяє реалізовувати ефективні алгоритми декодування з використанням методів поширення довіри. Полярні коди, у свою чергу, забезпечують можливість досягнення пропускнуої здатності каналу при

збільшенні довжини кодового слова та активно застосовуються у сучасних стандартах мобільного зв'язку.

Для забезпечення стабільної роботи безпроводових систем у змінних умовах каналу використовуються методи адаптації параметрів кодових конструкцій. Основна ідея адаптивного кодування полягає у динамічній зміні характеристик коду відповідно до поточного стану каналу зв'язку. До таких параметрів можуть належати швидкість кодування, довжина кодового слова, структура перевірконої матриці LDPC-коду, параметри перемежувача турбо-коду, кількість ітерацій декодування та інші характеристики.

Разом з тим, аналіз сучасних досліджень показує, що значна частина існуючих методів адаптації базується на використанні традиційних ітераційних числових алгоритмів оптимізації. Такі методи, як правило, спрямовані на налаштування одного або декількох окремих параметрів кодової конструкції, наприклад, вибір оптимальної швидкості кодування або кількості ітерацій декодування. При цьому структура самого коду залишається незмінною, що обмежує можливості адаптації до складних і динамічно змінних умов завадового середовища.

Недостатньо дослідженим напрямом залишається застосування структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів із використанням методів штучного інтелекту, зокрема нейронних мереж. Використання нейромережових підходів дозволяє здійснювати аналіз характеристик каналу зв'язку, прогнозувати рівень завадового впливу та автоматично формувати оптимальну структуру кодової конструкції. Такий підхід дає можливість адаптувати не лише окремі параметри коду, а й змінювати його внутрішню структуру відповідно до поточних умов передачі інформації.

Таким чином, актуальним завданням є розроблення методів структурної адаптації турбо-кодів та LDPC-кодів на основі нейронних мереж, що дозволить підвищити достовірність передачі інформації, зменшити ймовірність виникнення помилок та забезпечити більш ефективне функціонування сучасних безпроводових систем зв'язку.

Отже, дисертаційне дослідження присвячене вирішенню актуальної науково-технічної задачі, яка має важливе значення для розвитку сучасних систем безпроводової передачі даних. Її вирішення полягає у підвищенні рівня достовірності інформації шляхом створення методів структурної адаптації кодових конструкцій турбо кодів та LDPC-кодів із застосуванням нейромережових технологій в умовах невизначеності характеристик каналу зв'язку.

У межах дисертаційного дослідження об'єктом є процеси кодування та подальшої обробки інформаційних потоків у безпроводових каналах зв'язку, а предметом – методологічні підходи до оптимізації завадостійкості та мінімізації ймовірності помилок під час транспортування інформаційних потоків у бездротових зв'язку.

Отже, мета дисертаційного дослідження полягає у підвищенні ефективності функціонування безпроводових систем передачі даних в умовах впливу завад шляхом розроблення методів структурної адаптації кодових конструкцій із використанням технологій нейронних мереж.

Досягнення поставленої науково-практичної мети передбачає послідовне виконання низки взаємопов'язаних кроків.

На першому етапі дослідження передбачається здійснити аналіз сучасного стану систем безпроводової передачі даних, визначити основні фактори, що спричиняють зростання рівня помилок при передаванні інформації, а також розглянути та узагальнити існуючі методи зменшення похибок у сучасних безпроводових телекомунікаційних системах.

На другому етапі необхідно на основі аналізу методів завадостійкого кодування та декодування розробити метод корекції параметрів логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж.

На третьому етапі необхідно розробити метод структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі.

На четвертому етапі дослідження планується сформулювати методику вибору множин кодових конструкцій, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, при впливі шумів та навмисних завад.

На завершальному (п'ятому) етапі передбачається виконання аналізу отриманих результатів шляхом їх порівняння з відомими рішеннями із використанням методів імітаційного моделювання.

Висновки за розділом 1

1. Аналіз сучасного стану безпроводових систем передачі даних, основних причин виникнення помилок під час передавання інформації, а також існуючих методів їх зменшення дозволив дійти висновку, що для гарантування високої завадостійкості в умовах інтенсивного завадового впливу найбільш перспективним вектором досліджень є застосування нейромережових архітектур для гнучкої (структурної) модифікації параметрів кодування.

2. Мета дисертаційного дослідження полягає у оптимізації експлуатаційних та завадозахисних характеристик бездротових телекомунікаційних мереж за наявності впливу завад шляхом розроблення методів структурної адаптації кодових конструкцій із використанням технологій нейронних мереж.

3. Реалізація визначеного орієнтиру дисертації вимагає розв'язання комплексної науково-практичної проблеми, спрямованої на підвищенні рівня достовірності інформації шляхом створення методів параметричної та структурної перебудови схем турбо-кодування та LDPC-кодів із застосуванням нейромережових технологій в умовах невизначеності характеристик каналу зв'язку.

4. Науково-прикладну задачу доцільно розділити на деякі часткові взаємопов'язані завдання, що визначають зміст наступних розділів.

Основні результати розділу опубліковано у роботі [42,43].

РОЗДІЛ 2. МЕТОД КОРЕКЦІЇ ПАРАМЕТРІВ ЛОГАРИФМІЧНИХ ВІДНОШЕНЬ ФУНКЦІЙ ПРАВДОПОДІБНОСТІ ДЕКОДЕРІВ ТУРБО КОДА З ВИКОРИСТАННЯМ НЕЙРОННИХ МЕРЕЖ

2.1. Аналіз сучасних методів завадостійкого кодування даних в сучасних безпроводових системах передачі даних

Система стільникового зв'язку нового радіоінтерфейсу 5G характеризується трьома основними сценаріями використання: розширений мобільний широкосмуговий доступ (eMBB), ультранадійні низькозатримкові комунікації (URLLC) та масові комунікації машинного типу (mMTC), що забезпечує значно вищу пропускну здатність, меншу затримку та більшу надійність порівняно з системами eMBB [82,83].

Для низхідного каналу було прийнято два типи схем каналного кодування: коди з низькою щільністю перевірок на парність (LDPC) та полярні коди. Вони були прийняті для 5G, де перші використовуються для користувацьких даних, а другі – для керуючої інформації. Як схема кодування даних, LDPC-коди в 5G призначені для підтримки високої пропускну здатності, змінної швидкості коду та довжини, а також гібридних автоматичних повторних запитів (HARQ) на додаток до хорошої здатності виправлення помилок. Полярні коди, як схема кодування керування, розроблені для ефективної роботи з короткою довжиною блоку, одночасно вирішуючи проблему затримки при послідовному виключенні (successive cancellation decoding).

У релізі Release-15 технології доступу 5G нового радіоінтерфейсу (NR), стандартизованої 3GPP (3rd Generation Partnership Project), було введено дві нові схеми каналного кодування фізичного рівня – полярні коди та коди з низькою щільністю перевірок на парність (LDPC), які замінюють згорткові та турбо коди, що використовувалися в 4G (LTE).

LDPC-коди спочатку були запропоновані Галлагером, і матриця перевірки на парність LDPC-кодів може бути представлена у вигляді двочасткового графа,

як показано на рис. 2.1. Така можливість ефективного декодування є важливим фактором для практичного застосування. Окрім цього, LDPC-коди показано такими, що досягають пропускної здатності для двійкових симетричних за входом каналів без пам'яті (memoryless binary-input, output-symmetric – MBIOS). MBIOS-канал характеризується ймовірністю $p_{Y|X}(y|x)$, що задовольняє $p_{Y|X}(y|0) = p_{Y|X}(-y|1)$ для $X \in \{0,1\}$ і $y \in \gamma$, де γ може бути або дискретною, або неперервною змінною. Існує кілька важливих характеристик LDPC-кодів 5G, які наближаються до кодів, що досягають пропускної здатності [84].

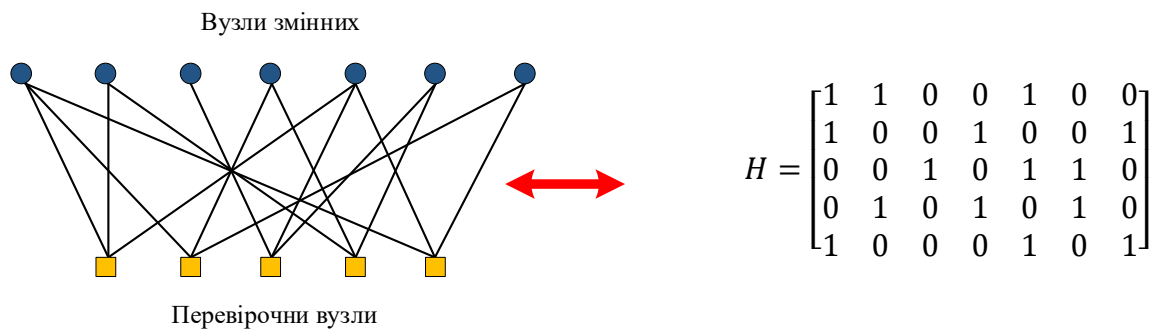


Рис. 2.1. Графове представлення матриці перевірки парності LDPC

Варіанти практичної реалізації мереж 5G, зокрема в межах концепції eMBB, ставлять жорсткі вимоги щодо забезпечення надвисокої пропускної здатності інформаційних каналів, гранична швидкість яких може досягати 20 Гбіт/с, і процеси кодування та декодування каналів 5G повинні бути розроблені відповідно для цього. Коди 5G для даних побудовані на основі квазіциклічних (QC) LDPC-кодів, що природно забезпечує паралелізм як у кодуванні, так і в декодуванні, а високопродуктивні кодер і декодер можуть бути реалізовані завдяки такому паралелізму. Канальні коди 5G для даних також повинні підтримувати HARQ та 5G. LDPC-коди розроблені для ефективної підтримки HARQ з інкрементальною надлишковістю (IR). Така конструкція IR-HARQ для LDPC-кодів 5G ефективно зменшує розмір графа кодування та декодування при високих швидкостях коду, що також сприяє досягненню високої пропускної здатності. Сумісність за швидкістю, що дозволяє вибирати довільну кількість переданих бітів із виходу базового коду та змінювати довжину коду, є ще однією

важливою функціональністю каналних кодів 5G. На рис. 2(а) показано ланцюг обробки кодера/передавача для LDPC-кодів 5G [85].

Полярні коди були спочатку запропоновані Аріканом, обґрунтував можливість досягнення границі Шеннона (пропускної здатності) для дискретних симетричних каналів без пам'яті (MBIOS) [86]. На противагу завадостійким кодам LDPC-типу, де досяжність пропускної здатності ґрунтується на середній продуктивності ансамблю, для полярних кодів вона може бути доведена для конкретної реалізації. Більше того, просте декодування методом послідовного виключення є достатнім для досягнення пропускної здатності. Одним із базових процедур під час синтезу полярних кодових конструкцій належить ідентифікація структури кодового слова, що передбачає локалізацію індексів для розміщення корисних даних та фіксованих («заморожених» або frozen) символів. Слід зазначити, що коли для класичного двійкового каналу зі стиранням (BEC) це завдання розв'язується в рекурсивній формі через відносно прості аналітичні співвідношення, то у випадку більш складних фізичних моделей (зокрема, для каналів із білим гаусовим шумом) розрахунок позицій вимагає залучення ітераційних чисельних алгоритмів [87].

На рис. 2.2(b) показано ланцюг обробки кодера/передавача для полярних кодів 5G.

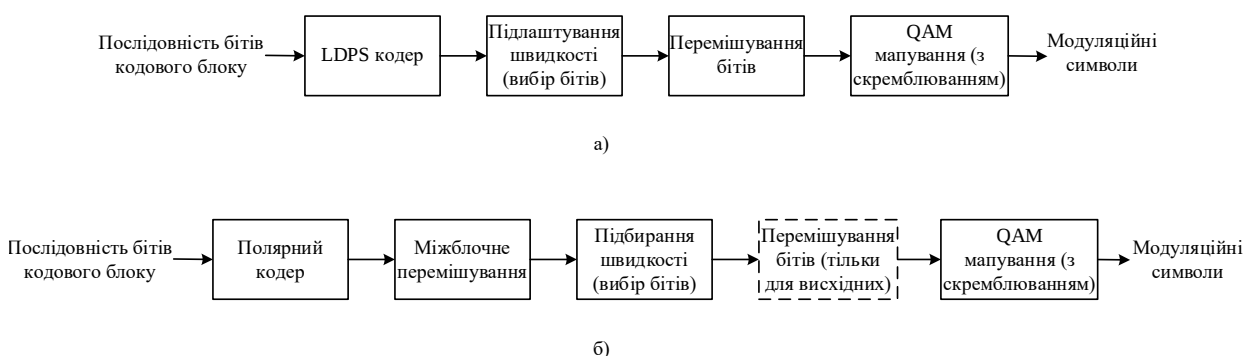


Рис. 2.2. Ланцюг обробки кодера/передавача для 5G LDPC-кодів та полярних кодів. (а) LDPC-коди, (b) полярні коди

У практичних системах одним із способів уникнути чисельної складності визначення інформаційної послідовності є збереження попередньо обчислених послідовностей. Проте інформаційна послідовність також може залежати від

параметрів, таких як відношення сигнал/шум (SNR), геометричний розмір кодового блоку та інших чинників. Це змушує шукати компромісні інженерні рішення для звуження спектра варіацій кодових структур. Зокрема, у стандартах зв'язку п'ятого покоління (5G) з метою уніфікації було впроваджено єдину базову послідовність надійності каналів для будь-яких режимів роботи. Аналогічно до алгоритмів для даних, каналні коди 5G для керуючої інформації повинні підтримувати сумісність швидкостей через процес регулювання швидкості (rate matching).

LDPC-коди 5G належать до сімейства QC-LDPC-кодів, і QC-LDPC-коди можуть бути пояснені за допомогою концепції протограф-кодів. На рис. 2.3 показано процедуру побудови довгого протограф-коду за допомогою малого протографа [88]. Простіше кажучи, графове представлення протограф-кодів отримується шляхом приєднання кількох копій протографа з подальшою перестановкою ребер між ними. Для виконання перестановки ребер спочатку ідентифікуються однойменні вузли (вузли змінних і вузли перевірок) з кожної копії протографа, і перестановка ребер відбувається лише між такими вузлами. Процес приєднання кількох копій протографа та перестановки ребер називається *lifting*, а кількість приєднаних копій протографа називається розміром підйому (*lifting size*), який зазвичай позначається змінною Z . Для LDPC-кодів локальні з'єднання між вузлами змінних і вузлами перевірок є важливими для забезпечення високої продуктивності, і ця процедура перестановки дозволяє будувати довгі коди шляхом об'єднання кількох копій малого протографа зі збереженням його локальних властивостей. Наприклад, якщо вузол перевірки (або вузол змінної) у протографі на рис. 3 з'єднаний із ребрами певної групи кольорів, то відповідний вузол у довгому протограф-коді також залишиться з'єднаним із ребрами тієї ж групи кольорів після побудови коду [89].

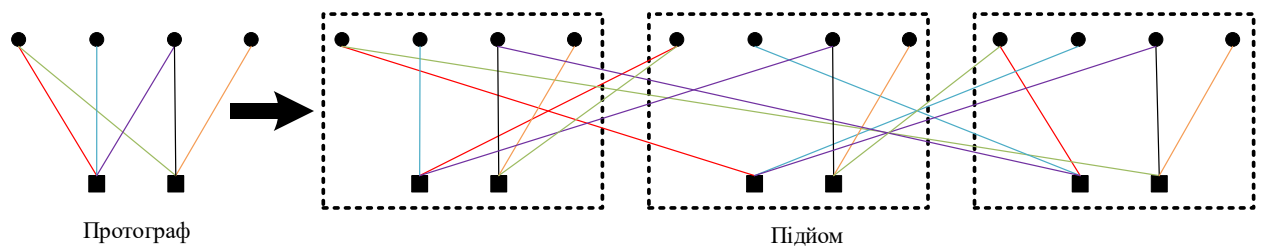


Рис 2.3. Побудова протограф-кодів; перестановка застосовується для ребер однакового кольору

Проектування якісного шаблону перестановки з хорошими властивостями циклів також є важливим для продуктивності протограф-кодів. Було отримано численні результати, які показують, що протограф-коди забезпечують хорошу продуктивність для скінченних довжин у різних умовах. Окрім простоти побудови довгих кодів, протограф-коди забезпечують природний паралелізм як у кодуванні, так і в декодуванні, що є особливо корисним при використанні шарового декодування. У шаровому декодуванні кожен вузол перевірки або вузол змінної обробляється послідовно під час кожної ітерації декодування, на відміну від схеми flooding, у якій повідомлення на всіх вузлах перевірки оновлюються одночасно (паралельно) протягом половини ітерації декодування, а потім аналогічно для всіх вузлів змінних у другій половині ітерації. Шарове декодування зазвичай прискорює збіжність з точки зору кількості ітерацій декодування, але, як правило, не є паралельним, на відміну від схеми flooding. Проте у випадку протограф-кодів однойменні вузли з кожної копії протографа можуть природно оброблятися одночасно без впливу на ефективність шарового декодування.

У специфікації 5G протограф офіційно називається базовим графом (base graph), і існує два типи базових графів, використання яких визначається швидкістю коду або розміром інформаційних бітів. Матриця перевірки на парність протограф-кодів може бути побудована з базового графа шляхом заміни кожного нульового елемента на нульову матрицю розміру $Z \times Z$, а кожного ненульового елемента – на матрицю перестановки розміру $Z \times Z$. QC-LDPC-коди можна розглядати як протограф-коди, у яких перестановки обмежені лише

циклічними зсувами. Іншими словами, матриця перестановки QC-LDPC-кодів є циклічно зсунутою одиничною матрицею. Однією з головних переваг використання такої матриці є те, що кожна перестановка задається одним числом. Це значно зменшує вимоги до пам'яті при реалізації, а також полегшує використання простої комутаційної мережі для кодування та декодування [90,91].

Структуру базового графа LDPC-кодів 5G можна пояснити на прикладі рис. 2.4, який описує базовий граф 1 розміру 46×68 із базовою швидкістю коду $1/3$. Структура базового графа 2 має розмір 42×52 із базовою швидкістю коду $1/5$ і подібна до базового графа 1. Перші 22 стовпці базового графа 1 та перші 10 стовпців базового графа 2 відповідають інформаційним бітам. Зверніть увагу, що перші два стовпці обох базових графів не передаються, тобто вони завжди проколюються (punctured) [91].

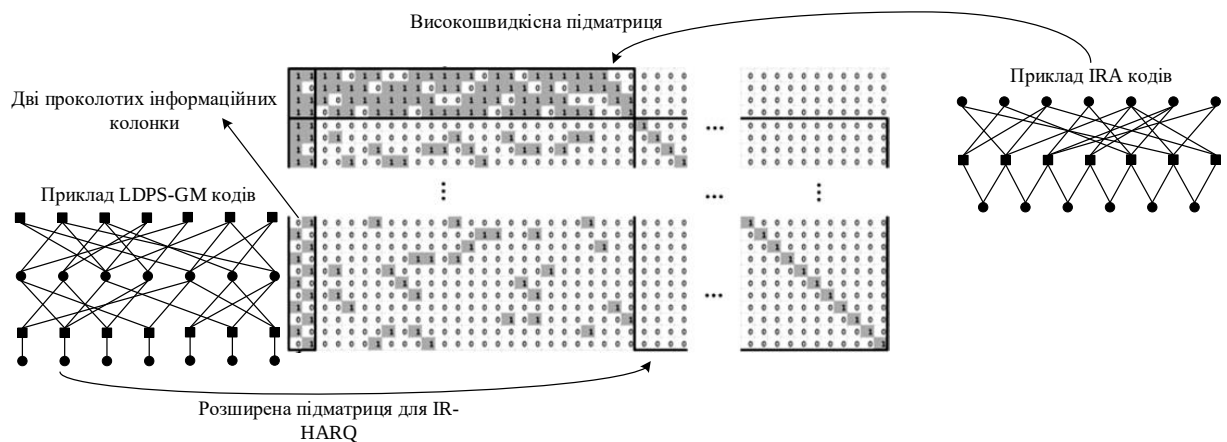


Рис 2.4. Базовий граф 5G LDPC-кода

Вихід кодера, що відповідає першим двом стовпцям базового графа, не передається. Слід зауважити, що декодер повинен відновити ці проколені змінні, оскільки вони відповідають інформаційним бітам. Це дещо відрізняється від проколювання перевірочних бітів, оскільки у тому випадку декодер може не намагатися відновити ці біти і просто покладатися на CRC для перевірки результатів декодування, хоча це призводить до гіршої ймовірності хибного спрацювання порівняно з використанням усіх перевірочних бітів. З рис. 2.4

видно, що степінь вузлів змінних у двох проколених стовпцях значно більший, ніж у непроколених змінних.

Обсяг доступного радіоресурсу в стільникових мережах характеризується постійною динамікою, що обумовлює необхідність реалізації в LDPC-кодах 5G механізму адаптації (узгодження) швидкості з метою гнучкого регулювання кількості інформаційних бітів у пакеті (рис. 2.5). Як зазначалося раніше, структура області розширення LDPC-кодів 5G вже забезпечує відносно простий спосіб реалізації цієї функції. Подібно до 4G, операція HARQ і відповідна підгонка швидкості в LDPC-кодах 5G керуються параметром *redundancy version* (rv) зі значеннями від 0 до 3. Кожна версія надлишковості відповідає певній позиції стовпця базового графа, яка ділить базовий граф (за винятком двох проколених стовпців) на чотири частини. Зазначимо, що це твердження є строго коректним лише за відсутності обмеження буфера HARQ. Подібно до 4G, у низхідній лінії 5G існує обмеження буфера HARQ, яке стає суттєвим при високих швидкостях передачі. У цьому випадку мінімальна швидкість коду обмежується значенням $2/3$, хоча сам базовий граф 1 підтримує швидкість до $1/3$ [91].

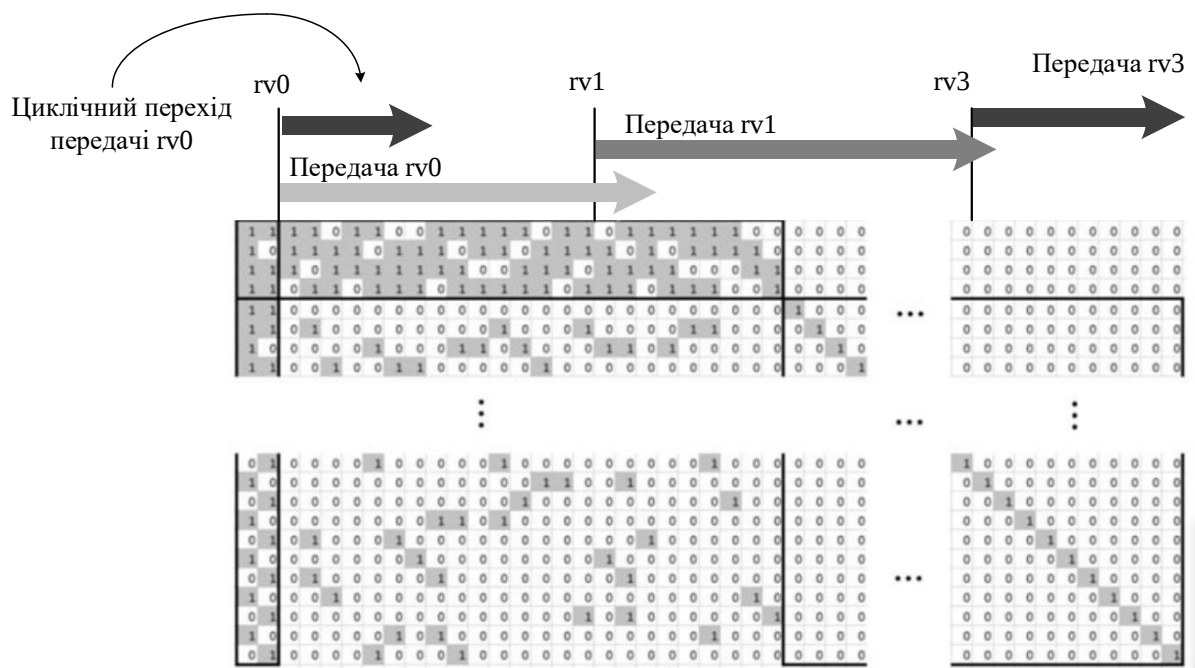


Рис 2.5. Операція узгодження швидкості кодів 5G LDPC

У LDPC-кодах 5G додатково застосовується операція перемішування бітів (bit interleaving) після вибору переданих бітів. Вона реалізується у вигляді рядково-стовпцевого перемішувача (рис. 2.6), розмір рядка якого залежить від порядку модуляції: 4/16/64/256-QAM [93].

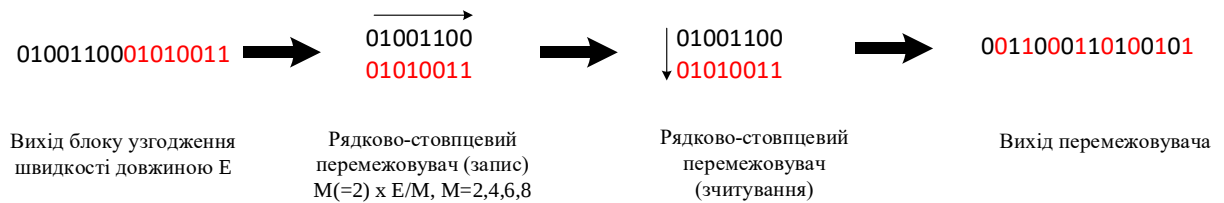


Рис 2.6. Операція блочного перемежування LDPC кодів системи 5G

Однією з основних цілей цього перемішувача є розміщення інформаційних бітів у більш надійних бітових каналах при використанні Gray-відображення, зокрема в найбільш значущих бітах кожного QAM-символу. Тип розподілу ресурсів 1 у 5G підтримує перемішане відображення (interleaved mapping), яке включає додаткове перемішування на рівні символів. Це можна розглядати як реалізацію BICM (bit-interleaved coded modulation) у поєднанні з бітовим перемежувачем [94].

2.2. Метод корекції параметрів ЛВФП декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж

Призначення методу. Запропонований метод дозволяє коригувати зовнішні логарифмічні відношення функцій правдоподібності декодерів турбо кода за рахунок використання нейронних мереж типу багаторівневий перцептрон для паралельної та послідовної конкатенацій турбо кодів.

Сутність методу передбачає отримання вагових коефіцієнтів при навчанні багаторівневого перцептрона та використання отриманих кількісних характеристик при декодуванні кодових конструкцій паралельного та

послідовного турбо коду з використанням показника невизначеності декодування.

Для покращення характеристик ЛВФП турбо кодів при паралельному та послідовному з'єднанні РСЗК, будемо використовувати MLP-нейронну мережу (MLP – Multilayer Perceptron, багатошаровий персептрон) [95,96].

Запропоновано алгоритм корекції ЛВФП через MLP для турбо кодів.

1. Ініціалізація.

Для пакету t :

- 1) Отримуємо з каналу прийняті символи u_t .
- 2) Ініціалізуємо апіорні ЛВФП (якщо перший декодер турбо коду):
- 3)

$$L_a^{(0)}(u_k) = 0 \quad \forall k, \quad (2.1)$$

де u_k – k -й інформаційний біт.

2. Обчислення зовнішнього ЛВФП декодера турбо кода.

Процедура декодування турбо-кодових конструкцій реалізується на основі критерію максимуму апостеріорної ймовірності (алгоритм MAP — maximum a posteriori). Цей підхід забезпечує обчислення апостеріорних ймовірнісних характеристик для кожного окремого інформаційного символу (біта), що дозволяє мінімізувати середню ймовірність помилкового декодування. Графова інтерпретація цього процесу спирається на решітчасту діаграму (треліс), що є ідентичною до структури станів відповідного систематичного рекурсивного згорткового кодера (RSCC).

Наприклад, ілюстрацію функціонування декодера MAP для двобітового сегмента коду типу RSCC із твірними поліномами $(1, 5/7)$ наведено на рис. 2.7.

Формування логарифмічного відношення правдоподібності (LLR) для оцінюваного символу $L(u_t)$ з урахуванням $L_e(y_t)$, апіорної LLR біт $L_a(x_t)$ та апостеріорної інформації $L_e(x_t)$. Відповідно, під час обробки y_t першою ланкою

декодера на поточному кроці ітераційного циклу $j, j \in \overline{1, I}$ (де параметр I визначає граничне число ітерацій), математичний вираз для обчислень набуває вигляду:

$$L^{1,j}(x_t) = \log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s', s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s', s)} = L_c^{1,j}(y_t) + L_a^{1,j}(x_t) + L_e^{1,j}(x_t), \quad (2.2)$$

де $L_c^{1,j}(y_t)$ – канална інформація, $L_e^{1,j}(x_t)$ – апостеріорне LLR біту даних x_t , $\tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s')$ – нормалізоване значення прямої рекурсії $\alpha_{t-1}^{(1)}(s')$, $\tilde{\beta}_t^{(1)}(s)$ – нормалізований показник зворотної рекурсії $\beta_t^{(1)}(s)$.

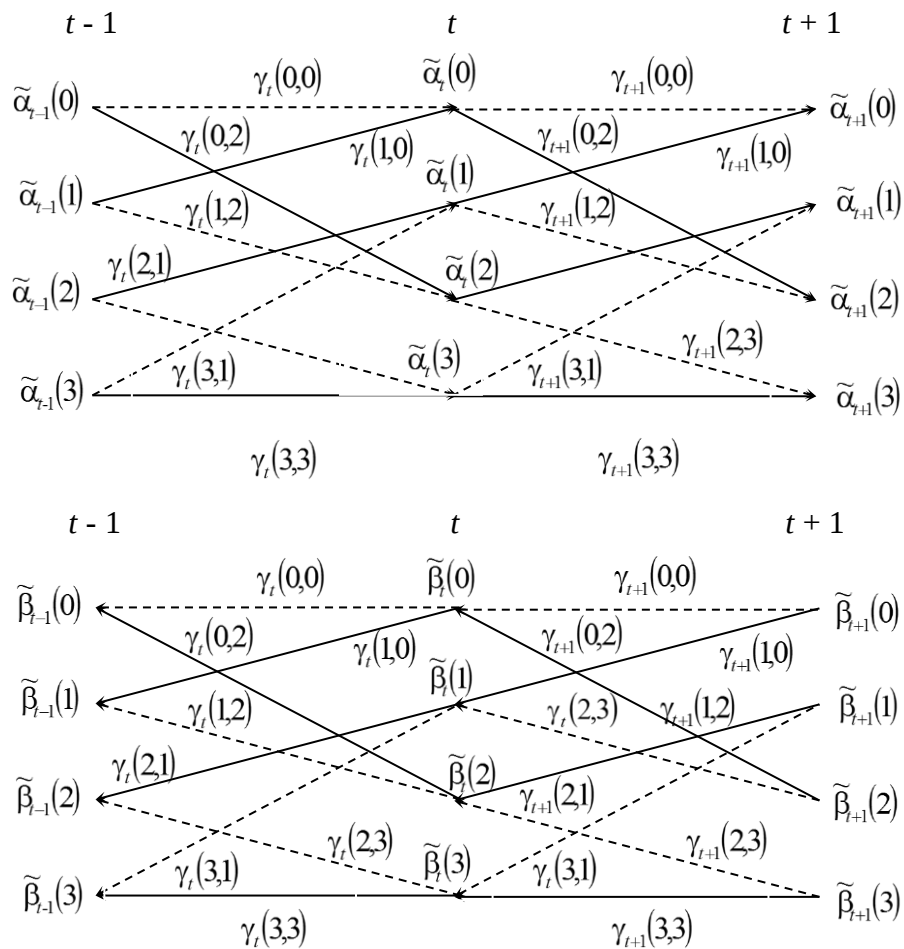


Рис. 2.7. Алгоритм декодування MAP двох біт турбо коду для виду RSCC

За аналогічною схемою математичний опис для другого декодувального блока набуває вигляду:

$$L^{2,j}(x_t) = \log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(2)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(2)}(s) \cdot \gamma_t^{(2)}(s',s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(2)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(2)}(s) \cdot \gamma_t^{(2)}(s',s)} = L_c^{2,j}(y_t) + L_a^{2,j}(x_t) + L_e^{2,j}(x_t). \quad (2.3)$$

Далі розраховується апостеріорне LLR біта даних, вироблене самим декодером, $-L_e^{1,j}(x_t)$:

$$L_e^{1,j}(x_t) = L^{1,j}(x_t) - L_c^{1,j}(y_t) - L_a^{1,j}(x_t). \quad (2.4)$$

Після перемешувача П апостеріорне LLR $L_e^{1,j}(x_t)$ перетворюється на апріорне LLR $L_a^{2,j}(x_t)$: $L_a^{2,j}(x_t) = f_1(L_e^{1,j}(x_t))$, де $f_1(\cdot)$ – відображає оператор перемешування (інтерлівер), вихідні дані якого спрямовуються на вхід другого декодера. На цьому етапі другий блок здійснює тотожні математичні операції для знаходження результуючого значення зовнішньої інформації $L_e^{2,j}(x_t)$:

$$L_e^{2,j}(x_t) = L^{2,j}(x_t) - L_c^{2,j}(y_t) - L_a^{2,j}(x_t). \quad (2.5)$$

Виконавши операцію деперемешування Д: $L_a^{1,j+1}(x_t) = f_2(L_e^{2,j}(x_t))$, де $f_2(\cdot)$ описує процедуру зворотного перемешування (деперемешувач), результати якої виступають апріорними даними для першої ланки декодера на наступному ітераційному кроці $j + 1$. Далі цикл обчислень повторюється за описаними вище базовими математичними залежностями. Після завершення регламентованого числа ітераційних кроків формується остаточний вектор оцінок («жорстке» рішення) щодо переданого інформаційного символу: $\tilde{u}_t = \text{sign}[L(u_t)]$.

З урахуванням HARQ основні математичні співвідношення запишуться наступним чином:

Розрахунок LLR біта даних x_t , $t \in \overline{1, N}$, i -м відповідним декодером, $i \in \overline{1, 2}$, j -
 $j \in \overline{1, I}$, для блоку розміром N , де I – загальна кількість ітерацій декодування, h
– параметр автоматичних запитів на повторну передачу.

$$L^{i,j,h}(x_t) = \log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \gamma_t^{(i)}(s', s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \gamma_t^{(i)}(s', s)} =$$

$$\log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \exp \left[\frac{1}{2} \cdot \left(x_t^{C,h} \cdot (L_a^{i,j,h}(x_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{\Pi i,h} x_t^{\Pi i,h} \right) \right]}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \exp \left[\frac{1}{2} \cdot \left(x_t^{C,h} \cdot (L_a^{i,j,h}(x_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{\Pi i,h} x_t^{\Pi i,h} \right) \right]} =$$

$$= L_c^{i,j,h}(y_t) + L_a^{i,j,h}(x_t) + L_e^{i,j,h}(x_t). \quad (2.6)$$

Розрахунок апостеріорного LLR біта даних x_t , $t \in \overline{1, N}$ i -м декодером, $i \in \overline{1, 2}$
 $j \in \overline{1, I}$, для повної сукупності інформаційних елементів кодової послідовності
розміром N , на кожному кроці ітераційного процесу $j \in \overline{1, I}$:

$$L_e^{i,j,h}(x_t) = L^{i,j,h}(x_t) - L_c^{i,j,h}(y_t) - L_a^{i,j,h}(x_t). \quad (2.7)$$

Якщо існують помилки в прийнятому блоці довжиною N , формується керуючий сигнал системи HARQ, який застосовується для адаптації параметрів декодування на приймальному кінці та транслюється по зворотному каналу зв'язку з метою ініціалізації повторного надсилання пошкодженого інформаційного блоку даних. Параметр автоматичних запитів зворотної передачі $h = h + 1$.

3. Формування ознак для MLP.

Для кожного біту u_k створюється feature vector:

$$f_k = \left[L_e^{(i)}(u_k), \mid L_e^{(i-1)}(u_k) \mid, \Delta L_e(u_k), \text{№ ітерації, CRC, HARQ} \right]. \quad (2.8)$$

Розраховується $\Delta L_e(u_k) = L_e^{(i)}(u_k) - L_e^{(i-1)}(u_k)$ – зміна ЛВФП на попередній ітерації.

4. Корекція LLR через MLP.

MLP навчається як коригувальна функція, яка перетворює зовнішнє ЛВФП:

$$\tilde{L}_e(u_k) = f_\theta(f_k), \quad (2.9)$$

де:

- f_θ – MLP з параметрами θ .
- Вихід: скоригована зовнішня ЛВФП для біта u_k .

MLP має наступну архітектуру: Input - Dense64 - ReLU - Dense32 - ReLU - Dense1 - Identity.

Розглянемо цю архітектуру детальніше.

4.1. Вхідний шар (input).

Нехай вхідний вектор:

$$x = [x_1, x_2, \dots, x_N] \in \mathbf{R}^N, \quad (2.10)$$

де елементами є LLR значення, прийняті з каналу з урахуванням «канальної» надійності.

4.2. Перший повнозв'язний шар (Dense64) (рис. 2.8).

Вхідний вектор

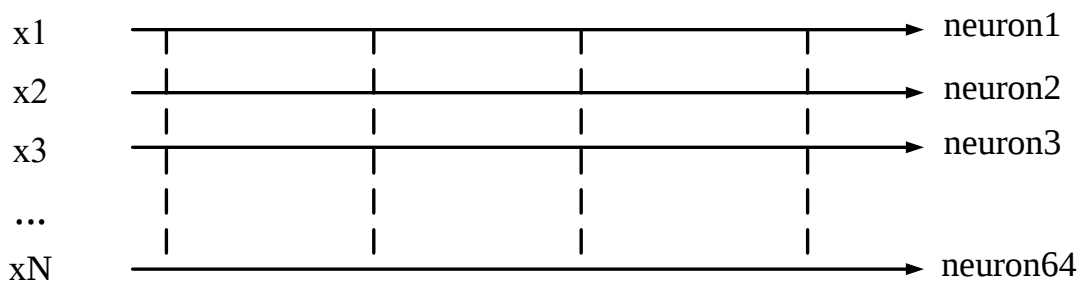


Рис. 2.8. Перший повнозв'язний шар (Dense64)

Тут відбувається лінійне перетворення:

$$z_1 = W_1 x + b_1, \quad (2.11)$$

де

$$\begin{aligned} W_1 &\in \mathbf{R}^{64 \times N}, \\ b_1 &\in \mathbf{R}^{64}, \\ z_1 &\in \mathbf{R}^{64}. \end{aligned} \quad (2.12)$$

У цьому виразі W_1 – матриця параметрів, які навчаються під час тренування мережі.

Розмірність:

$$W_1 \in \mathbf{R}^{64 \times N}, \quad (2.13)$$

де N – кількість входів, 64 – кількість нейронів у шарі Dense 64.

Кожен нейрон має свій набір ваг.

Наприклад, для нейрона i :

$$w_i = [w_{i1}, w_{i2}, \dots, w_{iN}]. \quad (2.14)$$

Ці ваги визначають важливість кожного входу.

Далі, b_1 – вектор зміщення Bias, це додатковий параметр для кожного нейрона.

Розмірність:

$$b_1 \in \mathbf{R}^{64}. \quad (2.15)$$

Тобто

$$b_1 = [b_1^{(1)}, b_1^{(2)}, \dots, b_1^{(64)}]. \quad (2.16)$$

Результат лінійного перетворення z_1 – це вихід лінійної частини шару (до активації).

Розмірність:

$$z_1 \in \mathbf{R}^{64}. \quad (2.17)$$

Обчислення для нейрона i :

$$z_{1,i} = w_{i1}x_1 + w_{i2}x_2 + \dots + w_{iN}x_N + b_i. \quad (2.18)$$

Тобто, це скалярний добуток входу і ваг плюс bias.

Повнозв'язний (Dense) шар означає, що кожен вхід з'єднаний з кожним нейроном шару. У шарі Dense64 є 64 нейрони.

Шар обчислює 64 таких нейрони одночасно:

$$z_1 = \begin{bmatrix} z_1^{(1)} \\ z_1^{(2)} \\ \dots \\ z_1^{(64)} \end{bmatrix} \quad (2.19)$$

або

$$z_1 = W_1 x + b_1, \quad (2.20)$$

де

$$W_1 = \begin{bmatrix} w_{11} & w_{12} & \dots & w_{1N} \\ w_{21} & w_{22} & \dots & w_{2N} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ w_{64,1} & w_{64,2} & \dots & w_{64,N} \end{bmatrix}. \quad (2.21)$$

4.3. Активация ReLU (Rectified Linear Unit – випрямлений лінійний блок).

Функція

$$\text{ReLU}(z) = \max(0, z). \quad (2.22)$$

Тобто

$$h_1 = \text{ReLU}(z_1). \quad (2.23)$$

Або

$$h_1 = \begin{cases} z_{1i}, & z_{1i} > 0 \\ 0, & z_{1i} < 0 \end{cases}, \quad (2.24)$$

$$h_1 \in \mathbf{R}^{64}. \quad (2.25)$$

4.3. Другий Dense шар (Dense32) (рис. 2.9).

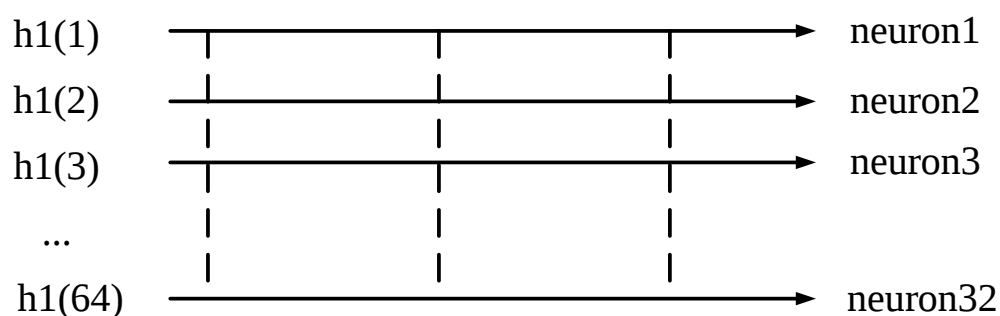


Рис. 2.9. Другий Dense шар (Dense32)

Використовується наступне лінійне перетворення:

Тут відбувається лінійне перетворення:

$$z_2 = W_2 h_1 + b_2, \quad (2.26)$$

де

$$W_2 \in \mathbf{R}^{32 \times 64}, \quad (2.27)$$

$$b_2 \in \mathbf{R}^{32}, \quad (2.28)$$

$$z_2 \in \mathbf{R}^{32}. \quad (2.29)$$

Після шару Dense64 та ReLU отримуємо вектор з 64 значень:

$$h_1 = [h_1^{(1)}, h_1^{(2)}, \dots, h_1^{(64)}]. \quad (2.30)$$

Цей вектор подається на Dense32.

Dense32 – це повнозв’язний шар з 32 нейронами.

Кожний нейрон отримує всі 64 входи.

Матриця ваг має розмір:

$$W_2 \in \mathbf{R}^{32 \times 64}. \quad (2.31)$$

Тобто, 32 рядки (по одному для кожного нейрона), 64 стовпці (по одному для кожного входу)

$$W_2 = \begin{bmatrix} w_{1,1} & w_{1,2} & \dots & w_{1,64} \\ w_{2,1} & w_{2,2} & \dots & w_{2,64} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ w_{32,1} & w_{32,2} & \dots & w_{32,64} \end{bmatrix}. \quad (2.32)$$

Вектор bias визначається як:

$$b_2 = [b_2^{(1)}, b_2^{(2)}, \dots, b_2^{(32)}]. \quad (2.33)$$

Шар обчислюється за формулою:

$$z_2 = W_2 h_1 + b_2. \quad (2.34)$$

Обчислення для нейрона 1:

$$z_2^{(1)} = w_{1,1}h_1^{(1)} + w_{1,2}h_1^{(2)} + \dots + w_{1,64}h_1^{(64)} + b_2^1. \quad (2.35)$$

4.5. Друга ReLU.

$$h_2 = \text{ReLU}(z_2), \quad (2.36)$$

$$h_2 \in \mathbf{R}^{32}. \quad (2.37)$$

4.6. Вихідний Dense шар (Dense1).

Також виконується лінійне перетворення:

$$z_3 = W_3 h_2 + b_3, \quad (2.38)$$

де

$$W_3 \in \mathbf{R}^{1 \times 64}, \quad (2.39)$$

$$b_3 \in \mathbf{R}, \quad (2.40)$$

$$z_3 \in \mathbf{R}. \quad (2.41)$$

Dense1 – це повнозв’язний шар з одним нейроном, тобто 32 входи і 1 вихід.

Матриця ваг має розмір:

$$W_3 \in \mathbf{R}^{1 \times 32}, \quad (2.42)$$

$$W_3 = [w_1, w_2, \dots, w_{32}]. \quad (2.43)$$

Таким чином, вихід обчислюється як:

$$z_3 = W_3 h_2 + b_3 = w_1 h_2^{(1)} + w_2 h_2^{(2)} + \dots + w_{32} h_2^{(32)} + b_3. \quad (2.44)$$

4.7. Лінійний вихід.

Виконується наступне:

$$y = z_3 = W_3 h_2 + b_3. \quad (2.45)$$

Це важливо для LLR корекції, бо значення можуть бути як додатні, так і від’ємні.

4.8. Повна математична модель MLP:

$$y = W_3 \operatorname{ReLU}(W_2 \operatorname{ReLU}(W_1 x + b_1) + b_2) + b_3. \quad (2.46)$$

5. Обчислення апостеріорного LLR після корекції:

$$L(u_k) = L_a(u_k) + \tilde{L}_e(u_k), \quad (2.47)$$

де $L_a(u_k)$ – апіорне LLR (від попереднього декодера); $\tilde{L}_e(u_k)$ – скориговане зовнішнє LLR від MLP.

6. Обмін зовнішніми LLR у турбо декодері.

1) Використовуємо перемежувач (interleaver) або деперемежувач (deinterleaver), щоб передати LLR іншому декодеру турбо коду:

$$L_a^{next}(u_k) = \text{interleaver}(L(u_k)). \quad (2.48)$$

2) Повторюємо кроки 2–6 для N ітерацій турбо декодування.

7. Підготовка MLP до навчання.

Застосуємо цільову функцію втрат:

$$\mathcal{L} = - \sum_k [u_k \ln \sigma(\tilde{L}_e(u_k)) + (1 - u_k) \ln(1 - \sigma(\tilde{L}_e(u_k)))], \quad (2.49)$$

де $\sigma(x) = \frac{1}{1+e^{-x}}$ – сигмоїдна функція для переведення LLR у ймовірність.

Метою є скориговані LLR, які відображають правильну ймовірність успіху декодування біта.

Процес ухвалення рішень під час роботи d -го декодувального блока $d \in \overline{1,2}$ на кожному окремому кроці ітераційного циклу j , $j \in \overline{1,I}$ для довільного

інформаційного символу характеризується можливістю виникнення однієї з трьох базових подій:

1) A_1 . На поточній ітерації j спостерігається збіг знаків апіорної $L_a^{d,j}(x_t^C)$ та $L_e^{d,j}(x_t^C)$ метрик правдоподібності ($\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) = \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C))$), причому результуючий показник $L(x_t^C) \geq 0$. За таких умов формується однозначна оцінка на користь передачі інформаційного символу $x_t^C = 1$.

2) A_2 . Зміни «sign» $L_a^{d,j}(x_t^C)$ не відбувається ($\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) = \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C))$), $L(x_t^C) < 0$. У цьому разі генерується однозначне рішення про те, що джерелом було надіслано символ $x_t^C = -1$.

3) A_3 . Спостерігається розбіжність між знаками апіорного параметра $L_a^{d,j}(x_t^C)$ та обчисленої зовнішньої інформації $L_e^{d,j}(x_t^C)$ за умови їхньої ненульової величини ($\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) \neq \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C))$). Окреслений стан системи вказує на суперечливість метрик і визначає зону потенційної помилки при декодуванні символу.

Кількісна оцінка узгодженості для d , $d \in \overline{1,2}$ при ітерації j , $j \in \overline{1,I}$ обчислюється за такою залежністю:

$$\sum_{d=1}^2 R^{d,j}(t+1) = R^{d,j}(t) + 1, \quad (2.50)$$

$$\text{якщо } \text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) \neq \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C)), \quad t \in \overline{1,N}. \quad (2.51)$$

Динаміка збільшення інтегрального параметра невизначеності R безпосередньо корелює зі зростанням частоти появи помилкових бітів на виході схеми декодування, що призводить до деградації загальної завадостійкості та зниження надійності зв'язку в телекомунікаційному тракті.

Акумуляовану оцінку невизначеності R_Σ знаходять шляхом підсумовування парціальних значень цього параметра, отриманих на кожній виконаній ітерації декодування:

$$R_{\Sigma} = \sum_{j=1}^I R^{d,j}. \quad (2.52)$$

З метою спрощення подальших аналітичних процедур та забезпечення можливості динамічного керування параметрами системи доцільно виконати нормування обчисленого індексу невизначеності:

$$\tilde{R}_{\Sigma} = \frac{R_{\Sigma}}{B \cdot \tilde{N} \cdot I} = \frac{\sum_{j=1}^I R^{d,j}}{B \cdot \tilde{N} \cdot I}, \quad (2.53)$$

де B позначає обсяг вибірки (кількість кодових блоків) у межах встановленого інтервалу спостереження, $\tilde{N}$ відображає поточну (адаптивну) довжину інформаційного блоку, а I задає встановлену кількість ітераційних циклів обробки турбо-коду.

При адаптації за структурою здійснюється динамічний вибір оптимального масштабу (кількості станів) решітчастої діаграми відповідного систематичного рекурсивного згорткового кодера.

8. Повний покроковий алгоритм (рис. 2.10)

- 1) Ініціалізація: $L_a^{(0)} = 0$.
- 2) Для кожного біта u_k обчислити $L_e(u_k)$.
- 3) Створити feature vector f_k .
- 4) Передати f_k у MLP - $\tilde{L}_e(u_k)$.
- 5) Обчислити апостеріорний LLR: $L(u_k) = L_a(u_k) + \tilde{L}_e(u_k)$.
- 6) Передати LLR іншому декодеру (interleaver).
- 7) Повторити N ітерацій.

Після останньої ітерації скориговані LLR використовуються для остаточного рішення (hard decision):

$$\hat{u}_k = \begin{cases} 1, & L(u_k) > 0 \\ 0, & L(u_k) < 0 \end{cases} \quad (2.54)$$

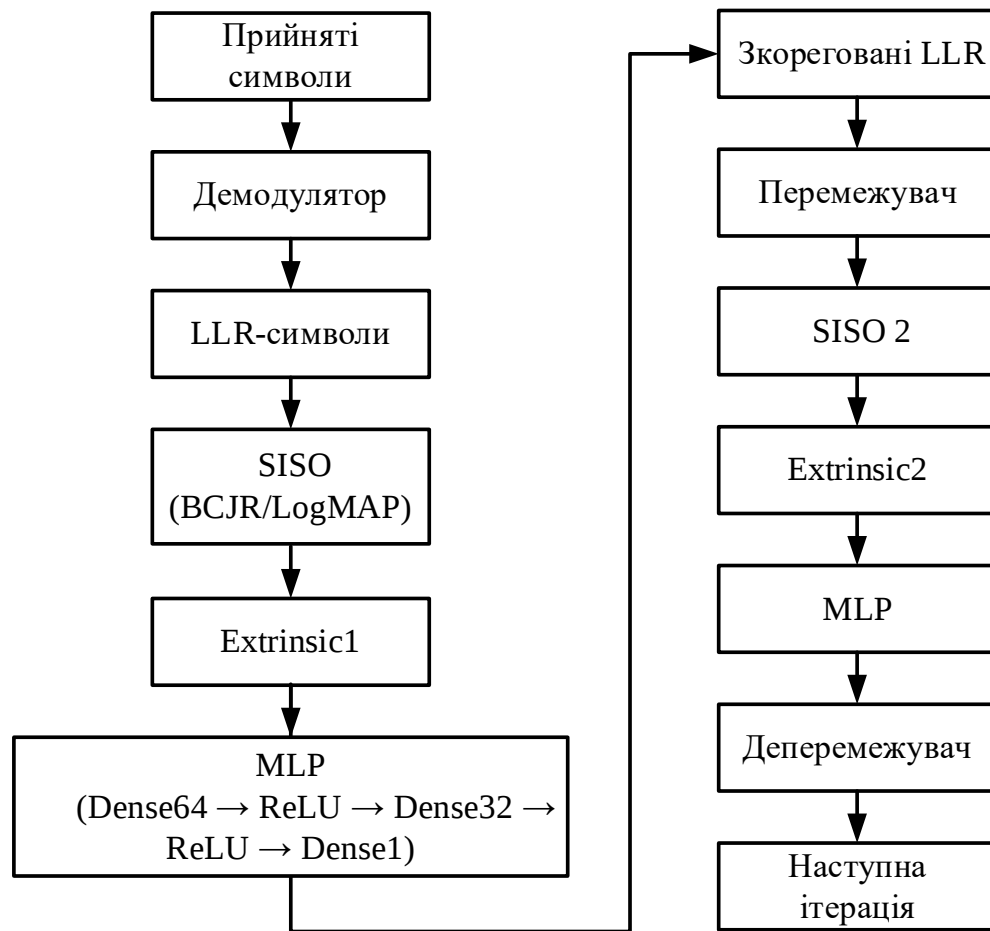


Рис. 2.10. Покроковий алгоритм корекції LLR через MLP

Приведемо числовий приклад корекції LLR через MLP для одного пакету турбо коду.

1. Вхідні дані.

Припустимо, що турбо декодер видає зовнішні LLR для 5 бітів:

Таблиця 2.2

Зовнішні LLR для 5 бітів

Біт k	$L_e(u_k)$	№ ітерації	ΔLLR	CRC	HARQ
1	0,5	6	0,02	1	0
2	-0,3	6	-0,01	1	0
3	1,2	7	0,05	1	0

4	-0,7	8	-0,02	0	1
5	0,1	8	0,01	0	1

Це зовнішні LLR алгоритму BCJR після першої ітерації;

$LLR > 0$ - біт 1 більш ймовірний;

$LLR < 0$ - біт 0 більш ймовірний.

2. Формування ознак для MLP.

Для кожного біта формуємо feature vector:

$$f_k = [L_e(u_k), |L_e(u_k)|, \Delta L_e(u_k), \text{№ iter}, CRC, HARQ]. \quad (2.55)$$

Наприклад, для біта 1:

$$f_1 = [0.5, 0.5, 0.02, 6, 1, 0]. \quad (2.56)$$

3. Передача через MLP (приклад)

Припустимо, MLP навчений коригувати LLR для підвищення ймовірності правильного рішення.

Таблиця 2.3

Вихід MLP ($\tilde{L}_e$):

Біт k	$L_e(u_k)$	$L_c(u_k)$
1	0,5	0,7
2	-0,3	-0,4
3	1,2	1,5
4	-0,7	-0,9
5	0,1	0,15

MLP збільшує абсолютне значення LLR, якщо бачить, що біт ймовірно правильний. Або трохи коригує знак для невпевнених бітів.

4. Обчислення апостеріорного LLR.

$$L(u_k) = L_a(u_k) + \tilde{L}_e(u_k). \quad (2.57)$$

Припустимо, що $L_a = 0$ (перший декодер).

Тоді апостеріорні LLR:

Таблиця 2.4

Апостеріорні LLR

Біт k	$L(u_k)$
1	0,7
2	-0,4
3	1,5
4	-0,9
5	0,15

5. Переведення у ймовірності.

Для переведення LLR у ймовірність біт = 1:

$$P(u_k = 1) = \frac{1}{1 + e^{-L(u_k)}}. \quad (2.58)$$

Таблиця 2.5

Переведення у ймовірності

Біт k	$L(u_k)$	$P(u_k = 1)$
1	0.7	0.668
2	-0.4	0.401
3	1.5	0.817
4	-0.9	0.289
5	0.15	0.537

Порівняймо з вихідними LLR без MLP:

- Біт 1: $L_e = 0.5$ - $P \approx 0,62$;
- Біт 3: $L_e = 1.2$ - $P \approx 0,768$;
- MLP підвищує ймовірності для правильних бітів.

6. Прийняття «жорсткого» рішення.

$$\hat{u}_k = \begin{cases} 1, & L(u_k) > 0 \\ 0, & L(u_k) < 0 \end{cases} \quad (2.59)$$

Біт 1 - 1; Біт 2 - 0; Біт 3 - 1; Біт 4 - 0; Біт 5 - 1.

MLP підвищує впевненість у правильності «жорсткого» рішення.

Таким чином, MLP може нелінійно коригувати LLR, враховуючи статистику декодера та канал. Збільшує точність бітових рішень. Може бути інтегрований у будь-який турбо декодер (одно- чи двоблоковий). Особливо корисно для слабких каналів або пакетів з HARQ.

Навчання MLP та отримання матриць ваг W_1, W_2, W_3 (рис. 2.11).

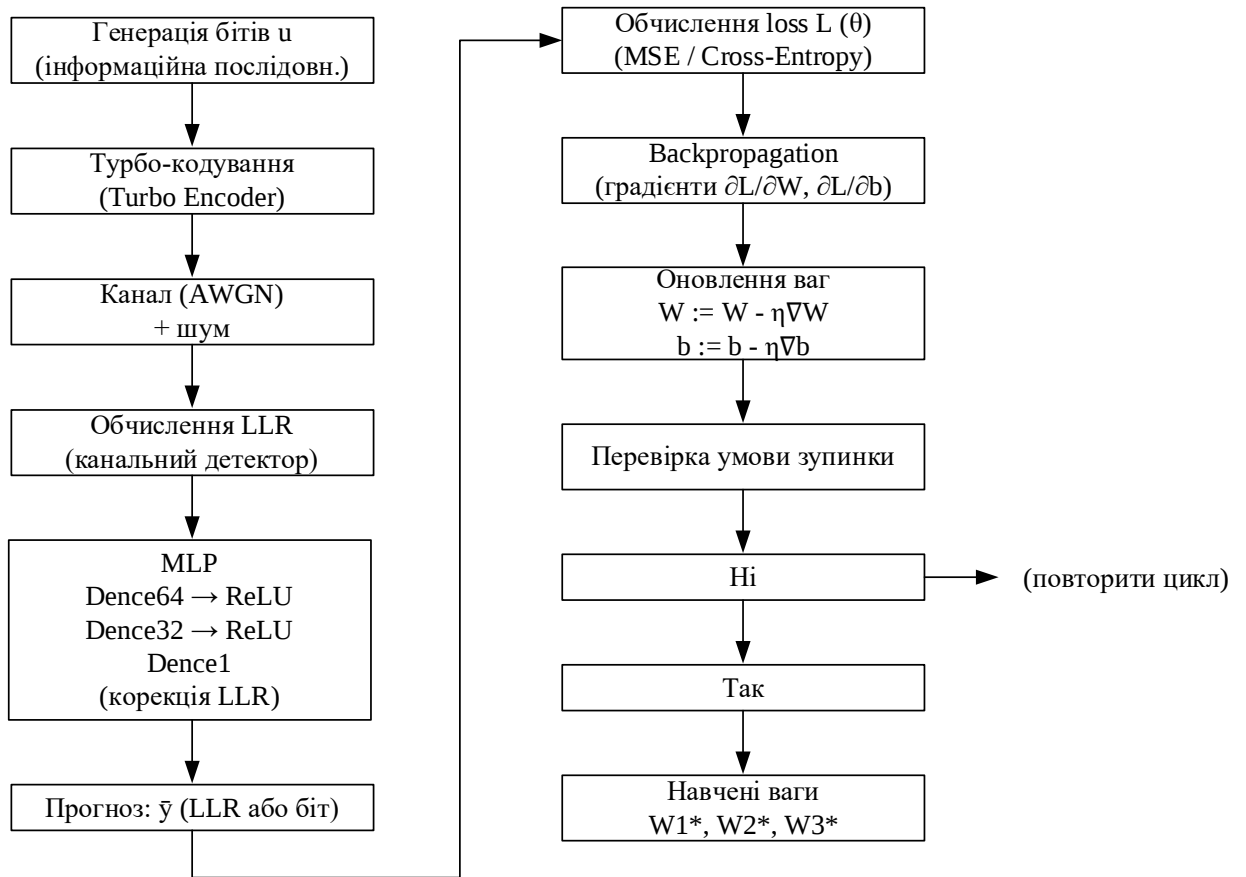


Рис. 2.11. Навчання MLP та отримання матриць ваг W_1, W_2, W_3

1. Навчальна вибірка для турбо кодів.

Нехай передається інформаційна послідовність:

$$u = (u_1, u_2, \dots, u_K), \quad u_k \in \{0, 1\}. \quad (2.60)$$

Після турбо кодера отримуємо кодове слово:

$$c = (c_1, c_2, \dots, c_N). \quad (2.61)$$

Після модуляції та проходження сигналів через канал, наприклад AWGN, маємо:

$$r = (r_1, r_2, \dots, r_N). \quad (2.62)$$

З канального детектора отримуємо LLR:

$$L = (L_1, L_2, \dots, L_N). \quad (2.63)$$

Нехай є навчальна вибірка:

$$\Psi = \left\{ \left(x^{(i)}, y^{(i)} \right) \right\}_{i=1}^N, \quad (2.64)$$

де

- $x^{(i)}$ – вхідний вектор, $x^{(i)} = L^{(i)}$;
- $y^{(i)}$ – правильна відповідь, $y^{(i)} = u^{(i)}$;
- N – кількість реалізацій.

2. Архітектура MLP.

MLP має структуру:

1. Input.
2. Dense64.
3. ReLU.
4. Dense32.
5. ReLU.

6. Dense1.

Параметри мережі:

$$\theta = \{W_1, W_2, W_3, b_1, b_2, b_3\}. \quad (2.65)$$

де

$$W_1 \in \mathbf{R}^{64 \times N}, \quad (2.66)$$

$$W_2 \in \mathbf{R}^{32 \times 64}, \quad (2.67)$$

$$W_3 \in \mathbf{R}^{1 \times 32}. \quad (2.68)$$

3. Прямий прохід.

Для кожного входу x :

перший шар

$$z_1 = W_1 x + b_1, \quad (2.69)$$

$$h_1 = \text{ReLU}(z_1). \quad (2.70)$$

другий шар

$$z_2 = W_2 h_1 + b_2, \quad (2.71)$$

$$h_2 = \text{ReLU}(z_2). \quad (2.72)$$

вихідний шар

$$z_3 = W_3 h_2 + b_3, \quad (2.73)$$

$$\hat{L} = z_3, \quad (2.74)$$

де $\hat{L}$ – скоригований LLR, який передається у турбо декодер.

4. Функція втрат.

Навчання мінімізує різницю між прогнозованим і правильним бітами.

Наприклад, бінарна крос-ентропія дорівнює:

$$L(\theta) = -\frac{1}{N} \sum_{i=1}^N [y_i \log(p_i) + (1 - y_i) \log(1 - p_i)], \quad (2.75)$$

де

$$p_i = \sigma(\hat{L}_i), \quad (2.76)$$

$$\sigma(x) = \frac{1}{1 + e^{-x}}. \quad (2.77)$$

Або, через показник невизначеності.

Сумарний показник невизначеності R_Σ :

$$R_\Sigma = \sum_{j=1}^I R^{d,j}. \quad (2.78)$$

Нормалізований показник невизначеності:

$$\tilde{R}_\Sigma = \frac{R_\Sigma}{B \cdot \tilde{N} \cdot I} = \frac{\sum_{j=1}^I R^{d,j}}{B \cdot \tilde{N} \cdot I}. \quad (2.79)$$

5. Зворотній прохід.

Обчислюємо похибку виходу

$$\delta_3 = \frac{\partial L}{\partial z_3}. \quad (2.80)$$

Градiєнти:

Dense1

$$\frac{\partial L}{\partial W_3} = \delta_3 h_2^T, \quad (2.81)$$

$$\frac{\partial L}{\partial b_3} = \delta_3. \quad (2.82)$$

Dense32

$$\delta_2 = (W_3^T \delta_3) \otimes \text{Re } LU'(z_2), \quad (2.83)$$

$$\frac{\partial L}{\partial W_2} = \delta_2 h_1^T, \quad (2.84)$$

$$\frac{\partial L}{\partial b_2} = \delta_2. \quad (2.85)$$

Dense64

$$\delta_1 = (W_2^T \delta_2) \otimes \text{Re } LU'(z_1), \quad (2.86)$$

$$\frac{\partial L}{\partial W_1} = \delta_1 x^T, \quad (2.87)$$

$$\frac{\partial L}{\partial b_1} = \delta_1. \quad (2.88)$$

6. Оновлення ваг.

Параметри оновлюються методом градієнтного спуску:

$$W_i^{t+1} = W_i^t - \eta \frac{\partial L}{\partial W_i}, \quad (2.89)$$

$$b_i^{t+1} = b_i^t - \eta \frac{\partial L}{\partial b_i}, \quad (2.90)$$

де η – швидкість навчання.

7. Повторення алгоритму.

8. Результат навчання.

Отримуємо оптимальні матриці ваг

$$W_1^*, W_2^*, W_3^*, \quad (2.91)$$

які використовуються для адаптації у турбо декодері.

Відмінність запропонованого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в тому, що враховано принцип структурних особливостей конкатенацій турбо кодів, використання параметра невизначеності декодуванням та нейронних мереж для розрахунку вихідних логарифмічних відношень функцій правдоподібності.

Ефект від впровадження запропонованого методу полягає у підвищенні коригуючої здатності кодових конструкцій паралельного та послідовного турбо коду, і як наслідок, достовірності передачі інформації в умовах впливу завад різного походження, при цьому енергетичний виграш кодування становить 0,1..0,3 дБ в порівнянні із методами, які використовують класичні алгоритми BCJR.

2.3. Оцінка ефективності методу корекції параметрів ЛВФП декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж

Для оцінки ефективності методу корекції параметрів логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж розроблено комплексну імітаційну модель тракту передачі інформації із застосуванням турбо-кодових конструкцій. Цей програмно-модельний комплекс забезпечує адекватне відтворення процесів кодування й декодування, низькочастотної модуляції, а також проходження сигналів через дискретно-неперервний канал зв'язку (ДНКЗ) в умовах впливу флуктуаційного шуму та навмисних завад різної інтенсивності. Крім того, до складу моделі інтегровано нейромережевий модуль динамічного адаптивного керування.

На початковій стадії математичного опису доцільно представити аналізовану систему у вигляді узагальненого об'єкта дослідження (ОД). (рис. 2.12).

Стан функціонування ОД детермінується трьома категоріями чинників, які згруповані у відповідні векторні простори $\vec{U}, \vec{Z}, \vec{L}$. Наслідком цього інтегрального впливу є формування вектора вихідного стану системи $\vec{Y}$.

Математичною моделлю ОД є співвідношення виду: $\vec{Y} = f(\vec{U}, \vec{Z}, \vec{L})$.

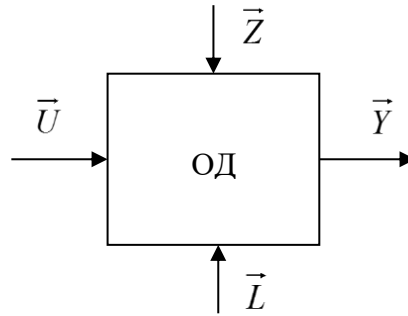


Рис. 2.12. Схематичне представлення об'єкта дослідження

Вектор $\vec{U} = (u_1, u_2, \dots, u_N)$ описує параметри корисного сигналу на вході ОД, причому його розмірність N безпосередньо задає довжину (кількість символів) інформаційного кадру переданої послідовності.

Вектор $\vec{Z} = (z_1, z_2, z_3, z_4)$ характеризує стан завадового середовища, де координата z_1 визначає тип активної (навмисної) завади; z_2 задає її специфічний параметр γ ; компонент z_3 описує відношення енергії інформаційного біта до спектральної густини потужності адитивного білого гаусівського шуму $h_0^2 = E_b / G_0$; компонент z_4 відображає енергетичне співвідношення між корисним сигналом та завадою (відношення сигнал/завада).

Вектор $\vec{L} = (l_1, l_2, \dots, l_k)$ – фактор обмежень, наприклад для турбо коду, l_1 – кількість ітерацій декодування I ; l_2 – розмір кадру переданої бітової послідовності N ; l_3 – тип використовуваного перемешувача/деперемешувача; l_4 – алгоритм декодування ТК; l_5 – обмеження довжини РСЗК K , l_6 – використовуваний метод модуляції сигналу; l_7 – розмірність сигнального сузір'я M застосовуваного методу модуляції l_8 – швидкість кодування ТК; l_9 – поліном зворотного зв'язку РСЗК ТК; $l_{10}, \dots, l_k$ – поліноми прямих зв'язків РСЗК ТК.

Вектор $\vec{Y} = (y_1, y_2, \dots, y_N)$ – вектор вихідного стану ОД, де N – розмір вектору, що визначає довжину кадру прийнятої послідовності.

Відбувається розрахунок величини ψ_{2j_i} та порівняння її з розрахованим на етапі проектування для заданої завадової обстановки та виду кодової конструкції пороговим значенням випадкової величини Ψ_{2j} , тобто з $\Psi_{2j_{\text{порог}}}$. Значення величини ψ_{2j_i} розраховується як інтегральне число інверсій знаків (невідповідностей) при взаємних переходах $L_a \rightarrow L_e$ для всього масиву з N інформаційних символів, що проходять обробку в другому декодувальному блоці на поточному j -му ітерації ітераційному кроці. За своєю математичною природою цей показник є дискретною випадковою величиною. Величини $\Psi_{2j_{\text{порог}}}$ розраховуються на етапі проектування і їх значення відповідають характеристиці процесу декодування без помилок. Значеннями Ψ_{2j} є величини ψ_{2j_i} , отримані при декодуванні множини блоків $\{\bar{U}_i\}$, $i \in \overline{1, n}$, де n – кількість переданих блоків розміру N .

Структурна схема імітаційної моделі показана на рис. 2.13.

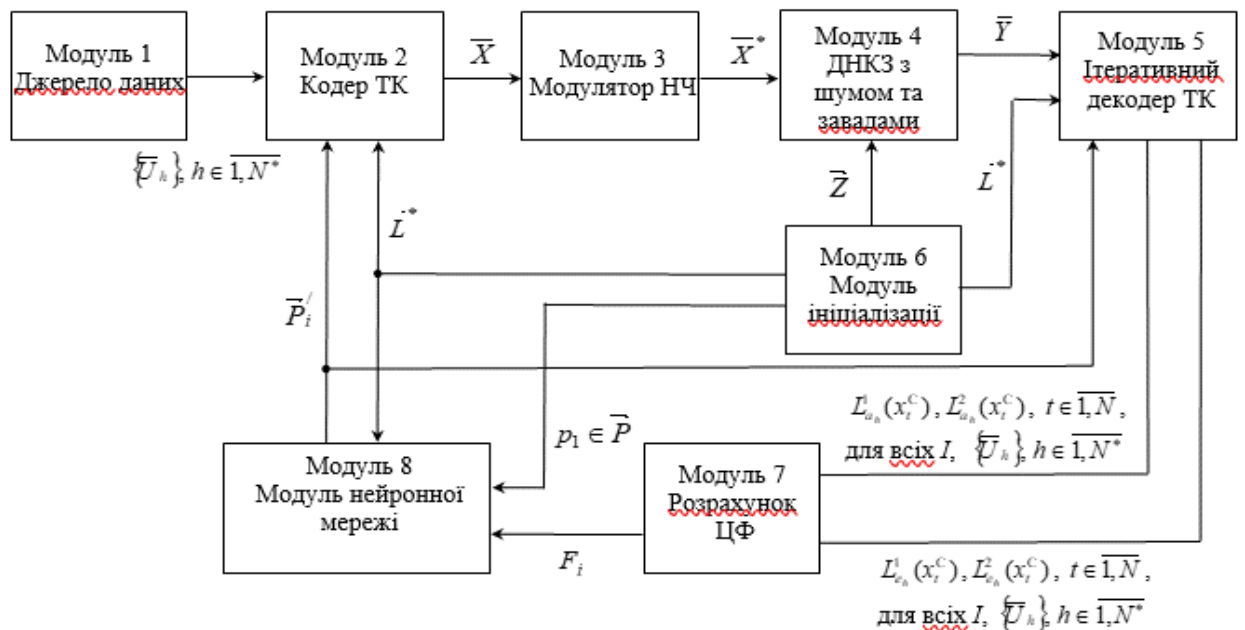


Рис. 2.13. Структурна схема статистичної імітаційної моделі системи передачі інформації з турбо кодами та модулем нейронної мережі

Результати моделювання показані на рис. 2.14 (паралельне підключення), 2.15 (послідовне підключення).

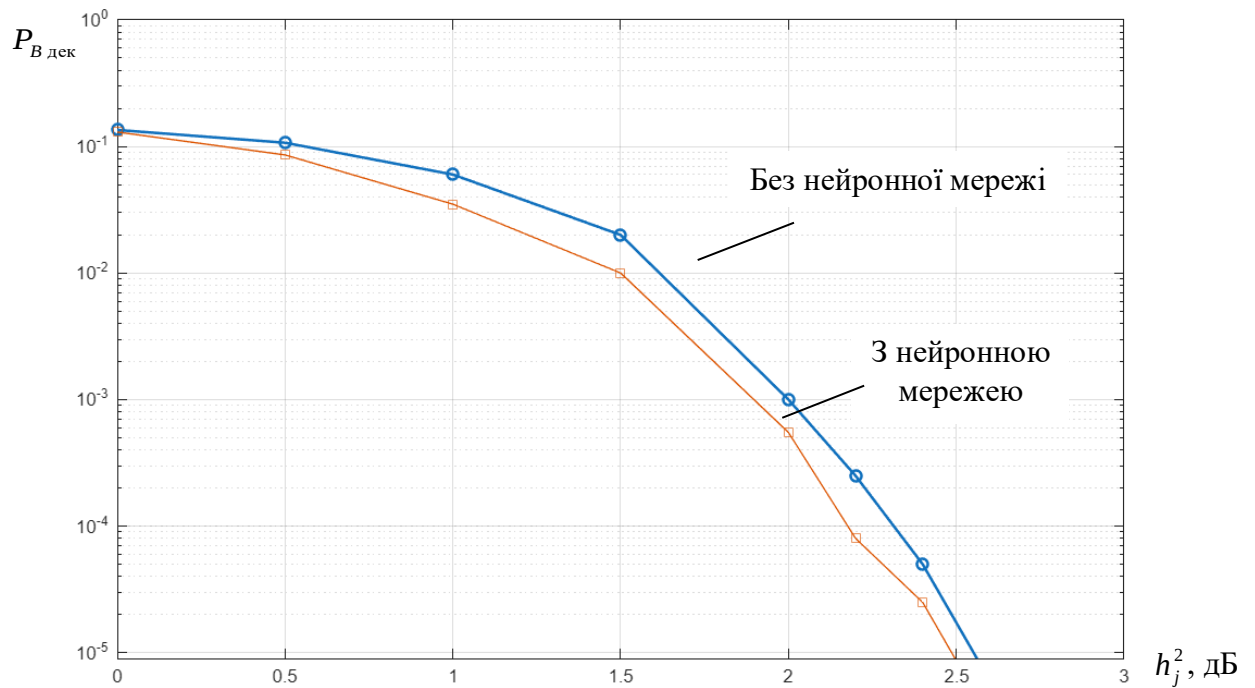


Рис. 2.14. Графік залежності $P_{В дек}$ від відношення сигнал/завада h_j^2 при використанні турбо коду при паралельному з'єднанні РСЗК з псевдовипадковим перемежувачем, $N = 1000$, алгоритмом декодування *Log Map*, 8 ітерацій декодування, швидкістю кодування $R = 1/3$

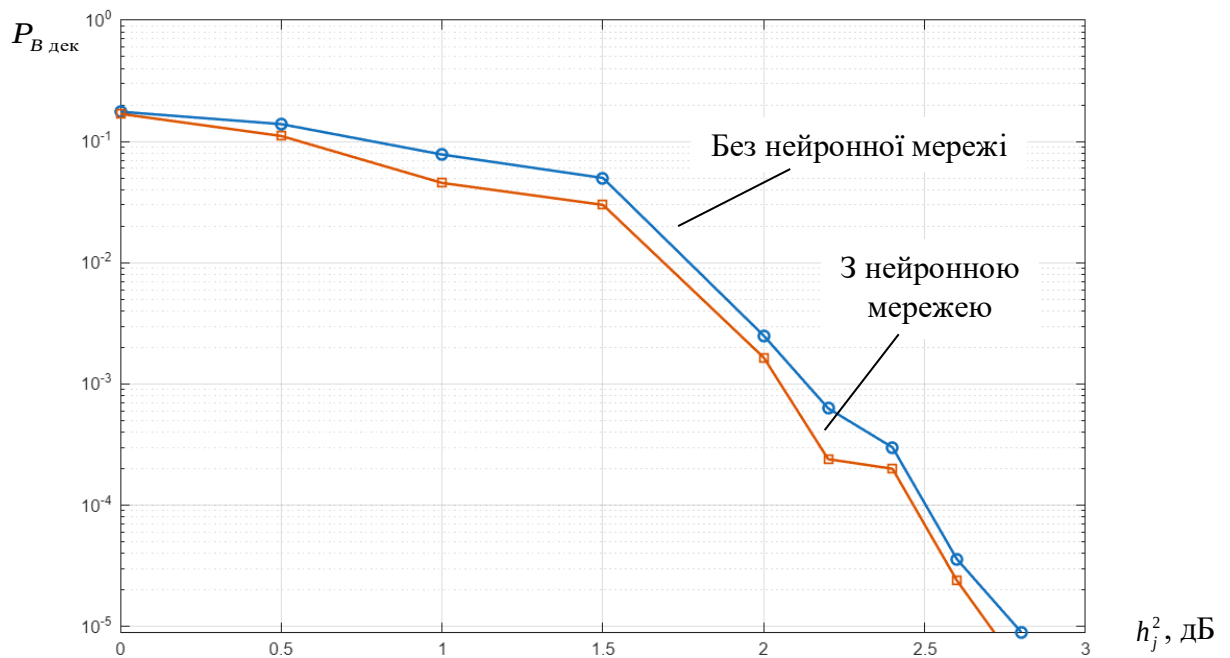


Рис. 2.15 – Графік залежності $P_{В дек}$ від h_j^2 при використанні турбо коду при послідовному з'єднанні РСЗК

Таким чином, при використанні методу корекції параметрів ЛВФП декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж отримано енергетичний вигреш кодування, при паралельній конкатенації вигреш кодування становить 0,1-0,3 дБ, у випадку послідовного з'єднання – 0,1-0,25 дБ.

Висновки за розділом 2

1. До нового наукового результату, одержаного у цьому розділі дисертаційної роботи, відноситься:

Вперше запропоновано метод корекції параметрів логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж.

Запропонований метод дозволяє коригувати зовнішні логарифмічні відношення функцій правдоподібності декодерів турбо кода за рахунок використання нейронних мереж типу багаторівневий персептрон для паралельної та послідовної конкатенацій.

2. Сутність методу передбачає отримання вагових коефіцієнтів при навчанні багаторівневого персептрона та використання отриманих кількісних характеристик при декодуванні кодових конструкцій паралельного та послідовного турбо коду з використанням показника невизначеності декодування.

3. Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в тому, що враховано принцип структурних особливостей конкатенацій турбо кодів, використання параметра невизначеності декодуванням та нейронних мереж для розрахунку вихідних логарифмічних відношень функцій правдоподібності.

4. Ефект від впровадження запропонованого методу полягає у підвищенні коригуючої здатності кодових конструкцій паралельного та послідовного турбо коду, і як наслідок, достовірності передачі інформації в умовах впливу завад різного походження, при цьому енергетичний вигреш кодування становить

0,1..0,3 дБ в порівнянні із методами, які використовують класичні алгоритми BCJR.

Основні наукові результати, отримані в цьому розділі, опубліковані у статті [37,38,41].

РОЗДІЛ 3. МЕТОД СТРУКТУРНОЇ АДАПТАЦІЇ ТУРБО КОДІВ ТА LDPC-КОДІВ ЗА РАХУНОК ВИКОРИСТАННЯ ГРАФОВОЇ НЕЙРОННОЇ МЕРЕЖІ

3.1. Дослідження методів кодування/декодування турбо кодів та LDPC-кодів.

На рис. 3.1 зображений компонентний рекурсивний систематичний згортковий кодер (РСЗК) виду $G(D) = [1, 5/7]$, який використовується в структурі турбо коду [97].

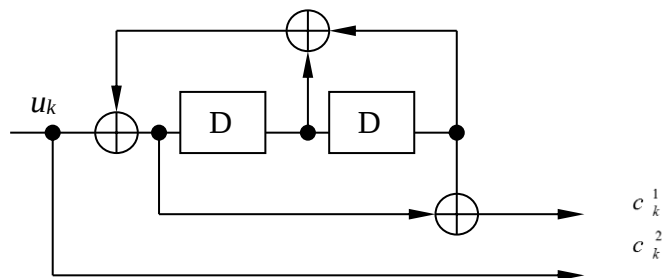


Рис. 3.1. Компонентний РСЗК турбо коду

На рис. 3.2 зображена схема декодера турбо коду, який також складається відповідно до кількості компонентних РСЗК кодера турбо коду [97].

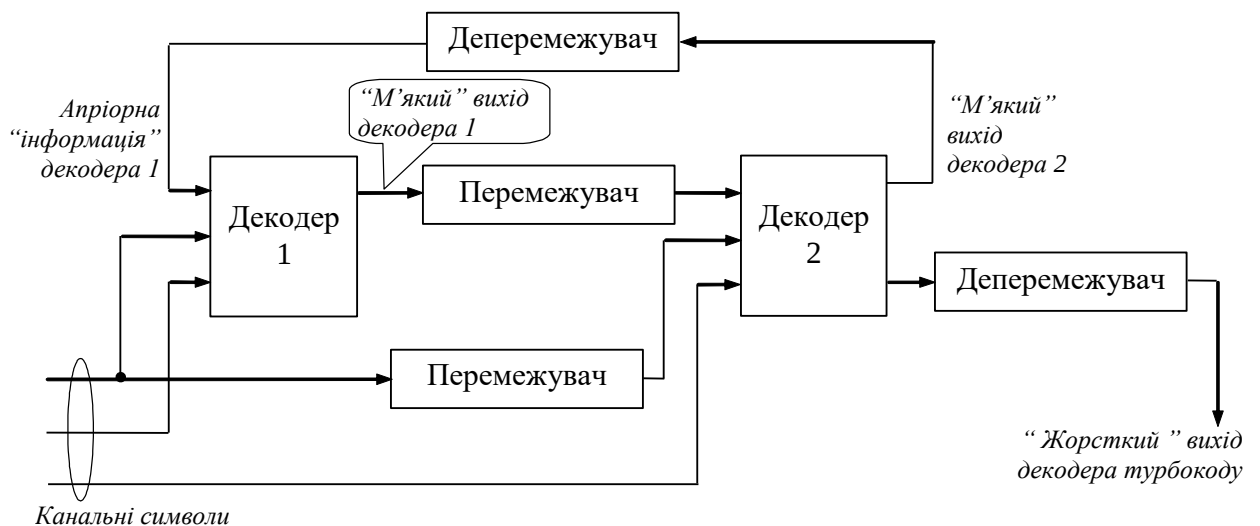


Рис. 3.2. Структурна схема декодера турбо коду

Для моменту k : u_k – вхідний біт кодера, c_k – символ на виході кодера, y_k – зашумлений символ, що надходить на вихід приймального каналу.

З метою подальшого математичного опису введемо такі позначення:

N – довжина блоку даних;

$c_k = \{c_k^1, c_k^2, \dots, c_k^q\}$ – набір перевірочних символів, сформованих на виході кожного компонентного кодера з урахуванням операції модуляції, причому значення $c_k^m \in (-1, 1)$, $m \in (1, q)$;

$y_k = (y_k^{1,s}, y_k^{2,p}, y_k^{3,p}, \dots, y_k^{q,p})$ – символи, отримані з виходу каналу;

$y_1^N = (y_1, y_2, \dots, y_N)$ – набір даних, які подаються на декодер.

Для подальшого аналізу спираємося на базові теореми та співвідношення теорії ймовірностей:

$$P(A, B) = P(A)P(B/A), \quad (3.1)$$

$$P(A, B/C) = P(A/C)P(B/A, C), \quad (3.2)$$

$$P(A) = \sum_B P(A, B), \quad (3.3)$$

$$P(A/B) = P(A), \quad (3.4)$$

$$P(AB) = P(A)P(B). \quad (3.5)$$

Вчені Bahl-Cocke-Jelinek-Raviv у 1974 році запропонували алгоритм декодування за критерієм максимуму апостеріорної ймовірності (MAP — maximum a posteriori) або BCJR [98].

Логарифмічне відношення функцій правдоподібності (ЛВФП) $L(u_k)$ для u_k обчислюється [99]:

$$L(u_k) \triangleq \log \left(\frac{P(u_k = 1 / y_1^N)}{P(u_k = 0 / y_1^N)} \right). \quad (3.6)$$

Прийняття рішення відбувається як:

$$\tilde{u}_k = \text{sign} [L(u_k)]. \quad (3.7)$$

Враховуючи (3.1) – (3.5), (3.7) буде мати такий вигляд [98]:

$$L(u_k) = \log \left(\frac{P(u_k = 1, y_1^N) / P(y_1^N)}{P(u_k = 0, y_1^N) / P(y_1^N)} \right) = \log \left[\frac{\sum_{s'} P(s_{k-1} = s', u_k = 1, y_1^N) / P(y_1^N)}{\sum_{s'} P(s_{k-1} = s', u_k = 0, y_1^N) / P(y_1^N)} \right]. \quad (3.8)$$

Символ з виходу каналу можна представити трьома частинами:

$$y_1^N = \{y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N\}. \quad (3.9)$$

Враховуючи (3.9), отримуємо [99-102]

$$L(u_k) = \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', u_k = 1, y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', u_k = 0, y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N) / P(y_1^N)} \right], \quad (3.10)$$

$$\begin{aligned} L(u_k) &= \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 1, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 0, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) / P(y_1^N)} \right] = \\ &= \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 1, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 0, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') / P(y_1^N)} \right]. \end{aligned} \quad (3.11)$$

Далі отримуємо наступне:

$$\begin{aligned} P(u_k = u, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') &= P(y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', u_k = u, y_k) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= P(y_{k+1}^N / s_k = s) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s'). \end{aligned} \quad (3.12)$$

Зробимо наступні скорочення $\alpha_k(s) \triangleq P(s_k = s, y_1^k)$, $\beta_{k-1}(s') \triangleq P(y_k^N / s_{k-1} = s')$,
і $\gamma_k(s', s) \triangleq P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s')$, маємо:

$$L(u_k) = \log \left[\frac{\sum_{u-} \alpha_{k-1}(s') \beta_k(s) \gamma_k(s', s) / P(y_1^N)}{\sum_{u+} \alpha_{k-1}(s') \beta_k(s) \gamma_k(s', s) / P(y_1^N)} \right], \quad (3.13)$$

$$\gamma_k(s', s) \triangleq P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = P(y_k / s_{k-1} = s', u_k = u) P(u_k = u / s_{k-1} = s') \\ = P(y_k / c_k = c) P(u_k = u).$$

$$\alpha_k(s) \triangleq P(s_k = s, y_1^k) = \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', u_k = u, y_1^{k-1}, y_k) = \\ = \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) = \\ = \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ = \sum_{s'/s_k=s} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) = \sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s), \quad (3.14)$$

де $\sum_{s'/s_k=s}()$ – сума по s_{k-1} , які переходять у $s_k = s$.

$$\text{Початкова умова: } \alpha_0(s) = \begin{cases} 1, & s = 1 \\ 0, & s \neq 1 \end{cases}.$$

$$\beta_{k-1}(s') \triangleq P(y_k^N / s_{k-1} = s') = \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(u_k = u, y_{k+1}^N, y_k / s_{k-1} = s') = \\ = \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', u_k = u, y_k) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ = \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(y_{k+1}^N / s_k = s) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ = \sum_{s/s_{k-1}=s'} \beta_k(s) \gamma_k(s', s). \quad (3.15)$$

$$\text{Начальні дані: } \beta_N = \begin{cases} 1, & s = 1 \\ 0, & s \neq 1 \end{cases}.$$

Подальші розрахунки призводять до наступного:

$$\begin{aligned}
L(u_k) &= \log \left[\frac{\sum_{u-}^{u+} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \beta_k(s) / P(y_1^N)}{\sum_{u-}^{u+} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \beta_k(s) / P(y_1^N)} \right] = \\
&= \log \left[\frac{\frac{\sum_{u+} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \beta_k(s)}{P(y_1^{k-1}) P(y_k^N / y_1^{k-1})}}{\frac{\sum_{u-} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \beta_k(s)}{P(y_1^{k-1}) P(y_k^N / y_1^{k-1})}} \right] = \log \left[\frac{\sum_{u+} \frac{\alpha_{k-1}(s')}{P(y_1^{k-1})} \gamma_k(s', s) \frac{\beta_k(s)}{P(y_k^N / y_1^{k-1})}}{\sum_{u-} \frac{\alpha_{k-1}(s')}{P(y_1^{k-1})} \gamma_k(s', s) \frac{\beta_k(s)}{P(y_k^N / y_1^{k-1})}} \right]. \quad (3.16)
\end{aligned}$$

Далі отримаємо:

$$L(u_k) = \log \left[\frac{\sum_{u-}^{u+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{u-}^{u+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)} \right]. \quad (3.17)$$

Так як

$$P(y_1^k) = \sum_s P(s_k = s, y_1^k) = \sum_s \alpha_k(s), \quad (3.18)$$

розділимо $\alpha_k(s)$ на $P(y_1^k)$:

$$\begin{aligned}
\tilde{\alpha}_k(s) &\triangleq \frac{\alpha_k(s)}{P(y_1^k)} = \frac{P(s_k = s, y_1^k)}{\sum_s P(s_k = s, y_1^k)} = \frac{\alpha_k(s)}{\sum_s \alpha_k(s)} = \\
&= \frac{\sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)} = \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}. \quad (3.19)
\end{aligned}$$

$$P(y_1^N) = P(y_1^{k-1}, y_k^N) = P(y_1^{k-1}) P(y_k^N / y_1^{k-1}) = P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2}) P(y_1^{k-2}). \quad (3.20)$$

$$\begin{aligned}
P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2}) &= P(y_1^{k-1}) \frac{P(y_k^N / y_1^{k-1})}{P(y_1^{k-2})} = \sum_s \sum_{s'} \alpha_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) \frac{P(y_k^N / y_1^{k-1})}{P(y_1^{k-2})} = \\
&= \sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) P(y_k^N / y_1^{k-1}). \quad (3.21)
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
\tilde{\beta}_{k-1}(s') &= \frac{\beta_{k-1}(s')}{P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2})} = \frac{\beta_{k-1}(s')}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) P(y_k^N / y_1^{k-1})} = \\
&= \frac{\tilde{\beta}_{k-1}(s')}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s)} = \frac{\sum_s \tilde{\beta}_k(s) \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s)} .
\end{aligned} \tag{3.22}$$

Зробимо припущення $P(c_k^1 = -1) = P_-$ і $P(c_k^1 = 1) = P_+$. З урахуванням $P(c_k^1 = -1) + P(c_k^1 = 1) = 1$ і $P(u_k) = P(c_k^1)$, маємо

$$\begin{aligned}
L^e(u_k) &\triangleq \log \frac{P(u_k=1)}{P(u_k=0)} = \log \frac{P(c_k^1=1)}{P(c_k^1=-1)} = \log \frac{P(c_k^1=1)}{1 - P(c_k^1=1)} = \\
&= L_a(c_k^1) = \log \frac{P_+}{P_-} = \log \frac{P_+}{1 - P_+} ,
\end{aligned} \tag{3.23}$$

$$P(c_k^1 = 1) = P_+ = \frac{\sqrt{P_-/P_+}}{1 + \sqrt{P_-/P_+}} \sqrt{P_+/P_-} = \frac{\sqrt{P_-/P_+}}{1 + \sqrt{P_-/P_+}} \left(\sqrt{P_+/P_-} \right)^{c_k^1} , \tag{3.24}$$

$$P(c_k^1 = -1) = P_- = \frac{\sqrt{P_-/P_+}}{1 + \sqrt{P_-/P_+}} \left(\sqrt{P_+/P_-} \right)^{-1} = \frac{\sqrt{P_-/P_+}}{1 + \sqrt{P_-/P_+}} \left(\sqrt{P_+/P_-} \right)^{c_k^1} . \tag{3.25}$$

$$P(c_k^1) = \frac{e^{\frac{-L_a(c_k^1)}{2}}}{1 + e^{-L_a(c_k^1)}} e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1} = A_k e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1} , \tag{3.26}$$

$$\text{де } A_k = \frac{e^{\frac{-L_a(c_k^1)}{2}}}{1 + e^{-L_a(c_k^1)}} .$$

Приймається, що РСЗК використовує швидкість кодування $1/q$:

$$\begin{aligned}
P(Y = y_k / c_k) &= P(Y = y_k / u_k) \approx \lim_{\Delta \rightarrow 0} P(y_k \leq Y \leq y_k + \Delta / U = u_k) = \\
&= \lim_{\Delta \rightarrow 0} p(y_k / u_k) \Delta = \lim_{\Delta \rightarrow 0} p(y_k / x_k) \Delta,
\end{aligned} \tag{3.27}$$

вираз для $\gamma_k(s', s)$ запишеться як

$$\gamma_k(s', s) = P(y_k / c_k = c) P(u_k = u) = B_k e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} A_k e^{\frac{L_a(c_k^1) \cdot c_k^1}{2}}. \tag{3.28}$$

$$\begin{aligned}
\gamma_k(s', s) &= B_k \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} \cdot A_k \cdot e^{\frac{L_a(c_k^1) \cdot c_k^1}{2}} = A_k \cdot B_k \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} \cdot e^{\frac{L_a(c_k^1) \cdot c_k^1}{2}} = \\
&= A_k \cdot B_k \cdot \exp \left[\frac{4 \cdot h_0^2}{p} \cdot \left(\frac{y_k^{1,s} \cdot A \cdot c_k^1}{2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot A \cdot c_k^i}{2} \right) + \frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 \right] = \\
&= A_k \cdot B_k \cdot \exp \left[\frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + \frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p} \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(\frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p} \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right] = \\
&= A_k \cdot B_k \cdot \exp \left[\frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right],
\end{aligned} \tag{3.29}$$

де

$$Lc \triangleq \frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p}, \gamma^e(s', s) \triangleq \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right]. \tag{3.30}$$

Враховуючи вище описане, маємо [103-106]:

$$\begin{aligned}
L(u_k) &= \log \left[\frac{\sum_{u+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{u-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)} \right], \\
\tilde{\alpha}_k(s) &= \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}, \quad \tilde{\alpha}_0(s) = \begin{cases} 1, & s = 1 \\ 0, & s \neq 1 \end{cases},
\end{aligned} \tag{3.31}$$

$$\tilde{\beta}_{k-1}(s') = \frac{\sum_s \tilde{\beta}_k(s) \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s)}, \quad \tilde{\beta}_N(s) = \begin{cases} 1, & s=1 \\ 0, & s \neq 1 \end{cases},$$

$$\gamma(s', s) \propto \exp \left[\frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*,i,p}) \cdot c_k^i \right) \right].$$

Застосування LDPC-кодів є характерним для багатьох сучасних стандартів зв'язку, зокрема: 10GBASE-T (Ethernet), DVB-T2, DVB-S2, 802.11n (Wi-Fi), у мобільних мережах п'ятого покоління (5G), а також у космічній мережі зв'язку Mars Relay Network.

Процедура декодування LDPC-кодів найчастіше реалізується за допомогою таких базових підходів: алгоритму «жорсткого» декодування з інверсією бітів (Bit-flipping decoding algorithm) та алгоритму «м'якого» декодування на основі добутку сум (Sum-product decoding algorithm) [107-110].

Завадостійкість та ефективність серед згаданих методів демонструє саме Sum-product decoding algorithm. На відміну від простішого алгоритму Bit-flipping, він оперує «м'якою» інформацією щодо ймовірності значень переданих інформаційних символів, завдяки чому забезпечується суттєвий додатковий енергетичний виграш від кодування.

Проаналізуємо побудову та принципи роботи кодувального пристрою, тракту передачі даних і декодера для LDPC-коду. Схему організації кодера для LDPC-коду наведено на рис. 3.3.

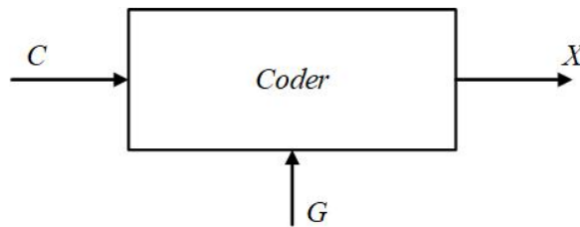


Рис. 3.3. Структурна схема кодера LDPC-коду

На один із входів кодувального пристрою подається послідовність інформаційних символів, представлена у вигляді вектора-рядка C . На інший вхід

надходить прямокутна породжувальна матриця G . Вихідна кодована послідовність X , що містить як інформаційні, так і надлишкові (перевірочні) біти, утворюється шляхом множення вектора C на матрицю G : $C \times G = X$. Кількість додаткових перевірочних символів у сформованій послідовності безпосередньо визначається структурою матриці G . Крім того, конфігурація матриці G задає коригувальну здатність побудованого LDPC-коду.

У межах цього дослідження аналізується векторний канал для схеми модуляції BPSK в умовах дії флуктуаційного шуму та завадового впливу. Структурне представлення такого векторного тракту передачі з адитивним білим гаусовим шумом (AWGN) та завадами, що моделюються як обмежений по смузі адитивний білий гаусів шум, зображено на рис. 3.4.

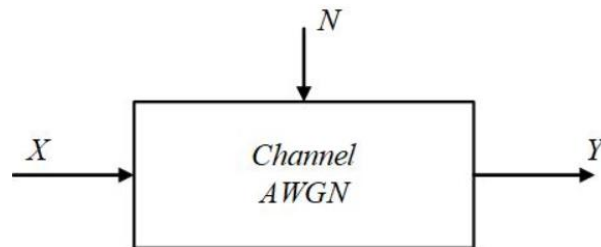


Рис. 3.4. Структурна схема каналу з шумом та завадами

Вихідна послідовність каналу Y формується як посимвольна сума елементів кодованого вектора Y із дискретними відліками білого гаусового шуму та завади: $X + N + J = Y$, де N позначає вектор завадних відліків шуму з нормальним законом розподілу, а J – вектор завади, що також розподілений за нормальним законом. Отримана на виході каналу послідовність Y спрямовується на вхід ітераційного декодера LDPC-коду, загальну схему побудови якого наведено на рис. 3.5.

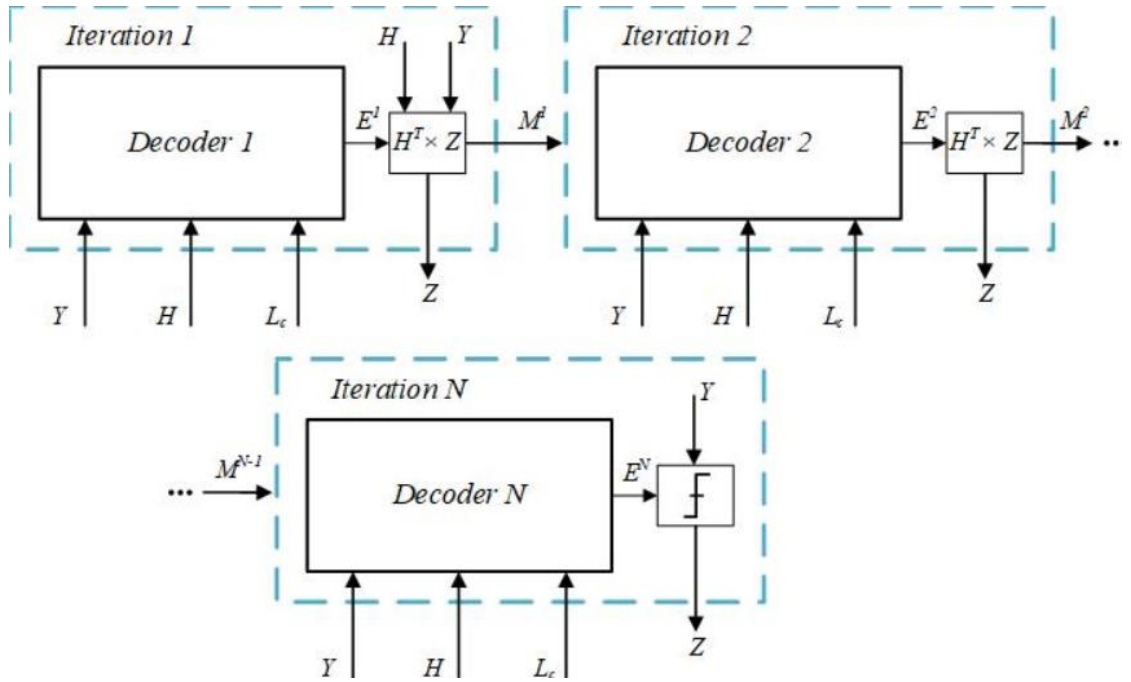


Рис. 3.5. Структурна схема декодера LDPC-коду

Вхідні дані декодувального пристрою характеризуються апіорними ймовірностями отриманих символів. Своєю чергою, показники на виході декодера визначаються через апостеріорні ймовірності.

У межах алгоритму декодування Sum-product decoding algorithm згадані ймовірнісні характеристики подаються у формі логарифма правдоподібності.

Цей алгоритм здійснює розрахунок логарифмічних відношень функції правдоподібності (ЛВФП) для кожного переданого біта, що є логарифмом відношення ймовірностей станів даного символу. Чисельник цього дробу містить ймовірність передачі нульового значення, а знаменник — ймовірність передачі одиниці [111-114]:

$$LLR(x_i) = \ln \frac{P(x_i = 0 | y_i)}{P(x_i = 1 | y_i)}, \quad (3.32)$$

де x_i — переданий біт, де $i \in \overline{1, N}$, N — кількість біт у блоці; y_i — отриманий біт.

Опишемо покрокову процедуру реалізації алгоритму декодування Sum-product:

Нехай задано вхідний інформаційний блок $X = \{x_1, x_2, \dots, x_{i-1}, x_i\}$, де $i \in \overline{1, N}$, N – кількість біт у блоці та перевірна матриця H .

1) Крок 1. Процедура ініціалізації апіорних значень ЛВФП $LLR_a(x_i)$ для кожного елемента вхідного масиву $X = \{x_1, x_2, \dots, x_{i-1}, x_i\}$ відповідно до параметрів каналу зв'язку, де $i \in \overline{1, N}$, N – кількість бітів у блоці.

$$LLR_a = \{LLR_a(x_1), LLR_a(x_2), \dots, LLR_a(x_{i-1}), LLR_a(x_i)\}, \quad (3.33)$$

де $i \in \overline{1, N}$, N – кількість бітів у блоці.

Шляхом ітераційного обходу всіх рядків та стовпчиків перевіркої матриці H , усім її ненульовим елементам присвоюються відповідні апіорні значення ЛВФП. У такий спосіб формується робоча матриця апіорних показників ЛВФП – L_{AB} , де параметр A визначає кількість рядків перевіркої матриці H , а B – кількість її стовпчиків.

2) Крок 2. Обчислення та оновлення параметрів перевірочних вузлів CN .

Ймовірність наявності парної кількості одиниць у послідовності з m взаємно незалежних двійкових символів визначається виразом:

$$\frac{1 + \prod_{l=1}^m (1 - 2P_l)}{2}, \quad (3.34)$$

де $l \in \overline{1, m}$ є індексом конкретного символу в послідовності довжиною m , P_l позначає ймовірність того, що l -й елемент набуває значення 1. Тоді отримаємо таке співвідношення:

$$1 - 2P(x_i = 1 | y_i) = \tanh\left(\frac{1}{2} \ln \frac{P(x_i = 0 | y_i)}{P(x_i = 1 | y_i)}\right) = \frac{1}{2}(LLR), \quad (3.35)$$

на основі якого виводиться аналітичний вираз для знаходження оновлених значень ЛВФП у перевірочному вузлі

$$LLR_e(CN_{ab}) = 2 \tanh^{-1} \left(\prod_{b' \in S(a)/b} \tanh \left(\frac{1}{2} L_{ab'} \right) \right), \quad (3.36)$$

де a – № строки, b – № стовпця, $S(a)$ – LLR, значення яких відмінні від нуля.

На рис. 3.6 представлено графічну схему, яка ілюструє етап перерахунку та оновлення параметрів перевірочних вузлів $LLR_e(CN_{ab})$.

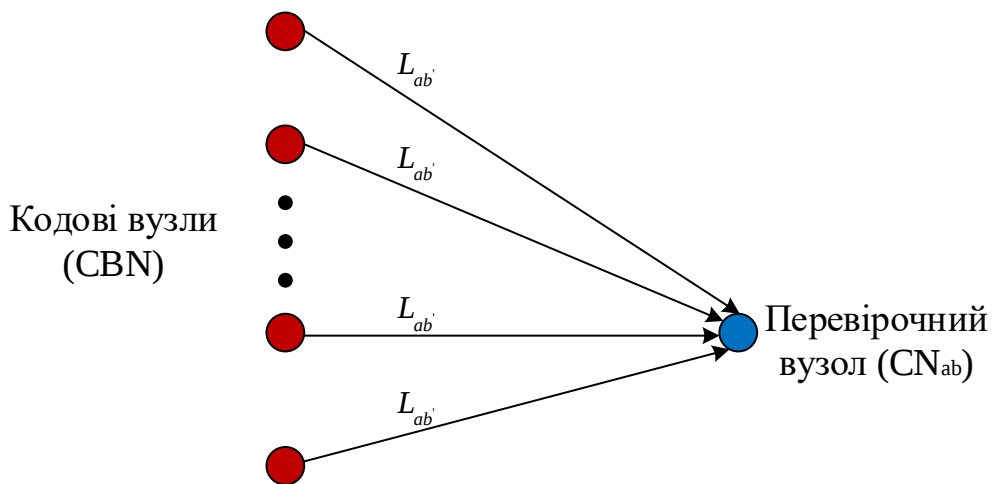


Рис. 3.6. Графічне представлення процесу оновлення перевірочних вузлів

$$LLR_e(CN_{ab})$$

3) Крок 3. Розрахунок (оновлення) значень кодових вузлів.

Для окремого кодового вузла обчислення виконуються за такою формулою:

$$L_{ab} = LLR_a(CN_{ab}) = L_{ab}^{old} + \sum_{a' \in S(b)/a} LLR_e(CN_{a'b}). \quad (3.37)$$

На рис. 3.7 графічно проілюстровано алгоритм оновлення інформації в кодових вузлах $LLR_a(CN_{ab})$.

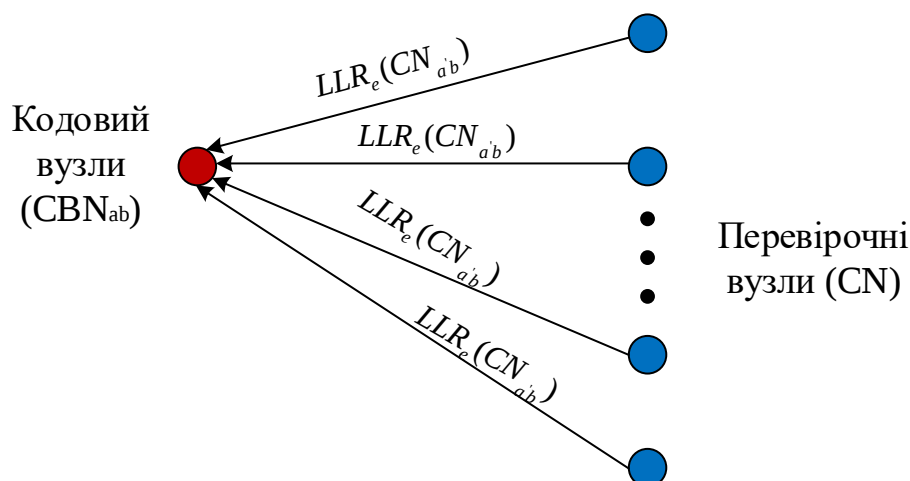


Рис. 3.7. Графічне представлення процесу оновлення кодових вузлів
 $LLR_a(CBN_{ab})$

4) Крок 4. Визначення зовнішніх значень ЛВФП:

$$L_i^{ext} = LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}). \quad (3.38)$$

З метою модернізації та підвищення точності декодування за алгоритмом Sum-product decoding algorithm доцільно враховувати додаткові апріорні відомості про завадову ситуацію в каналі зв'язку. Параметр, який відображає поточні умови поширення сигналу в каналі з адитивним білим гаусівським шумом, записується у такому вигляді:

$$L_c = \frac{2 \cdot E_s}{\sigma^2} = \frac{2 \cdot E_s}{\frac{N_0}{2}} = \frac{4 \cdot E_s}{N_0} = \frac{4 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0}, \quad (3.39)$$

$E_s = E_b \cdot R \cdot \log_2 M$, E_b – енергія, що приходить на біт інформації, R – швидкість кодування, M – позиційність сигналу, N_0 – спектральна густина потужності шуму.

Розрахунок дисперсії шуму виконується за таким аналітичним співвідношенням:

$$\sigma_0^2 = \frac{N_0}{2} = \frac{N_0}{2 \cdot 1} = \frac{N_0}{2 \cdot E_s} = \frac{1}{2 \cdot \frac{E_s}{N_0}} = \frac{1}{2 \cdot \frac{E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0}}. \quad (3.40)$$

Знайдемо середньоквадратичне відхилення шуму шляхом добування квадратного кореня з отриманої величини:

$$\sigma_0 = \sqrt{\frac{N_0}{2}} = \sqrt{\frac{N_0}{2 \cdot E_s}} = \frac{1}{\sqrt{2 \cdot \frac{E_s}{N_0}}} = \frac{1}{\sqrt{2 \cdot \frac{E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0}}}. \quad (3.41)$$

З урахуванням знайдених параметрів каналу, розрахункова формула для обчислення зовнішнього ЛВФП набуває такого вигляду:

$$L_i^{ext} = LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + L_c(y_i) =$$

$$LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + L_c \cdot y_i = \quad (3.42)$$

$$LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + \frac{4 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0} \cdot y_i.$$

Аналогічним шляхом можна вивести математичний вираз для знаходження дисперсії випадкової завади:

$$\sigma_j^2 = \frac{N_j}{2} = \frac{N_j}{2 \cdot 1} = \frac{N_j}{2 \cdot E_s} = \frac{1}{2 \cdot \frac{E_s}{N_j}} = \frac{1}{2 \cdot \frac{E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_j}}, \quad (3.43)$$

де N_j – спектральна густина потужності завади.

За умов впливу загороджувальної шумової завади сумарна дисперсія визначається як $\sigma_1^2 = \sigma_0^2 + \sigma_j^2 = \frac{N_0 + N_j}{2}$. Визначимо параметр, який відображає завадову ситуацію за умов дії шумової загороджувальної завади для алгоритму декодування Sum-product:

$$L_{c-1} = \frac{2 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{\sigma_1^2} = \frac{4 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0 + N_j} \quad (3.44)$$

Якщо шумова завада діє лише в частині робочої смуги частот, введемо випадкову величину ξ яка описує наявність завадового впливу: $P(\xi=1)=\gamma$ за наявності завади, і $P(\xi=0)=1-\gamma$ за її відсутності. Для цього випадку сумарна дисперсія σ_2^2 розраховується як $\sigma_2^2 = \sigma_0^2 + z \cdot \frac{\sigma_j^2}{\gamma} = \frac{N_0}{2} + z \cdot \frac{N_j}{2 \cdot \gamma}$. З урахуванням цього коефіцієнт, що відображає вплив частково-смугової шумової завади в межах Sum-product decoding algorithm, набуде вигляду:

$$L_{c-2} = \frac{2 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{\sigma_2^2} = \frac{4 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0 + z \cdot N_j / \gamma} \quad (3.45)$$

Для випадку завади у відповідь відповідне значення дисперсії становить: $\sigma_3^2 = \sigma_0^2 + \sigma_j^2 = \frac{N_0 + N_j}{2}$. Тоді системний параметр, що описує загороджувальний завадовий вплив для алгоритму декодування Sum-product, набуває вигляду:

$$\begin{aligned} L_{c-3} &= L_{c1} \cdot \gamma + L_{c2} \cdot (1-\gamma) = \frac{2 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{\sigma_3^2} \cdot \gamma + \frac{2 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{\sigma_0^2} \cdot (1-\gamma) = \\ &= \frac{4 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0 + N_j} \cdot \gamma + \frac{4 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0} \cdot (1-\gamma). \end{aligned} \quad (3.46)$$

Спираючись на наведені вище вирази, розрахункове значення зовнішнього ЛВФП за наявності загороджувальної шумової завади запишемо так:

$$\begin{aligned}
L_{i-1}^{ext} &= LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + L_{c-1}(y_i) = \\
&LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + L_{c-1} \cdot y_i = \\
&LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + \frac{4 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0 + N_j} \cdot y_i.
\end{aligned} \tag{3.47}$$

Кінцеве значення ЛВФП, на основі якого приймається рішення щодо інформаційного символу з урахуванням сумарного впливу внутрішнього шуму та частково-смугової завади, визначається таким чином:

$$\begin{aligned}
L_{i-2}^{ext} &= LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + L_{c-2}(y_i) = \\
&LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + L_{c-2} \cdot y_i = \\
&LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + \frac{4 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0 + z \cdot N_j / \gamma} \cdot y_i.
\end{aligned} \tag{3.48}$$

Вихідне відношення ЛВФП, що використовується для детектування переданого біта з урахуванням дисперсії шуму та завади у відповідь, набуває такого вигляду:

$$\begin{aligned}
L_{i-3}^{ext} &= LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + L_{c-3}(y_i) = \\
&LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + L_{c-3} \cdot y_i = \\
&LLR_a(y_i) + \sum_{a' \in S(b)} LLR_e(CN_{a'b}) + \left(\frac{4 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0 + N_j} \cdot \gamma + \frac{4 \cdot E_b \cdot R \cdot \log_2 M}{N_0} \cdot (1 - \gamma) \right) \cdot y_i.
\end{aligned} \tag{3.49}$$

Кінцеве рішення щодо прийнятого символу формується за таким правилом.

$$y_i = \begin{cases} 1, L_i^{ext} < 0 \\ 0, L_i^{ext} \geq 0 \end{cases}, \quad (3.50)$$

Після цього здійснюється обчислення вектора синдрому відповідно до виразу:

$$s = YH^T, \quad (3.51)$$

де Y – дані, які передаються, H^T – транспонована перевірна матриця.

Процес декодування завершується, якщо досягнуто встановленого ліміту ітерацій I_{lim} або отримано нульовий вектор синдрому; в іншому разі ітераційна процедура продовжується.

3.2. Метод структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі

Призначення методу. Метод призначений для структурної адаптації паралельної та послідовної конкатенації турбо кодів, а також LDPC-кодів за результатами декодування та використання графової нейронної мережі.

Сутність методу полягає у використанні ітеративних кодів з «м'якими» рішеннями, структурної адаптації за рахунок використання показника невизначеності декодування та графової нейронної мережі. Основною особливістю методу є застосування результатів декодування як зворотного інформаційного впливу для визначення оптимальної конфігурації кодової конструкції. Це дозволяє враховувати поточний стан каналу передачі, рівень завад та ймовірність помилкового приймання інформаційних символів. При цьому здійснюється вибір між різними варіантами каскадного об'єднання кодів, що забезпечує підвищення ефективності використання надлишковості та зменшення ймовірності виникнення невиправлених помилок.

Проаналізуємо будову кодувального пристрою (тракт передачі) та декодера (приймальний тракт) турбокоду. На рис. 3.8 та 3.9 представлено структурну організацію двокомпонентного кодера у випадках паралельного та послідовного компонування двох рекурсивних систематичних згорткових кодів

(РСЗК). На рис. 3.10, 3.11 показані структурні схеми двокомпонентного ітеративного декодера ТК відповідно для паралельної та послідовної структури.

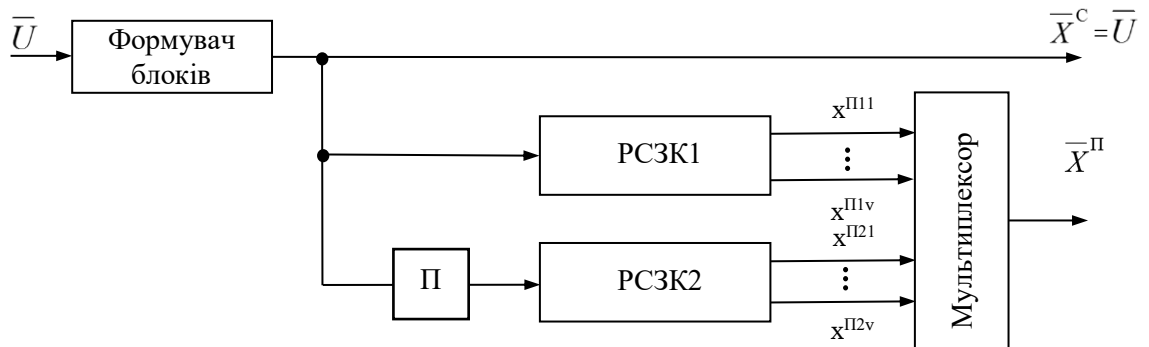


Рис. 3.8. Структурна схема двокомпонентного кодера ТК (паралельна структура)

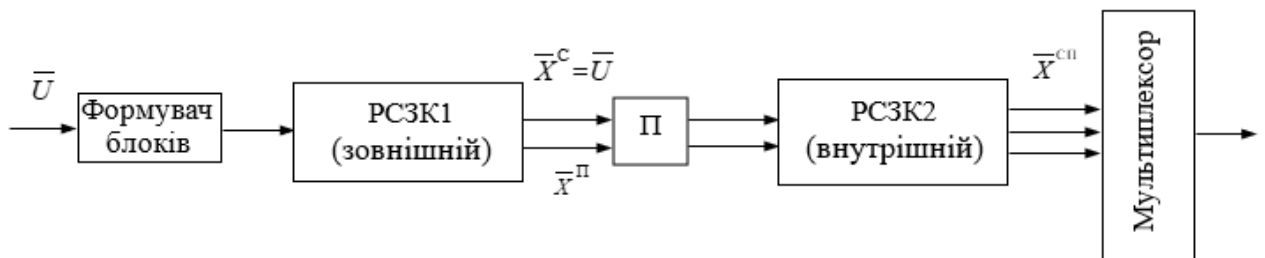


Рис. 3.9. Структурна схема двокомпонентного кодера ТК (послідовна структура)

Схема кодера турбокоду (при послідовному та паралельному з'єднанні) базується на використанні РСЗК із кодовою швидкістю $1/n$ вигляду $(1, g_1/g_0, \dots, g_{n-1}/g_0)$, де через g_0 – позначено поліномальний генератор зворотного зв'язку, а через $g_1, \dots, g_{n-1}$ – поліноміальні генератори прямих зв'язків. Процес кодування відбувається відповідно до графа станів (діаграми), конфігурація якого безпосередньо визначається набором твірних поліномів цього РСЗК.

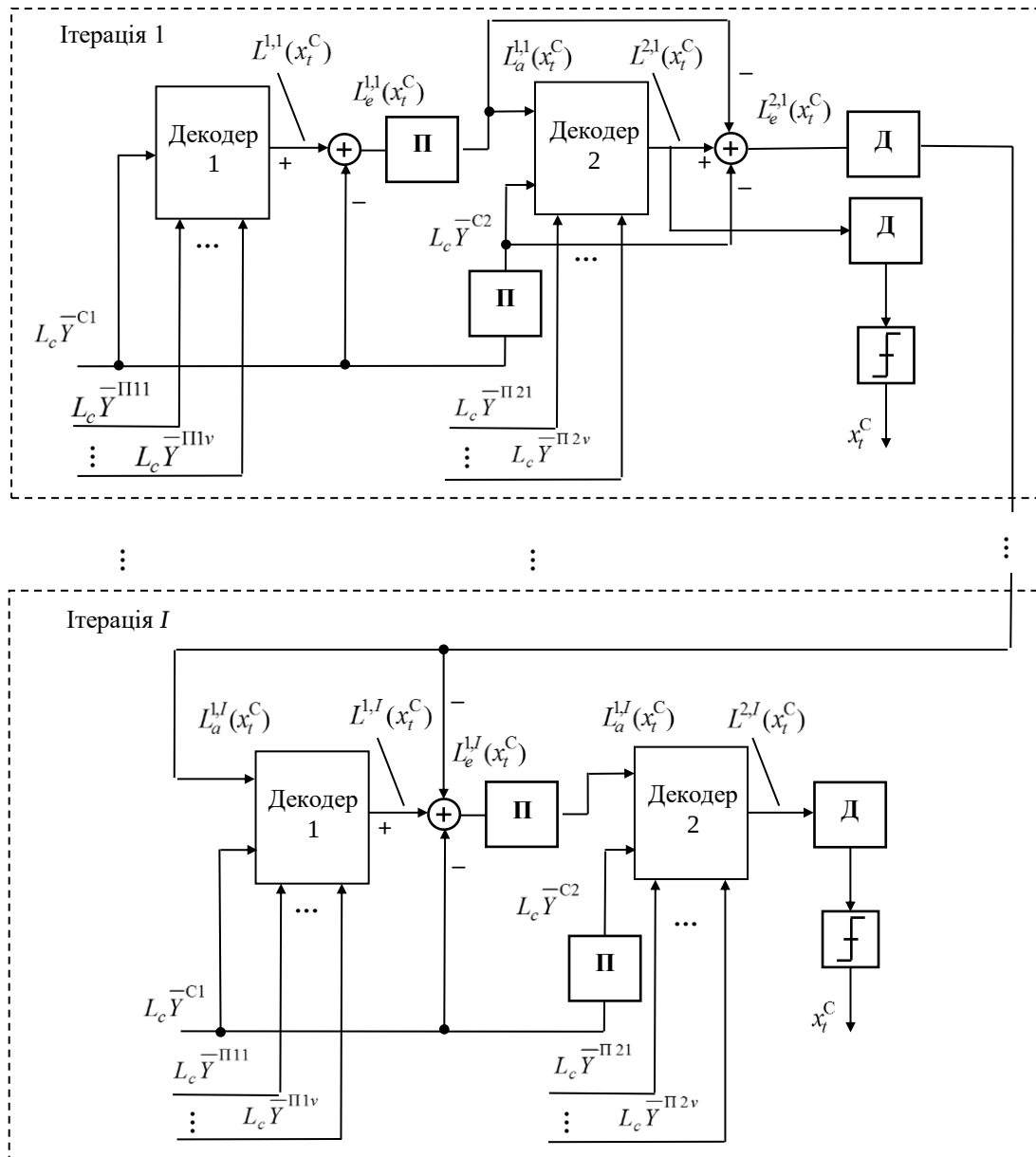


Рис. 3.10. Структурна схема двокомпонентного декодера ТК (паралельна структура)

За умови паралельного увімкнення РСЗК сформований на виході турбокодера вектор сигналів набуває вигляду: $\bar{X} = (\bar{X}^C, \bar{X}^\Pi)$, де вектор $\bar{X}^C = \bar{U}$ – представляє інформаційну (систематичну) частину кодової послідовності, тоді як компонент, а $\bar{X}^\Pi = (\bar{X}^{\Pi 1}, \bar{X}^{\Pi 2})$ – відповідає за надлишкову (перевірочну) частину сформованого турбо коду. Водночас вихідний вектор першого кодувального пристрою РСЗК 1 записується як $\bar{X}^{\Pi 1} = (\bar{X}^{\Pi 11}, \dots, \bar{X}^{\Pi 1v})$ а для другого пристрою

РСЗК 2 – як $\bar{X}^{\Pi 2} = (\bar{X}^{\Pi 21}, \dots, \bar{X}^{\Pi 2v})$, де параметр v визначає сумарне число контрольних бітів для кожного РСЗК у структурі турбокодера.

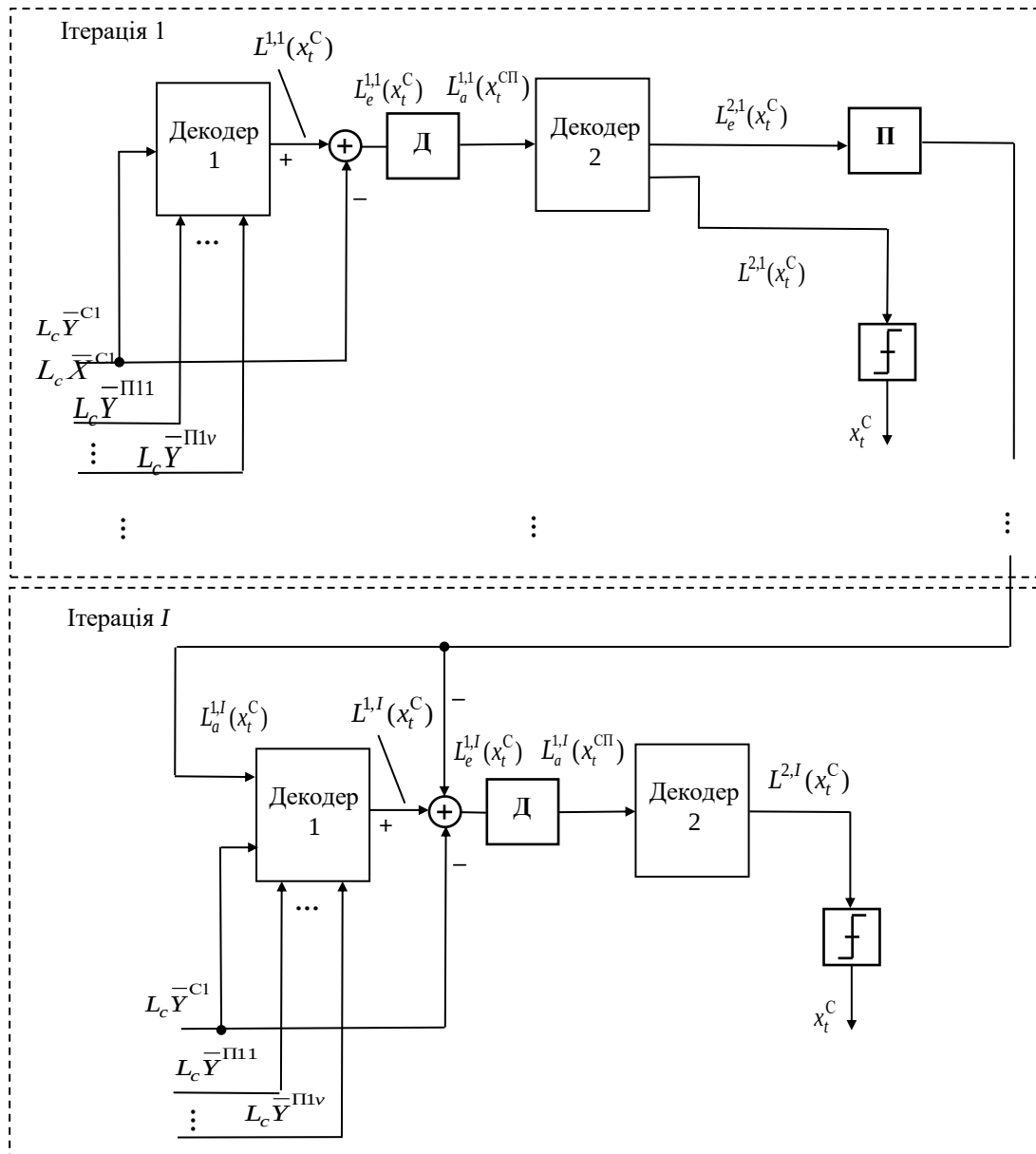


Рис. 3.11. Структурна схема двокомпонентного декодера ТК (послідовна структура)

При послідовному з'єднанні РСЗК послідовність на виході кодера РСЗК 1 має вигляд: $\bar{X} = (\bar{X}^C, \bar{X}^\Pi)$, де $\bar{X}^C = \bar{U}$ – систематичний вихід кодера, а $\bar{X}^\Pi$ – перевірючий вихід кодера ТК. На виході РСЗК 2 маємо – $\bar{X}^{CP}$ (систематичний та перевірючий вихід кодера).

Демодульована послідовність символів (при паралельному з'єднанні) надходить на входи першого та другого декодувальних пристроїв (рис. 3.10). Для першого декодера вхідний вектор має вигляд $\bar{Y}^1 = (L_c \bar{Y}^{C1}, L_c \bar{Y}^{П1})$ де $\bar{Y}^{П1} = (\bar{Y}^{П11}, \dots, \bar{Y}^{П1v})$, а коефіцієнт L_c – характеризує показник надійності каналу передачі даних.

Для другого декодера вхідна послідовність описується як $\bar{Y}^2 = (L_c \bar{Y}^{C2}, L_c \bar{Y}^{П2})$ де $\bar{Y}^{П2} = (\bar{Y}^{П21}, \dots, \bar{Y}^{П2v})$. При цьому вектори $\bar{Y}^{C1} = \bar{Y}^C, \bar{Y}^{C2}$ є послідовностями інформаційних символів, які пройшли процедуру перемеження (П).

При послідовному з'єднанні послідовність з виходу каналу надходить на декодер 1 (рис. 3.11): $\bar{Y}^1 = (L_c \bar{Y}^{C1}, L_c \bar{Y}^{П1})$ – для декодера 1, де $\bar{Y}^{П1} = (\bar{Y}^{П11}, \dots, \bar{Y}^{П1v})$. Після декодування першим декодером декодована послідовність після операції деперемеження поступає на декодер 2, який, використовуючи відповідні інформаційні та перевірочні символи, приймає рішення про декодовані біти.

Проаналізуємо окремий робочий такт у дискретний момент часу t .

Припустимо, що символ x_t відповідає t -му переданому біту, тоді як y_t позначає t -й прийнятий біт, який зазнав завадового впливу з боку адитивного білого гаусового шуму. Враховуючи, що в умовах інтенсивних завад приймальний тракт функціонує в умовах високої невизначеності, для формування м'яких рішень обчислюють логарифмічне відношення функцій правдоподібності (ЛВФП). На j -й ітерації декодування першим декодером це значення розраховується таким чином:

$$L^{1,j}(x_t | y_t) = \ln \frac{P(y_t | x_t = +1)}{P(y_t | x_t = -1)} + \ln \frac{P(x_t = +1)}{P(x_t = -1)} = L_a^{1,j}(x_t) + L^{1,j}(y_t | x_t), \quad (3.52)$$

де доданок $L^{1,j}(y_t | x_t)$ репрезентує ЛВФП, обчислене на основі вимірюваного сигналу y_t на виході каналу для можливих варіантів переданого символу $x_t = +1$ або $x_t = -1$, а $L_a^{1,j}(x_t)$ є апіорним значенням ЛВФП для інформаційного біта x_t . З

метою спрощення математичного запису, вираз (3.52) доцільно звести до такого вигляду:

$$L^{1,j}(x_t) = L_c^{1,j}(y_t) + L_a^{1,j}(x_t) + L_e^{1,j}(x_t), \quad (3.53)$$

де $L_c^{1,j}(y_t)$ – параметр «канальної надійності», $L_e^{1,j}(x_t)$ – апостеріорне ЛВФП біту даних x_t . Розглядається такт роботи в момент часу t .

Для паралельної структури турбо коду:

1. Розраховується зовнішнє апостеріорне ЛВФП біту даних $x_t - L_e^{P-1,j}(x_t)$:

$$L_e^{P-1,j}(x_t) = L^{P-1,j}(x_t) - L_c^{P-1,j}(y_t) - L_a^{P-1,j}(x_t), \quad (3.54)$$

2. Перемежувач перетворює зовнішнє апостеріорне ЛВФП $L_e^{P-1,j}(x_t)$ в апріорне ЛВФП $L_a^{P-2,j}(x_t)$: $L_a^{P-2,j}(x_t) = f_1(L_e^{P-1,j}(x_t))$, яке подається на декодер 2.

3. Декодер 2 виконує наступне обчислення для отримання зовнішнього апостеріорного ЛВФП біта даних $x_t - L_e^{P-2,j}(x_t)$:

$$L_e^{P-2,j}(x_t) = L^{P-2,j}(x_t) - L_c^{P-2,j}(y_t) - L_a^{P-2,j}(x_t). \quad (3.55)$$

4. Після операції перемеження $L_a^{P-1,j+1}(x_t) = f_2(L_e^{P-2,j}(x_t))$ значення $L_a^{P-1,j+1}(x_t)$ виступає як апріорна інформація для першого декодера на наступному кроці ітерації $j+1$. Подальші розрахункові процедури здійснюються подібно до виразу (4.6).

5. По завершенню визначеного циклу ітерацій або у разі дострокового припинення процесу послідовного декодування формуються остаточні («жорсткі») оцінки щодо прийнятих інформаційних символів:

$$\hat{x}_t^{P-C} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } L^P(x_t^C) \geq 0 \\ 0, & \text{якщо } L^P(x_t^C) < 0 \end{cases}. \quad (3.56)$$

Для послідовної структури турбо коду:

1. Розраховується зовнішнє апостеріорне ЛВФП біту даних $x_t - L_e^{S-1,j}(x_t)$:

$$L_e^{S-1,j}(x_t) = L^{S-1,j}(x_t) - L_c^{S-1,j}(y_t) - L_a^{S-1,j}(x_t). \quad (3.57)$$

2. Деперемежувач перетворює зовнішнє апостеріорне ЛВФП $L_e^{S-1,j}(x_t)$ в апріорне ЛВФП $L_a^{S-1,j}(x_t^{CP})$: $L_a^{S-1,j}(x_t^{CP}) = f_2(L_e^{S-1,j}(x_t))$, яке подається на декодер 2.

3. Декодер 2 виконує наступне обчислення для отримання зовнішнього апостеріорного ЛВФП біта даних $x_t - L_e^{S-2,j}(x_t)$:

$$L_e^{S-2,j}(x_t) = L^{S-2,j}(x_t) - L_a^{S-1,j}(x_t^C). \quad (3.58)$$

4. Після операції перемеження $L_a^{S-1,j+1}(x_t) = f_2(L_e^{S-2,j}(x_t))$ значення $L_a^{S-1,j+1}(x_t)$ береться як апіорна статистика для першого декодувального пристрою на ітераційному кроці $j+1$. Наступні обчислювальні операції проводяться аналогічно до співвідношення (3.53).

5. Коли виконано встановлене число ітерацій або зафіксовано примусову зупинку ітераційної процедури, здійснюється остаточне прийняття «жорстких» рішень щодо вихідних інформаційних бітів:

$$\hat{x}_t^{S-C} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } L^S(x_t^C) \geq 0 \\ 0, & \text{якщо } L^S(x_t^C) < 0 \end{cases}. \quad (3.59)$$

GNN для турбо кодів (LDPC-кодів) – це підхід, у якому декодування турбо коду (LDPC-кодів) формулюється як задача виводу на графі та розв’язується за допомогою Graph Neural Networks замість (або поверх) класичного MAP/BCJR + ітерацій.

Турбо код складається з двох рекурсивних систематичних згорткових кодера і перемежувача. Його зручно представити фактор-графом: змінні (інформаційні біти та біти станів); фактори (обмеження кодера (переходи решітки, trellis transitions)); ребра (залежності між бітами та станами).

Граф будується наступним чином:

1. Вузли:

- біти даних («м'які» LLR із каналу);
- стани решітки (trellis states);
- окремі вузли для факторів.

2. Ребра:

- переходи решітки;
- зв'язки через перемежувач (між двома кодерами).

3. Ознаки вузлів:

- початкові *LLR*;
- апріорні ймовірності;
- номер кроку/позиції (позиційне кодування).

Один запуск GNN відповідає передачі одного блоку (одна кодова послідовність довжини N).

Граф будується для одного блоку:

- вузли бітів: $u_1, \dots, u_n$;
- trellis-стани для двох РСЗК;
- зв'язки через перемежувач;
- обмін блоками виконується всередині цього графа;
- на виході отримуються «м'які»/«жорсткі» рішення по бітах цього блоку.

Для алгоритму GRU (Gated Recurrent Units – керовані рекурентні блоки) рішення приймається не по одному блоку даних, а по вікну з кількох блоків, що забезпечує стійку адаптацію кодових конструкцій.

Вхідні ознаки (feature vector)

Для кожного прийнятого блока даних t :

Для каналу:

- $mean(|LLR|)$;
- $var(LLR)$;
- оцінений SNR.

Для турбо декодера:

- кількість ітерацій до збіжності;
- середнє $|extrinsic LLR|$ на останній ітерації;
- різниця ΔLLR між ітераціями декодування;
- прапорець ранньої зупинки (early stopping flag).

Сформуємо алгоритм і структурну схему GRU + MLP для структурної адаптації кодових конструкцій паралельного турбо коду, послідовного турбо коду та LDPC-коду.

GRU – це тип рекурентної нейронної мережі (RNN), призначений для роботи з послідовностями даних. У нашому випадку: пакети надходять послідовно через канал; декодер турбо коду (LDPC-коду) видає «м'які» рішення (LLR); потрібно враховувати якість кількох останніх пакетів, щоб вибрати ефективну конструкцію коду; GRU формує «hidden_state», який «пам'ятає» історію каналу та декодування.

Внутрішня структура GRU.

GRU має два основні переходи:

1. Update gate (z_t) – визначає, яку частину інформації з минулого зберегти.
2. Reset gate (r_t) – визначає, наскільки «забути» минуле при обчисленні поточного стану.

Математичний апарат має такий вигляд:

$$z_t = \sigma(W_z x_t + U_z h_{t-1} + b_z), \quad (3.60)$$

$$r_t = \sigma(W_r x_t + U_r h_{t-1} + b_r), \quad (3.61)$$

$$\tilde{h}_t = \tanh(W_h x_t + U_h(r_t) \odot h_{t-1}) + b_h, \quad (3.62)$$

$$h_t = z_t \odot h_{t-1} + (1 - z_t) \odot \tilde{h}_t, \quad (3.63)$$

де

- z_t – вектор вентиля оновлення;
- x_t – вхідний вектор на часовому кроці t ;
- h_{t-1} – прихований стан попереднього кроку;
- W_z – матриця ваг для вхідних даних;
- U_z – матриця рекурентних ваг;
- b_z – вектор зміщення;
- $\alpha(\cdot)$ – сигмоїдна функція активації.
- r_t – вектор вентиля скидання;
- W_r, U_r – матриці ваг;
- b_r – вектор зміщення.
- $\tilde{h}_t$ – кандидат нового прихованого стану;
- W_h, U_h – матриці ваг;
- b_h – вектор зміщення;
- $\odot$ – поелементне множення (добуток Адамара);
- $\tanh(\cdot)$ – функція гіперболічного тангенса.
- h_t – новий прихований стан мережі.

Ціль: адаптивно обирати кодові конструкції для наступного блока на основі історії останніх блоків, використовуючи інформацію декодера турбо кода.

Алгоритм адаптації наступний.

1. Вхідні дані: LLR пакету, CRC, кількість ітерацій декодування, HARQ та ін.

2. GRU: обробляє послідовність пакетів та формує «hidden_state», що відображає тенденцію каналу.

3. MLP: перетворює «hidden_state» у ймовірності успішного декодування для кожної кодової конструкції.

4. Decision Logic: обирає кодову конструкцію для наступного пакета з максимальною пропускнуою здатністю та дотриманням BER (BLER).

Наведено цей же алгоритм в більш детальному вигляді.

Нехай W – довжина вікна (кількість останніх блоків для аналізу).

Крок 1: Демодуляція та декодування.

Для пакету t :

1. Демодуляція, утворення «м'яких» LLR.
2. Виконання декодування (BCJR) в залежності від кількості ітерацій.
3. Виконання CRC/HARQ та перевірка успішності пакету.

Крок 2: Формування вхідних ознак (features).

Для пакету t :

$$f_t = [\text{mean}(|LLR|), \text{var}(LLR), \#iter, \Delta_{\text{extrinsic } LLR}, \text{CRC}, \text{HARQ}], \quad (3.64)$$

F = кількість ознак (наприклад, 6–12).

Крок 3: Побудова історії.

Зберігаємо послідовність останніх W пакетів:

$$X_{t-W+1:t} = [f_{t-W+1}, \dots, f_t]. \quad (3.65)$$

Крок 4: Виконання алгоритму GRU.

- Формування входу: послідовність $X_{t-W+1:t}$.
- Формування Hidden_state $h_t = GRU(X_{t-W+1:t})$.
- Вектор h_t відображає стан каналу за останні блоки.

Крок 5: Виконання MLP.

- Вхід: hidden_state h_t .
- Архітектура:

Вхід: hidden_state (H).

Перший повнозв'язний шар Dense 64 + активація ReLU.

Другий Dense шар Dense 32 + активація ReLU.

Вихід: кодова структура, ймовірності декодування.

Крок 6: Decision Logic.

- Обчислюємо очікувану пропускну здатність C для кожної кодової структури.
- Фільтруємо кодову структуру за значенням BER.
- Вибираємо кодову структуру з максимальним C .
- Кодова структура використовується для пакету $t+1$.

Крок 7: Оновлення історії

- Додаємо f_t в history buffer.
- Повторюємо кроки 1–6 для наступного пакету

Структурна схема алгоритму:

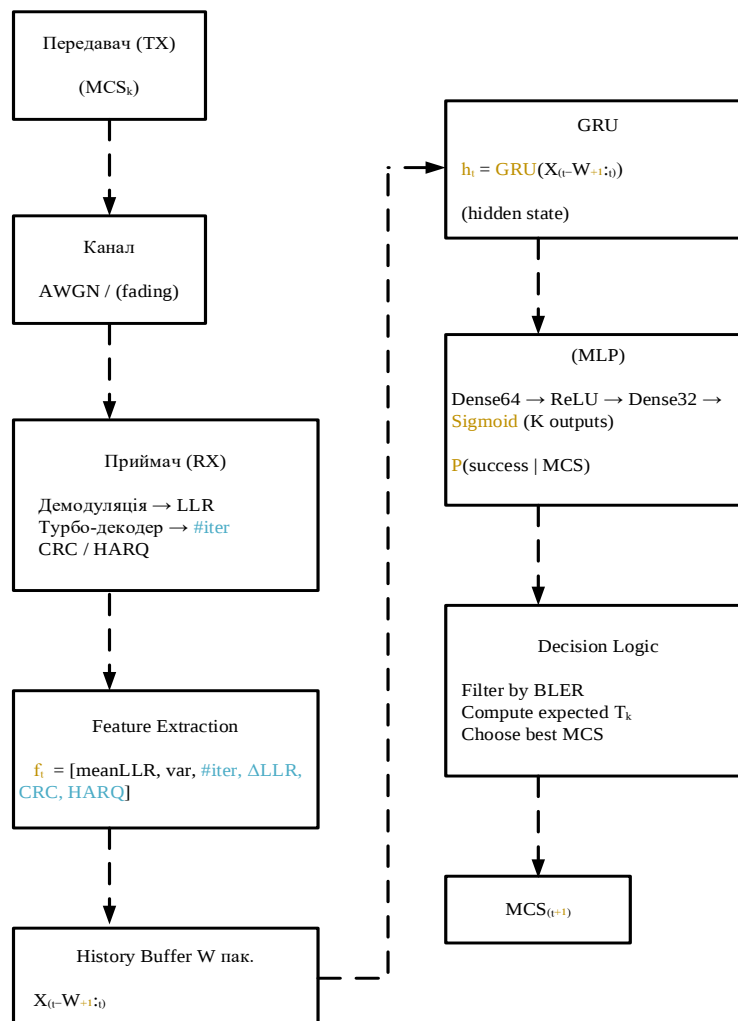


Рис. 3.10. Структурна схема алгоритму

Приклад роботи GRU + MLP для адаптивного вибору кодової структури на 5 блоках.

Вхідні дані:

Таблиця 3.1

Таблиця кодових структур

Кодова структура	Код	Кодова швидкість R
0	Турбо код (паралельна структура)	1/3
1	Турбо код (паралельна структура)	1/2
2	Турбо код (послідовна структура)	1/2
3	Турбо код (послідовна структура)	2/3
4	LDPC-код	2/3

Таблиця 3.2

Пакети та ознаки (features)

Пакет	meanLLR	varLLR	№ ітерації	Δ LLR	CRC	HARQ
t-4	0.80	0.05	6	0.02	1	0
t-3	0.75	0.06	6	0.03	1	0
t-2	0.65	0.08	7	0.04	1	0
t-1	0.45	0.10	8	0.05	0	1
t	0.30	0.12	8	0.06	0	1

GRU обробляє послідовність з останніх $W = 3-5$ пакетів.

Таблиця 3.3

Вихід GRU + MLP (ймовірності успіху для кожної кодової структури)

Пакет	Код_0	Код_1	Код_2	Код_3	Код_4
t-4	0.99	0.95	0.90	0.85	0.60
t-3	0.98	0.94	0.89	0.80	0.55
t-2	0.97	0.92	0.87	0.75	0.50
t-1	0.95	0.88	0.80	0.60	0.40
t	0.93	0.85	0.75	0.50	0.30

Відбувається поступове погіршення стану каналу. Hidden state мережі GRU відображає цю тенденцію.

Обчислення очікуваного значення пропускної спроможності C .

Враховуємо BLER обмеження ($p_k \geq 0.9$)

Таблиця 3.4

Пакет $t-4$

Кодова структура	p_k	R	C , біт/символ	Обираємо
0	0.99	1/3	0.66	+
1	0.95	1/2	0.95	+
2	0.90	1/2	1.80	+
3	0.85	2/3	2.27	–
4	0.60	2/3	2.40	–

Вибір: Кодова структура 2.

Візуальна логіка роботи.

[Пакет $t-4$] - GRU - hidden_state - MLP - $p(\text{success}|\text{кодова структура})$ - Decision Logic - кодова структура 2.

[Пакет $t-3$] - GRU - hidden_state - MLP - $p(\text{success}|\text{кодова структура})$ - Decision Logic - кодова структура 2.

[Пакет $t-2$] - GRU - hidden_state - MLP - $p(\text{success}|\text{кодова структура})$ - Decision Logic - кодова структура 2.

[Пакет $t-1$] - GRU - hidden_state - MLP - $p(\text{success}|\text{кодова структура})$ - Decision Logic - кодова структура 0.

[Пакет t] - GRU - hidden_state - MLP - $p(\text{success}|\text{кодова структура})$ - Decision Logic - кодова структура 0.

MLP (Multi-Layer Perceptron) – це звичайна повнозв'язна нейронна мережа, найпростіша та одна з найпоширеніших.

Типова MLP має наступний вигляд:

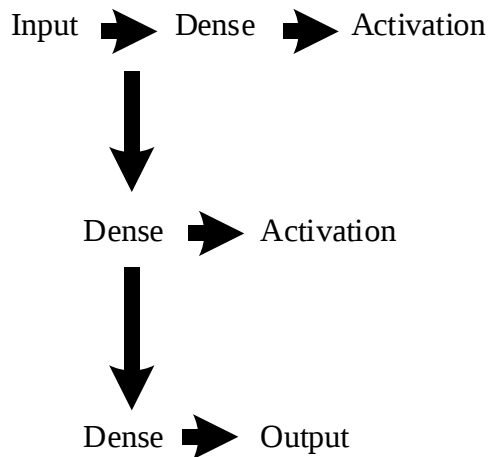


Рис. 3.11. Типова MLP мережа

У нашій схемі GRU витягує прихований стан каналу з історії пакетів, а MLP – приймає цей стан і оцінює ймовірність успіху для кожної кодової структури або обирає найкращу кодову структуру. Тобто, GRU це пам'ять, а MLP – рішення.

Розглянемо навчання системи GRU + MLP для адаптації кодової структури.

1. Ціль навчання.

GRU + MLP повинні навчитися прогнозувати ймовірність успішного декодування пакету для кожної кодової структури на основі історії останніх блоків.

Цільова функція: Binary Cross-Entropy (BCE) або показник невизначеності декодування для кожної кодової структури. Після навчання система може обирати оптимальну кодову структуру для наступного блоку.

2. Підготовка даних.

Крок 1: Моделювання каналів та передачу блоків даних.

Для кожного пакету:

1. Моделюємо канал (AWGN чи канал з завмираннями (fading) для певного SNR).
2. Моделюємо турбо декодер для заданої кількості ітерацій, формуємо матрицю значень LLR, визначаємо CRC/HARQ.

3. Для кожної кодової структури перевіряємо, чи пакет був успішно декодований.

Крок 2: Формування ознак (features).

Для пакету t :

$$f_t = [\text{mean}(|\text{LLR}|), \text{var}(\text{LLR}), \text{№ ітерації}, \Delta \text{extrinsic LLR}, \text{CRC}, \text{HARQ}], \quad (3.66)$$

де:

F – кількість ознак (6–12).

Для GRU: формуємо послідовність останніх W пакетів:

$$X_{t-W+1:t} = [f_{t-W+1}, f_{t-W+2}, \dots, f_t]. \quad (3.67)$$

Крок 3: Формування міток (labels).

Для кожного пакету створюємо вектор y з K елементів (кількість кодових структур):

$$y_k = \begin{cases} 1, & \text{якщо пакет успішно декодований з кодовою структурою } k \\ 0, & \text{інакше} \end{cases} \quad (3.68)$$

3. Loss-функція.

Використовуємо Binary Cross-Entropy для кожної кодової структури:

$$\mathcal{L} = - \sum_{k=1}^K [y_k \cdot \log(p_k) + (1 - y_k) \cdot \log(1 - p_k)] \quad (3.69)$$

де:

p_k – прогнозована ймовірність успіху, яка видає кодову структуру.

$y_k \in \{0,1\}$ – реальна мітка.

Для GRU+MLP сумуємо loss по всій послідовності W блоків (або беремо останній блок для прогнозу наступної кодової структури).

4. Архітектура GRU + MLP.

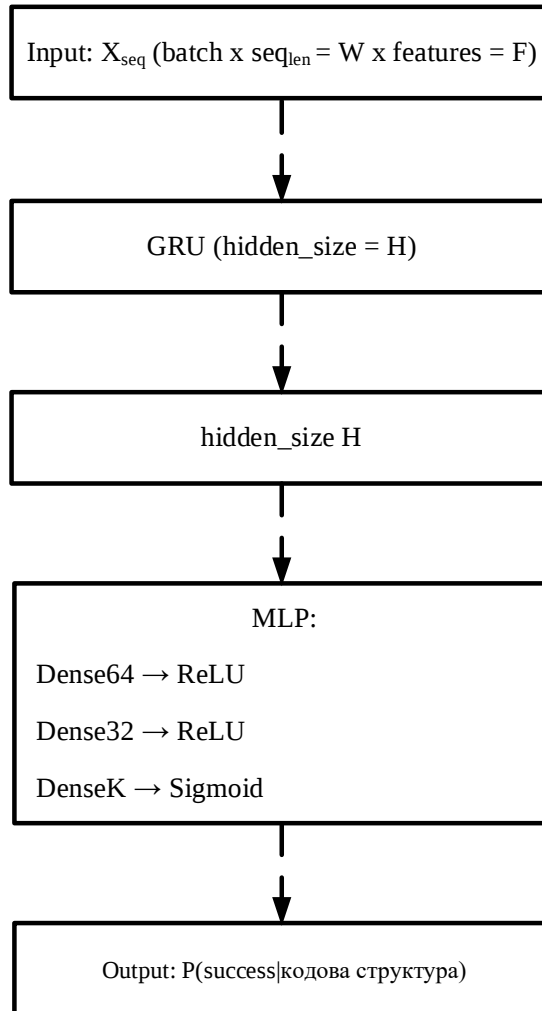


Рис. 3.12. Архітектура GRU + MLP

5. Після навчання.

Модель може робити online inference:

1. Беремо останні W пакетів – формуємо X_{seq} .
2. GRU – hidden_state.
3. MLP – $P(\text{success}|\text{кодова структура})$.
4. Decision Logic – вибір кодової структури для наступного пакета.

Приклад навченої системи GRU + MLP для адаптації кодової структури на вікні з 5 пакетів.

GRU обробляє послідовність з останніх $W = 3-5$ пакетів.

Таблиця 3.5

Вхідні дані: ознаки пакетів

Пакет	meanLLR	varLLR	№ ітерації	Δ LLR	CRC	HARQ
t-4	0.80	0.05	6	0.02	1	0
t-3	0.75	0.06	6	0.03	1	0
t-2	0.65	0.08	7	0.04	1	0
t-1	0.45	0.10	8	0.05	0	1
t	0.30	0.12	8	0.06	0	1

Використовується $W = 3$ пакети для GRU (вікно послідовності) та кількість ознак $F = 6$.

Таблиця 3.6

Вихід GRU + MLP: ймовірності успіху

Пакет	meanLLR	varLLR	№ ітерації	Δ LLR	CRC
t-4	0.80	0.05	6	0.02	1
t-3	0.75	0.06	6	0.03	1
t-2	0.65	0.08	7	0.04	1
t-1	0.45	0.10	8	0.05	0
t	0.30	0.12	8	0.06	0

Hidden_state GRU «знає», що стан каналу погіршується.

Таблиця 3.7

Вибір кодової структури за Decision Logic

Кодова структура	R	Тип коду
0	1/3	Турбо код (паралельна структура)
1	1/2	Турбо код (паралельна структура)
2	1/2	Турбо код (послідовна структура)
3	2/3	Турбо код (послідовна структура)
4	2/3	LDPC-код

BLER target = 0.1 – $p_k \geq 0.9$

Таблиця 3.8

Пакет t-4

Кодова структура	p_k	R	Код	C, біт/символ	Допустимо?
0	0.99	1/3	Турбо код (паралельна структура)	0.66	+
1	0.95	1/2	Турбо код (паралельна структура)	0.95	+
2	0.90	1/2	Турбо код (послідовна структура)	1.80	+
3	0.85	2/3	Турбо код (послідовна структура)	2.27	—
4	0.60	2/3	LDPC-код	2.40	—

Вибір: MCS2

Таблиця 3.9

Пакет t-3

Кодова структура	p_k	R	Код	C, біт/символ	Допустимо?
0	0.98	1/3	Турбо код (паралельна структура)	0.65	+
1	0.94	1/2	Турбо код (паралельна структура)	0.94	+
2	0.89	1/2	Турбо код (послідовна структура)	1.78	—
3	0.80	2/3	Турбо код (послідовна структура)	2.13	—
4	0.55	2/3	LDPC-код	2.20	—

Вибір: MCS1 (максимально допустимий)

Таблиця 3.10

Пакет t-2

Кодова структура	p_k	R	Код	C, біт/символ	Допустимо?
0	0.97	1/3	Турбо код (паралельна структура)	0.65	+
1	0.92	1/2	Турбо код (паралельна структура)	0.92	+
2	0.87	1/2	Турбо код (послідовна структура)	1.74	—
3	0.75	2/3	Турбо код (послідовна структура)	2.00	—
4	0.50	2/3	LDPC-код	2.00	—

Вибір: MCS1

Таблиця 3.11

Пакет t-1

Кодова структура	p_k	R	Код	C, біт/символ	Допустимо?
0	0.95	1/3	Турбо код (паралельна структура)	0.63	+
1	0.88	1/2	Турбо код (паралельна структура)	0.88	—
2	0.80	1/2	Турбо код (послідовна структура)	1.60	—
3	0.60	2/3	Турбо код (послідовна структура)	1.60	—
4	0.40	2/3	LDPC-код	1.60	—

Вибір: MCS0

Таблиця 3.12

Пакет t

Кодова структура	p_k	R	Код	C, біт/символ	Допустимо?
0	0.93	1/3	Турбо код (паралельна структура)	0.62	+
1	0.85	1/2	Турбо код (паралельна структура)	0.85	—
2	0.75	1/2	Турбо код (послідовна структура)	1.50	—
3	0.50	2/3	Турбо код (послідовна структура)	1.33	—
4	0.30	2/3	LDPC-код	1.08	—

Вибір: MCS0.

Відмінність запропонованого методу від існуючих, що визначає його наукову новизну, полягає у використанні механізму структурної адаптації комбінованої завадостійкої системи кодування, яка забезпечує динамічний вибір структури обробки інформаційного потоку залежно від результатів попереднього декодування. На відміну від традиційних підходів, де параметри кодера та декодера задаються заздалегідь і залишаються незмінними протягом процесу передачі, запропонований метод передбачає адаптивну зміну структури паралельної та послідовної конкатенації турбо кодів і LDPC-кодів. Додатковою складовою новизни є інтеграція графової нейронної мережі у процес адаптивного декодування. На відміну від класичних алгоритмів ітеративного декодування (Belief Propagation, Min-Sum тощо), де рішення приймається на основі фіксованих правил оновлення повідомлень у графі Таннера, використання графової нейронної мережі дозволяє виконувати навчання залежностей між структурою кодового графа, значеннями достовірності прийнятих символів та результатами попередніх ітерацій декодування. Графова нейронна мережа забезпечує інтелектуальне прогнозування найбільш ефективної стратегії декодування, визначення вагових коефіцієнтів повідомлень та адаптацію параметрів алгоритму відповідно до умов інформаційного каналу. Це дозволяє підвищити достовірність передачі даних, знизити кількість ітерацій декодування

та зменшити обчислювальну складність порівняно з існуючими методами. Таким чином, запропонований метод відрізняється від відомих рішень поєднанням структурної адаптації каскадних турбо- та LDPC-кодів із машинним навчанням на основі графових нейронних мереж, що забезпечує підвищення достовірності передачі інформації в умовах апріорної невизначеності параметрів каналу.

Ефект від впровадження полягає в підвищенні достовірності передачі інформації в умовах завад та апріорної невизначеності параметрів каналу зв'язку за рахунок адаптивного вибору структури завадостійкого кодування. Це забезпечується динамічною зміною конфігурації паралельної та послідовної конкатенації турбо- та LDPC-кодів залежно від результатів декодування, що дозволяє ефективніше використовувати надлишковість коду та зменшити ймовірність виникнення не виправлених помилок. Додатково ефект полягає у зниженні обчислювальної складності процесу декодування за рахунок використання графової нейронної мережі для прогнозування оптимальних параметрів ітеративного декодування та скорочення кількості ітерацій до досягнення заданого рівня достовірності. У результаті досягається покращення енергетичної ефективності системи передачі даних, підвищення швидкості обробки інформаційних потоків та розширення області працездатності системи в умовах низького співвідношення сигнал/шум.

3.3. Оцінка ефективності методу структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі

Сутність планування експерименту полягає в тому, що при проведенні досліджень експеримент ведеться в декілька послідовних етапів, після кожного з котрих розглядається питання про зміну стратегії експерименту [115,116].

Розрізняють стратегічне та тактичне планування машинного експерименту [117].

При стратегічному плануванні експерименту ставиться завдання побудови оптимального плану експерименту для досягнення мети, що ставиться перед моделюванням.

Таким чином під стратегічним плануванням досліджувального експерименту ставиться мета одержання значення середньої ймовірності бітової помилки декодування ТК з використанням та без використання запропонованого методу.

Тактичне планування являє собою визначення способу проведення кожної серії випробувань машинної моделі, які передбачені планом експерименту. Тактичне планування машинного експерименту пов'язане з рішенням наступних проблем:

забезпеченням точності і достовірності результатів моделювання;

вибором правил автоматичної зупинки імітаційного експерименту з моделями системи.

Оцінимо точність і достовірність отриманих результатів.

Точністю оцінки називають величину ε у відношенні [117]:

$$|\bar{\xi} - M[\xi]| < \varepsilon, \quad (3.70)$$

де $\bar{\xi}$ – оцінка математичного очікування, отримана в результаті експерименту з моделлю; $M[\xi]$ – математичне очікування шуканого параметра.

Достовірністю оцінки називається ймовірність α того, що наведене вище співвідношення виконується [117]:

$$P(|\bar{\xi} - M[\xi]| < \varepsilon) = \alpha. \quad (3.71)$$

Як оцінка ймовірності P результату A обрана частість $\bar{P} = \frac{\bar{m}}{N_p} = \frac{\sum_{i=1}^{N_p} \xi_i}{N_p}$, де $\bar{m}$ – кількість здійснень результату A , N_p – кількість реалізацій моделі, ξ_i – результат одиничного i -го випробування, що представляє випадкову величину ξ , значення якої $\xi_i = 1$ з появою результату A и $\xi_i = 0$ – у протилежному випадку. Підставивши $\bar{P}$ і P замість $\bar{\xi}$ та $M[\xi]$ відповідно в (3.70) одержимо [117]:

$$P(|\bar{P} - P| < \varepsilon) = \alpha. \quad (3.72)$$

Таким чином, завдання зводиться до знаходження такої кількості випробувань N_p , щоб оцінка $\bar{P}$ відрізнялася від P не більше ніж на ε із заданою достовірністю α . Якщо апіорні відомості про величини шуканої ймовірності відсутні, використання поняття абсолютної точності ε практично неможливо. Тому в таких випадках рекомендується використовувати відносну точність d , з якою визначаються результати моделювання.

Відоме співвідношення [117], що зв'язує абсолютну погрішність ε , відносну точність d , достовірність α і кількість реалізацій N для заданої ймовірності результату P :

$$N_p = \frac{P \cdot t_a^2 \cdot (1-P)}{\varepsilon^2} = \frac{t_a^2 \cdot (1-P)}{P \cdot d^2}, \quad (3.73)$$

де t_a – аргумент функції Лапласа, значення якого залежить від достовірності і визначається по таблиці значень функції Лапласа [117].

Всі результати імітаційного моделювання отримані виходячи з достовірності $\alpha = 0,95$ ($t_a = 1,95$), відносної точності $d = 0,1$.

У табл. 3.13 представлена кількість реалізацій моделюємого процесу N_p для різних значень P . Під кількістю реалізацій N_p при моделюванні прийнята

кількість символів, яких необхідно використати для одержання однієї імовірнісної характеристики для конкретного значення $q(h_j^2)$.

Таблиця 3.13

Кількість реалізацій моделюваного процесу для різних значень ймовірності P

	P					
	10^{-1}	10^{-2}	10^{-3}	10^{-4}	10^{-5}	10^{-6}
N_p	$3,422 \times 10^3$	$3,764 \times 10^4$	$3,799 \times 10^5$	$3,802 \times 10^6$	$3,802 \times 10^7$	$3,802 \times 10^8$

Однак, обчислення N_p по формулі (3.72) вимагає знання величини P , значення якої невідомо. Тому при моделюванні довільно призначалося певне число реалізацій N'_p , обчислювалося орієнтовне значення $P_0 = m/N'_p$. Отримане значення P_0 підставлялося в (3.72) замість P і, якщо необхідна величина $N_p > N'_p$, то рішення тривало до виконання N_p реалізацій.

Можливість фіксації при моделюванні системи на ПЕОМ значень змінних та їх статистична обробка для отримання характеристик, які необхідні, дозволяє провести аналіз зв'язків між цими величинами. Розглянемо кореляційний аналіз для результатів моделювання системи.

За допомогою кореляційного аналізу з'ясовується на скільки тісний зв'язок між двома або більше випадковими величинами, які наблюдаються та фіксуються при моделюванні.

Нехай результати моделювання отримані при N реалізаціях, а коефіцієнт кореляції:

$$r_{\xi\eta} = \frac{\sum_{k=1}^N (x_k - \bar{x})(y_k - \bar{y})}{\sqrt{\sum_{k=1}^N (x_k - \bar{x})^2 \sum_{k=1}^N (y_k - \bar{y})^2}}, \quad (3.74)$$

де ξ , η – деякі випадкові величини, які приймають значення x_k , $k \in \overline{1, N}$ та y_k , $k \in \overline{1, N}$ відповідно, $\bar{x}$ – середнє арифметичне значення випадкової величини ξ , $\bar{y}$ – середнє арифметичне значення випадкової величини η .

Отриманий коефіцієнт кореляції при цьому $|r_{\xi\eta}| \leq 1$. При $r_{\xi\eta} = 0$ має місце взаємна незалежність випадкових величин ξ та η . При $r_{\xi\eta} = 1$ має місце функціональна лінійна залежність виду $y = b_0 + b_1 x$. Випадок $0 < r_{\xi\eta} < 1$ відповідає наявності лінійній кореляції з розсіюванням.

Кореляційний аналіз результатів моделювання досліджуваної системи при двадцяти паралельних опитах для отримання значень середньої ймовірності бітової помилки декодування (по десять паралельних опитів для кожної випадкової величини) показав, що ці випадкові величини є незалежними, тому що $r_{\xi\eta} \rightarrow 0$.

На рис. 3.13 показаний характер зміни усередненої ймовірності бітових помилок після декодування залежно від величини відношення потужності корисного сигналу до завад в каналі.

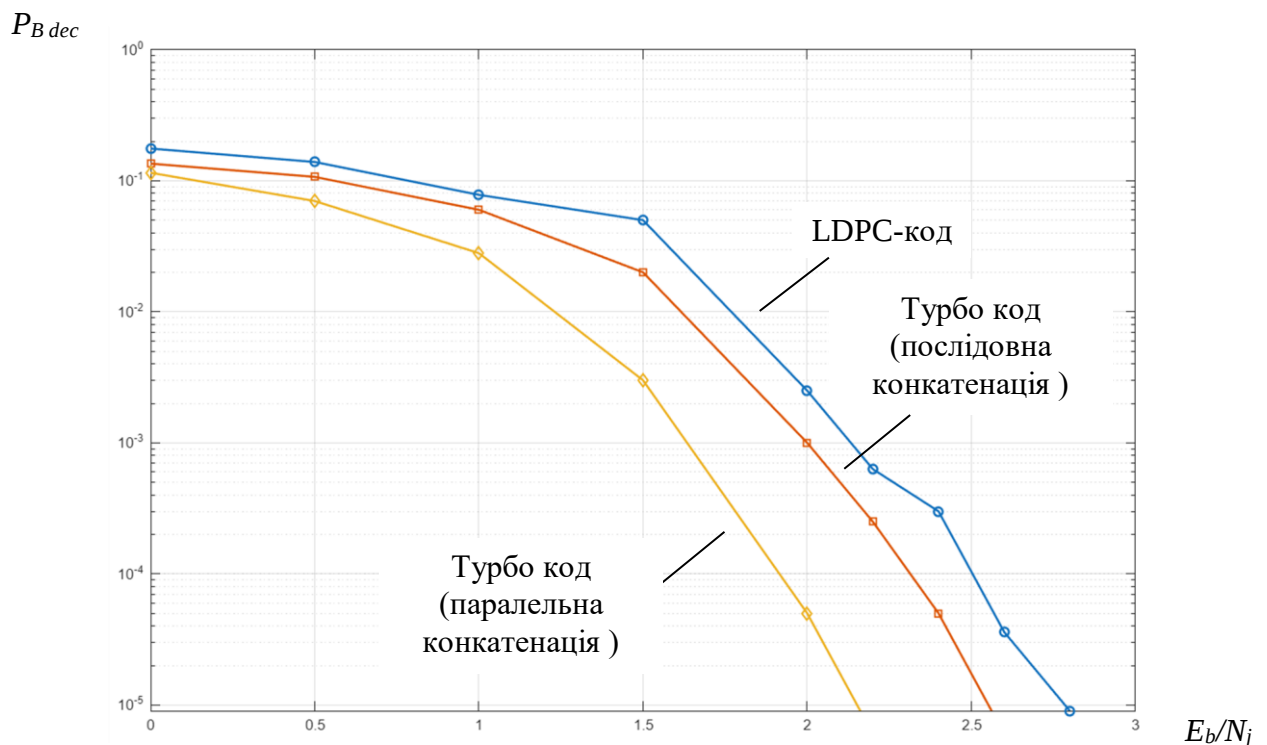


Рис. 3.13. Графік залежності середньої ймовірності бітової помилки декодування від відношення сигнал/завада в каналі ($N = 1056$)

При моделюванні використовувався турбо код із паралельною та послідовною конкатенацією, та LDPC-код. Для турбо коду використовувалися наступні параметри: кількість біт в блоці $N = 1056$, поліноміальні генератори $g_0 = 17$, $g_1 = 15$, швидкість кодування $R = 1/3$, алгоритм декодування Max Log Map, 16 ітерацій декодування, псевдовипадкові перемежувачі/деперемежувачі. Параметри LDPC-коду наступні: розміру кодованого блока $N = 1056$, швидкість кодування $R = 0,5$, перевірна матриця обрана зі стандарту WiMax.

Аналіз показує, що використання методу структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі дозволяє отримати енергетичний вигравш кодування (випадок кількості біт в блоці $N = 1056$), при використанні паралельного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду вигравш кодування становить 0,6 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів, у випадку послідовного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду – 0,3 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів.

На рис. 3.14 показаний графік залежності середньої ймовірності бітової помилки декодування від відношення сигнал/завада в каналі.

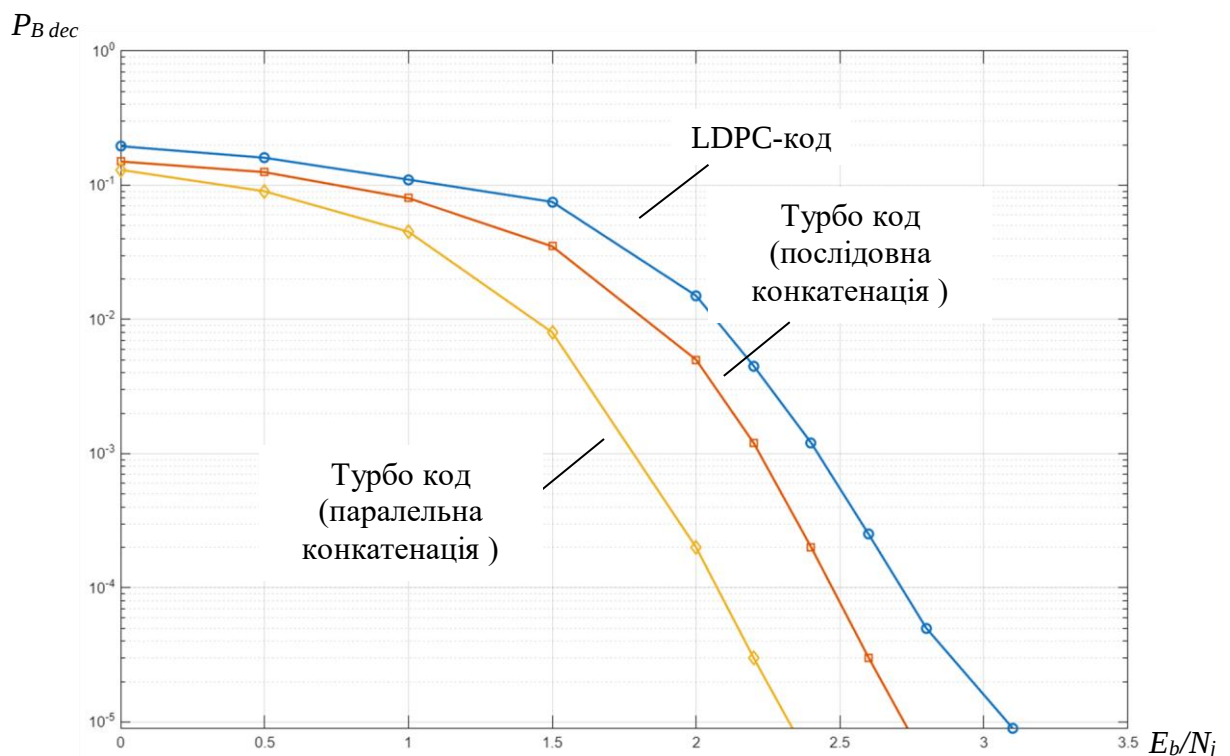


Рис. 3.14. Графік залежності середньої ймовірності бітової помилки декодування від відношення сигнал/завада в каналі ($N = 576$)

При моделюванні використовувався турбо код із паралельною та послідовною конкатенацією, та LDPC-код. Для турбо коду використовувалися наступні параметри: кількість біт в блоці $N = 576$, поліноміальні генератори $g_0 = 17$, $g_1 = 15$, швидкість кодування $R = 1/3$, алгоритм декодування Max Log Map, 16 ітерацій декодування, псевдовипадкові перемежувачі/деперемежувачі. Параметри LDPC-коду наступні: розміру кодованого блока $N = 576$, швидкість кодування $R = 0,5$, перевірна матриця обрана зі стандарту WiMax.

Аналіз показує, що використання методу структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі дозволяє отримати енергетичний виграш кодування (випадок кількості біт в блоці $N = 576$), при використанні паралельного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду виграш кодування становить 0,85 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів, у випадку послідовного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду – 0,4 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів.

Висновки за розділом 3

1. До нового наукового результату, одержаного у цьому розділі дисертаційної роботи, відноситься:

Вперше запропоновано метод структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі.

Метод призначений для структурної адаптації паралельної та послідовної конкатенації турбо кодів, а також LDPC-кодів за результатами декодування та використання графової нейронної мережі.

2. Сутність методу полягає у використанні ітеративних кодів з «м'якими» рішеннями, структурної адаптації за рахунок використання показника невизначеності декодування та графової нейронної мережі. Основною особливістю методу є застосування результатів декодування як зворотного інформаційного впливу для визначення оптимальної конфігурації кодової конструкції. Це дозволяє враховувати поточний стан каналу передачі, рівень

завад та ймовірність помилкового приймання інформаційних символів. При цьому здійснюється вибір між різними варіантами каскадного об'єднання кодів, що забезпечує підвищення ефективності використання надлишковості та зменшення ймовірності виникнення не виправлених помилок

3. Відмінність запропонованого методу від існуючих, що визначає його наукову новизну, полягає у використанні механізму структурної адаптації комбінованої завадостійкої системи кодування, яка забезпечує динамічний вибір структури обробки інформаційного потоку залежно від результатів попереднього декодування. На відміну від традиційних підходів, де параметри кодера та декодера задаються заздалегідь і залишаються незмінними протягом процесу передачі, запропонований метод передбачає адаптивну зміну структури паралельної та послідовної конкатенації турбо кодів і LDPC-кодів. Додатковою складовою новизни є інтеграція графової нейронної мережі у процес адаптивного декодування. На відміну від класичних алгоритмів ітеративного декодування (Belief Propagation, Min-Sum тощо), де рішення приймається на основі фіксованих правил оновлення повідомлень у графі Таннера, використання графової нейронної мережі дозволяє виконувати навчання залежностей між структурою кодового графа, значеннями достовірності прийнятих символів та результатами попередніх ітерацій декодування. Графова нейронна мережа забезпечує інтелектуальне прогнозування найбільш ефективної стратегії декодування, визначення вагових коефіцієнтів повідомлень та адаптацію параметрів алгоритму відповідно до умов інформаційного каналу. Це дозволяє підвищити достовірність передачі даних, знизити кількість ітерацій декодування та зменшити обчислювальну складність порівняно з існуючими методами. Таким чином, запропонований метод відрізняється від відомих рішень поєднанням структурної адаптації каскадних турбо- та LDPC-кодів із машинним навчанням на основі графових нейронних мереж, що забезпечує підвищення достовірності передачі інформації в умовах апіорної невизначеності параметрів каналу.

4. Ефект від впровадження полягає в підвищенні достовірності передачі інформації в умовах завад та апіорної невизначеності параметрів каналу зв'язку

за рахунок адаптивного вибору структури завадостійкого кодування. Використання методу структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі дозволяє отримати енергетичний вигреш кодування, при використанні паралельного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду вигреш кодування становить 0,6-0,85 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів, у випадку послідовного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду – 0,3-0,4 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів для різної кількості біт в блоці.

Це забезпечується динамічною зміною конфігурації паралельної та послідовної конкатенації турбо- та LDPC-кодів залежно від результатів декодування, що дозволяє ефективніше використовувати надлишковість коду та зменшити ймовірність виникнення не виправлених помилок. Додатково ефект полягає у зниженні обчислювальної складності процесу декодування за рахунок використання графової нейронної мережі для прогнозування оптимальних параметрів ітеративного декодування та скорочення кількості ітерацій до досягнення заданого рівня достовірності. У результаті досягається покращення енергетичної ефективності системи передачі даних, підвищення швидкості обробки інформаційних потоків та розширення області працездатності системи в умовах низького співвідношення сигнал/шум.

Основні наукові результати, отримані в цьому розділі, опубліковані у статті [40,44], у тезах доповідей на науково-практичній конференції [46].

РОЗДІЛ 4. МЕТОД ВИБОРУ МНОЖИН КОДОВИХ КОНСТРУКЦІЙ, ЩО ЗАСНОВАНІ НА ДЕКОДУВАННІ ЗА МАКСИМУМОМ АПОСТЕРІОРНОЇ ЙМОВІРНОСТІ, ПРИ ВПЛИВІ ШУМІВ ТА НАВМИСНИХ ЗАВАД

4.1. Розрахунок пропускної здатності дискретно-неперервного каналу передачі даних із кодovими конструкціями при впливі шумів та навмисних завад.

Структурну схему системи бездротової передачі даних наведено на рис. 4.1. Дискретно-неперервний канал виділено пунктирною лінією. У даному розділі проводиться дослідження пропускної здатності цього каналу в умовах спільного впливу флуктуаційного шуму, широкосмугової шумової завади (ШЗЗ), вузькосмугової шумової завади (ШЗЧС) та завади у відповідь (ЗВ).

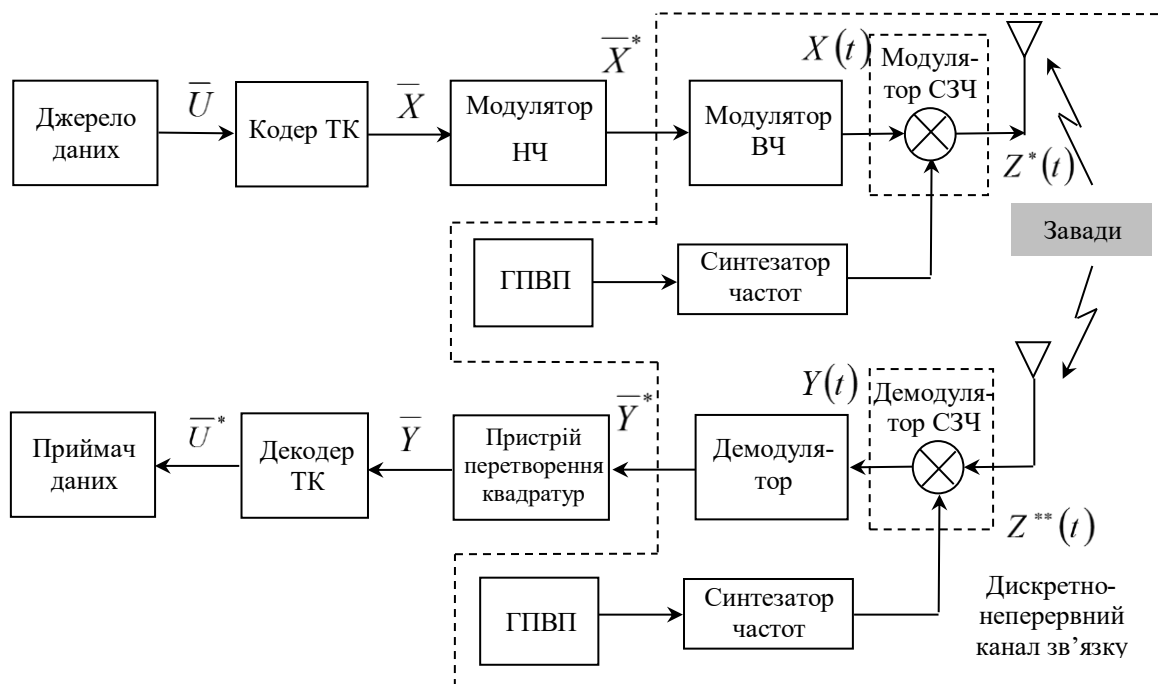


Рис. 4.1. Структурна схема системи безпроводової передачі даних

Розглянемо математичну модель дискретно-неперервного каналу передачі, що зазнає впливу гаусівського флуктуаційного шуму та гаусівської

цілеспрямованої завади. Об'єктом аналізу є сигнал $x_m(t) = \sum_{n=1}^N x_{mn} \psi_n(t)$, що існує в N -вимірному евклідовому просторі.

Відповідно до схеми, зображеної на рис. 4.1, джерело інформації формує бітову послідовність $\bar{U} = \{u_i\}$, $i \in \overline{1, N}$ (де N – розмір послідовності), яка потім подається на вхід кодера турбо коду. Турбо кодер, побудований на основі паралельного з'єднання двох рекурсивних систематичних згорткових кодерів (РСЗК) із перемежувачем (П) між ними, породжує закодовану послідовність символів $\bar{X} = \{x_j\}$, $j \in \overline{1, W}$ (де W – розмір послідовності). У НЧ-модуляторі послідовність $\bar{X}$ перетворюється на набір каналних символів $\bar{X}^* = \{x_{mnt}\}$, $k \in \overline{1, K}$, $m \in \overline{1, M}$, $n \in \overline{1, 2}$, (де K – розмір послідовності, M – розмір сигнального сузір'я методу модуляції). У модуляторі ВЧ послідовність $\bar{X}^*$ формує неперервний радіосигнал $X(t)$. Перестрибування частоти реалізується спільною роботою синтезатора частот і генератора псевдовипадкової послідовності (ГПВП) у складі модулятора ЗЧ, що забезпечує трансформацію вихідного сигналу у відповідну частотно-маніпульовану форму. У процесі розповсюдження через канал зв'язку сигнал $X(t)$ перетворюється в $Z^*(t)$. У процесі розповсюдження через канал зв'язку сигнал $Z^*(t)$ зазнає спотворень від флуктуаційного шуму та цілеспрямованих завад. На приймальному боці прийнятий сигнал $Z^{**}(t)$ надходить до демодулятора ЗЧ, де завдяки синтезатору частоти під керуванням ГПВП компенсуються частотні стрибки і сигнал $Z^{**}(t)$ перетворюється в $Y(t)$. Після цього здійснюється демодуляція із виділенням синфазної та квадратурної складових $\bar{Y}^* = \{y_k\}$, $k \in \overline{1, K}$. Отримана таким чином послідовність $\bar{Y}$ через блок перетворення складових подається на ітеративний декодер турбо коду, який відновлює вихідну бітову послідовність $\bar{U}^*$.

Будь-який кінцевий сигнал із розглянутої множини $\{x_m(t)\}$, $m = 1, \dots, M$, допускає подання у вигляді лінійної комбінації N взаємно ортогональних базисних функцій $\psi_1(t), \psi_2(t), \dots, \psi_N(t)$, $N \leq M$ [118]:

$$x_m(t) = \sum_{n=1}^N x_{mn} \psi_n(t), \quad (4.1)$$

де $m = 1, \dots, M$, x_{mn} – відповідний коефіцієнт при $\psi_n(t)$ розкладання сигналу по базисних функціях (коефіцієнт ортонормованого розкладання або проекція сигналу $x_m(t)$ на базис $\psi_n(t)$). Сигнал $x_m(t)$ називається реалізацією m -ічного сигналу в момент часу t , m – номер M -арного символу.

Флуктуаційний шум описується у вигляді [118]:

$$n(t) = \sum_{n=1}^N n_n \psi_n(t), \quad (4.2)$$

через свої коефіцієнти шумового процесу, $\{n_n\}$, $n = 1, 2, \dots, N$ які є незалежними гаусівськими випадковими величинами з нульовим середнім значенням та однаковою дисперсією $\frac{G_0}{2}$.

Функція густини ймовірності кожного такого коефіцієнта набуває стандартної гаусівської форми [118]:

$$w(n_n) = \xi\left(0, \frac{G_0}{2}\right) = \frac{1}{\sqrt{\pi G_0}} \exp\left(-\frac{(n_n)^2}{G_0}\right) \quad (4.3)$$

За умови, що цілеспрямована завада моделюється як аддитивний білий гаусівський шум, її математичний опис є аналогічним:

$$j(t) = \sum_{n=1}^N j_n \psi_n(t), \quad (4.4)$$

де коефіцієнти шумового процесу, $\{j_n\}$, $n = 1, 2, \dots, N$ – гаусівські випадкові вибірки.

У випадку активної навмисної завади одновимірна щільність ймовірності для кожного окремого коефіцієнта дорівнює:

$$w(j_n) = \eta \left(0, \frac{G_j}{2} \right) = \frac{1}{\sqrt{\pi G_j}} \exp \left(-\frac{(j_n)^2}{G_j} \right). \quad (4.5)$$

Вхідна величина каналу $\vec{x}_m$, належить належить скінченній множині M значень: $\{\vec{x}_m\}$, $m=1,2,\dots,M$, де m позначає порядковий номер M -арного символу, тоді як вихідна величина $\vec{y} = \vec{x}_m + \vec{n}$ є неперервною випадковою величиною.

Сигнал $x_m(t)$ M -позиційної ФМ можна представити у такому вигляді:

$$x_m(t) = x_{m1}\psi_1(t) + x_{m2}\psi_2(t) = . \quad (4.6)$$

$$= \sqrt{E_s} \cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right)\psi_1(t) + \sqrt{E_s} \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right)\psi_2(t) \quad (4.7)$$

де відповідні коефіцієнти $m=1,\dots,M$, $\psi_1(t) = \sqrt{\frac{2}{T}} \cos \omega_0 t$, $\psi_2(t) = \sqrt{\frac{2}{T}} \sin \omega_0 t$.

$x_{m1} = \sqrt{E_s} \cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right)$, $x_{m2} = \sqrt{E_s} \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right)$ є складовими ортонормованого розкладання цього сигналу $x_m(t)$ в N -вимірному Евклідовому просторі.

Відповідно $x_i(t)$:

$$x_i(t) = x_{i1}\psi_1(t) + x_{i2}\psi_2(t) = . \quad (4.8)$$

$$= \sqrt{E_s} \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right)\psi_1(t) + \sqrt{E_s} \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right)\psi_2(t) \quad (4.9)$$

$$m=1,\dots,M, \quad \psi_1(t) = \sqrt{\frac{2}{T}} \cos \omega_0 t, \quad \psi_2(t) = \sqrt{\frac{2}{T}} \sin \omega_0 t. \quad (4.10)$$

На рис. 4.2. показана модель дискретно-неперервного каналу зв'язку системи безпроводової передачі даних із M -позиційними N -мірними сигналами при впливі навмисних завад.

$\vec{x}_m$

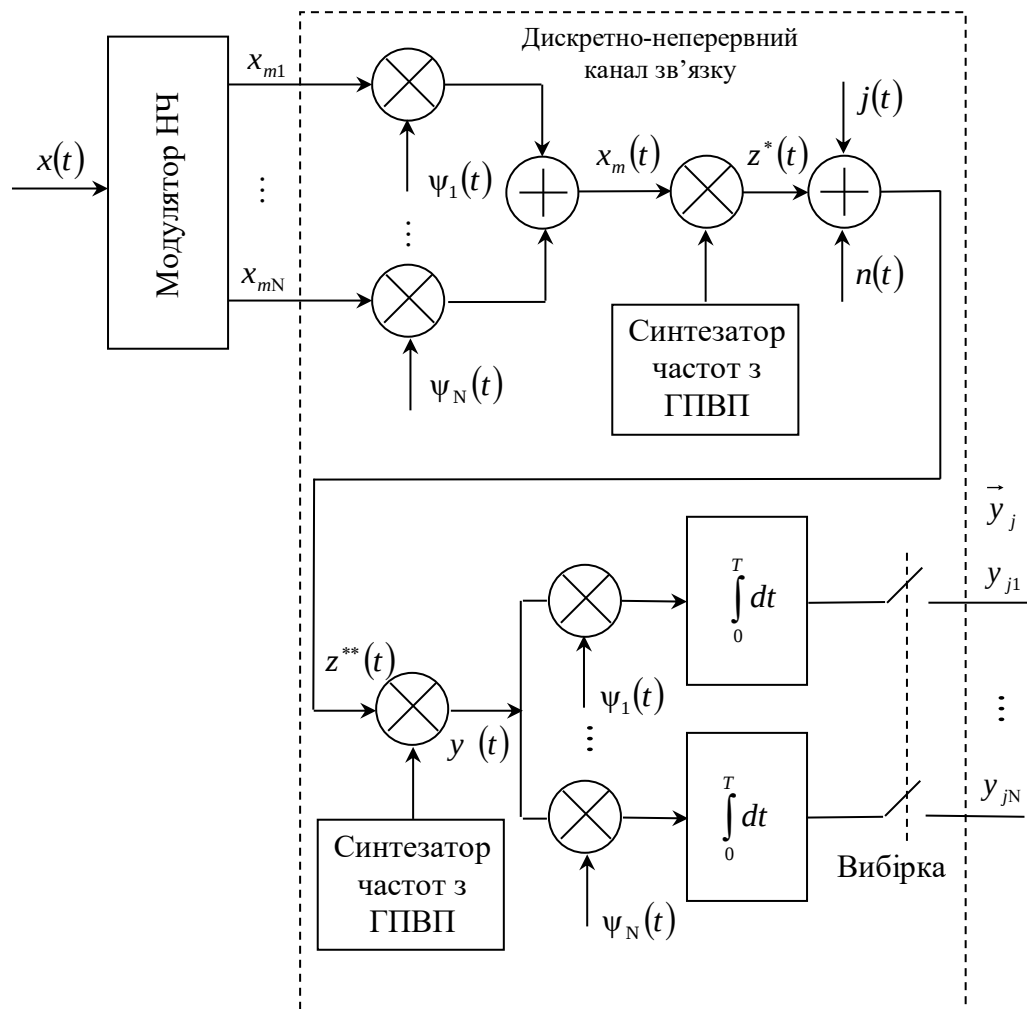


Рис. 4.2. Модель дискретно-неперервного каналу зв'язку системи безпроводової передачі даних із M -позиційними N -мірними сигналами при впливі навмисних завад

Процедури модуляції, демодуляції із ППРЧ, а також демодуляції без застосування ППРЧ виконуються відповідно до підходів [1,2].

Пропускна здатність дискретно-неперервного каналу зв'язку в розрахунку на один переданий символ визначається як граничне значення кількості інформації, що може бути передана через канал, і обчислюється шляхом максимізації за всіма можливими розподілами вхідного сигналу x_m , $m = 1, 2, \dots, M$ [119,120]:

$$C = \max_{p(\vec{x}_1), \dots, p(\vec{x}_M)} J(\vec{x}_m, \vec{y}). \quad (4.11)$$

У виразі (4.1) $J(\vec{x}_m, \vec{y}) = H(\vec{x}_m) - H(\vec{x}_m / \vec{y})$, враховуються ентропія вхідного сигналу $H(\vec{x}_m) = -\sum_{m=1}^M p(\vec{x}_m) \log_2 p(\vec{x}_m)$, та умовна ентропія

$$H(\vec{x}_m / \vec{y}) = -\sum_{m=1}^M p(\vec{x}_m) \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) \log_2 \frac{p(\vec{x}_m) w(\vec{y} / \vec{x}_m)}{w(\vec{y})} d\vec{y}.$$

Підставляючи відповідні вирази для ентропій $H(\vec{x}_m)$ та $H(\vec{x}_m / \vec{y})$ у формулу (4.9), а беручи до уваги N-вимірний характер використовуваних векторів, отримаємо:

$$C = \max_{p(\vec{x}_1), \dots, p(\vec{x}_M)} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} w(y_1, \dots, y_N / x_{m1}, \dots, x_{mN}) p(x_{m1}, \dots, x_{mN}) \times \log_2 \left[\frac{w(y_1, \dots, y_N / x_{m1}, \dots, x_{mN})}{w(y_1, \dots, y_N)} \right] dy_1 \dots y_N \quad (4.12)$$

Запишемо вираз (4.10) у компактнішій формі:

$$C = \max_{p(\vec{x}_1), \dots, p(\vec{x}_M)} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) p(\vec{x}_m) \log_2 \left[\frac{w(\vec{y} / \vec{x}_m)}{w(\vec{y})} \right] d\vec{y}. \quad (4.13)$$

Застосувавши відповідне інтегральне перетворення [120]:

$$w(\vec{y}) = \sum_{i=1}^M w(\vec{y} / \vec{x}_i) p(\vec{x}_i). \quad (4.14)$$

до виразу (4.13), отримаємо його еквівалентну форму:

$$C = \max_{p(\vec{x}_1), \dots, p(\vec{x}_M)} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) p(\vec{x}_m) \log_2 \left[\frac{w(\vec{y} / \vec{x}_m)}{\sum_{i=1}^M w(\vec{y} / \vec{x}_i) p(\vec{x}_i)} \right] d\vec{y} = \quad (4.15)$$

$$\begin{aligned}
&= \max_{p(\vec{x}_1), \dots, p(\vec{x}_M)} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) p(\vec{x}_m) \log_2 w(\vec{y} / \vec{x}_m) d\vec{y} - \\
&- \max_{p(\vec{x}_1), \dots, p(\vec{x}_M)} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) p(\vec{x}_m) \log_2 \sum_{i=1}^M w(\vec{y} / \vec{x}_i) p(\vec{x}_i) d\vec{y} = I_1 - I_2.
\end{aligned}$$

Припускаючи рівномовірність усіх вхідних символів x_m , $m = 1, \dots, M$, вираз для пропускної здатності спрощується до

$$p(\vec{x}_m) = \frac{1}{M}, \quad m = 1, \dots, M. \quad (4.16)$$

У разі передачі сигналів каналом з адитивним білим гаусовим шумом, дисперсія якого становить $\sigma_n^2 = \frac{G_0}{2}$, умовна щільність розподілу ймовірностей для отриманого вектора $\vec{y}$ за умови передачі $\vec{x}_m$ визначається [120]:

$$\begin{aligned}
w(\vec{y} / \vec{x}_m) &= \prod_{n=1}^N w(y_n / x_{mn}) = \prod_{n=1}^N \frac{1}{\sqrt{\pi G_0}} \exp \left[\frac{-(y_n - x_{mn})^2}{G_0} \right] = \\
&= \frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \sum_{n=1}^N \left[\frac{-(y_n - x_{mn})^2}{G_0} \right] = \\
&= \frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \left[\frac{-|\vec{y} - \vec{x}_m|^2}{G_0} \right],
\end{aligned} \quad (4.17)$$

$$\text{де } \sum_{n=1}^N \left[\frac{-(y_n - x_{mn})^2}{G_0} \right] = \frac{-|\vec{y} - \vec{x}_m|^2}{G_0}.$$

Підставляючи вирази (4.16) та (4.17) у відповідне співвідношення, отримаємо формулу для величини I_1 у такому вигляді:

$$\begin{aligned}
I_1 &= \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) p(\vec{x}_m) \log_2 w(\vec{y} / \vec{x}_m) d\vec{y} = \\
&= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \left[-\frac{|\vec{y} - \vec{x}_m|^2}{G_0} \right] \log_2 \frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \left[-\frac{|\vec{y} - \vec{x}_m|^2}{G_0} \right] d\vec{y}. \quad (4.18)
\end{aligned}$$

Виконаємо заміну

$$\frac{y_n - x_{mn}}{\sqrt{G_0}} = t_n,$$

тоді

$$\frac{|\vec{y} - \vec{x}_m|^2}{G_0} = \frac{1}{G_0} \sum_{n=1}^N (y_n - x_{mn})^2 = \sum_{n=1}^N \left(\frac{(y_n - x_{mn})}{\sqrt{G_0}} \right)^2 = \sum_{n=1}^N (t_n)^2 = |\vec{t}|^2. \quad (4.19)$$

$$\frac{dy_n}{\sqrt{G_0}} = dt_n \Rightarrow d\vec{y} = (\sqrt{G_0})^N d\vec{t}. \quad (4.20)$$

Виконавши перетворення відповідно до виразів (4.19) та (4.20), межі інтегрування набудуть вигляду:

$$\{\vec{y}\} \rightarrow +\infty \Rightarrow \{\vec{t}\} \rightarrow +\infty, \{\vec{y}\} \rightarrow -\infty \Rightarrow \{\vec{t}\} \rightarrow -\infty. \quad (4.21)$$

Підстановка співвідношень (4.19)–(4.21) у вираз (4.16) дає:

$$\begin{aligned}
I_1 &= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{(\sqrt{G_0})^N}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \left(-|\vec{t}|^2 \right) \log_2 \frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \left(-|\vec{t}|^2 \right) d\vec{t} = \\
&= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi})^N} \exp \left(-|\vec{t}|^2 \right) \log_2 \frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} d\vec{t} + \\
&+ \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi})^N} \exp \left(-|\vec{t}|^2 \right) \log_2 \left(\exp \left(-|\vec{t}|^2 \right) \right) d\vec{t}. \quad (4.22)
\end{aligned}$$

Застосовуючи відоме інтегральне перетворення [10]

$$\int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{\sqrt{\pi}} \exp(-t^2) dt = 1. \quad (4.23)$$

$$\int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{\sqrt{\pi}} t^2 \exp(-t^2) dt = \frac{1}{2} \quad (4.24)$$

вираз (4.22) зводиться до такої форми:

$$\begin{aligned} I_1 &= \log_2 \left[\frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \right] \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi})^N} \exp(-|\vec{t}|^2) d\vec{t} - \\ &\quad - \log_2(e) \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{|\vec{t}|^2}{(\sqrt{\pi})^N} \exp(-|\vec{t}|^2) d\vec{t} = \\ &= \log_2 \left[\frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \right] \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi})^N} [\exp(-t_1^2) \dots \exp(-t_N^2)] d\vec{t} - \\ &\quad - \log_2(e) \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi})^N} [t_1^2 + \dots + t_N^2] \exp(-t_1^2) \dots \exp(-t_N^2) d\vec{t} = \\ &= \log_2 \left[\frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \right] \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \left[\int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{\sqrt{\pi}} \left[\exp(-\vec{t}^2) \right] d\vec{t} \right]^N - \\ &\quad - \log_2(e) N \left[\int_{-\infty}^{\infty} \frac{\vec{t}^2}{\sqrt{\pi}} \left[\exp(-\vec{t}^2) \right] d\vec{t} \right] \left[\int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{\sqrt{\pi}} \left[\exp(-\vec{t}^2) \right] d\vec{t} \right]^{N-1} = \\ &= -\frac{N}{2} \log_2(\pi G_0) - \frac{N}{2} \log_2(e) = -\frac{N}{2} \log_2(\pi e G_0), \end{aligned} \quad (4.25)$$

де e – основа натурального логарифму.

Перетворимо I_2 :

$$\begin{aligned} I_2 &= \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) p(\vec{x}_m) \log_2 \sum_{i=1}^M w(\vec{y} / \vec{x}_i) p(\vec{x}_i) d\vec{y} = \\ &= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) \log_2 \left[\frac{1}{M} \sum_{i=1}^M w(\vec{y} / \vec{x}_i) \right] d\vec{y} = \end{aligned} \quad (4.26)$$

$$\begin{aligned}
&= \frac{1}{M} \log_2 \left(\frac{1}{M} \right) \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) d\vec{y} + \\
&+ \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M w(\vec{y} / \vec{x}_i) \right] d\vec{y} = \\
&= -\log_2(M) + \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M w(\vec{y} / \vec{x}_i) \right] d\vec{y} = \\
&= -\log_2(M) + I'_2.
\end{aligned}$$

Виконаємо перетворення виразу для I'_2 з (4.26), застосувавши допоміжне співвідношення:

$$\begin{aligned}
w(\vec{y} / \vec{x}_m) &= \frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \left[\frac{-|\vec{y} - \vec{x}_m|^2}{G_0} \right], \\
w(\vec{y} / \vec{x}_i) &= \frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \left[\frac{-|\vec{y} - \vec{x}_i|^2}{G_0} \right].
\end{aligned} \tag{4.27}$$

Нехай

$$\frac{|\vec{y} - \vec{x}_m|^2}{G_0} = |\vec{t}|^2, \quad d\vec{y} = (\sqrt{G_0})^N d\vec{t}, \quad \{\vec{y}\} \rightarrow +\infty \Rightarrow \{\vec{t}\} \rightarrow +\infty, \quad \{\vec{y}\} \rightarrow -\infty \Rightarrow \{\vec{t}\} \rightarrow -\infty, \tag{4.28}$$

$$\frac{y_n - x_{in}}{\sqrt{G_0}} = \frac{y_n - x_{mn} + x_{mn} - x_{in}}{\sqrt{G_0}} = \frac{y_n - x_{mn}}{\sqrt{G_0}} + \frac{x_{mn} - x_{in}}{\sqrt{G_0}} = t_n + \frac{x_{mn} - x_{in}}{\sqrt{G_0}},$$

тоді

$$\frac{(y_n - x_{in})^2}{G_0} = \left(t_n + \frac{x_{mn} - x_{in}}{\sqrt{G_0}} \right)^2 = t_n^2 + \frac{2t_n(x_{mn} - x_{in})}{\sqrt{G_0}} + \frac{(x_{mn} - x_{in})^2}{G_0}, \tag{4.29}$$

$$\begin{aligned}\frac{|\vec{y} - \vec{x}_i|^2}{G_0} &= \sum_{n=1}^N \frac{(y_n - x_{in})^2}{G_0} = \sum_{n=1}^N t_n^2 + \sum_{n=1}^N \frac{2t_n(x_{mn} - x_{in})}{\sqrt{G_0}} + \sum_{n=1}^N \frac{(x_{mn} - x_{in})^2}{G_0} = \\ &= |\vec{t}|^2 + \frac{2\vec{t}(\vec{x}_m - \vec{x}_i)}{\sqrt{G_0}} + \frac{|\vec{x}_m - \vec{x}_i|^2}{G_0}.\end{aligned}$$

Нехай

$$\vec{d}_{mi} = \frac{\vec{x}_m - \vec{x}_i}{\sqrt{G_0}}, \quad (4.30)$$

тоді

$$\begin{aligned}\vec{d}_{mi} &= \left(\frac{x_{m1} - x_{i1}}{\sqrt{G_0}}, \dots, \frac{x_{mN} - x_{iN}}{\sqrt{G_0}} \right), \\ |\vec{d}_{mi}|^2 &= \sum_{n=1}^N \left(\frac{x_{mn} - x_{in}}{\sqrt{G_0}} \right)^2 = \frac{|\vec{x}_m - \vec{x}_i|^2}{G_0}.\end{aligned} \quad (4.31)$$

Підстановка (4.31) у вираз (4.30) дає:

$$\frac{|\vec{y} - \vec{x}_i|^2}{G_0} = |\vec{t}|^2 + 2\vec{t}\vec{d}_{mi} + |\vec{d}_{mi}|^2. \quad (4.32)$$

Отже, I'_2 визначається як:

$$\begin{aligned}I'_2 &= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} w(\vec{y} / \vec{x}_m) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M w(\vec{y} / \vec{x}_i) \right] d\vec{y} = \\ &= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \left[-\frac{|\vec{y} - \vec{x}_m|^2}{G_0} \right] \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \left[-\frac{|\vec{y} - \vec{x}_i|^2}{G_0} \right] \right] d\vec{y} = \\ &= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{(\sqrt{G_0})^N}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \exp \left(-|\vec{t}|^2 \right) \log_2 \left[\frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \sum_{i=1}^M \exp \left[-\left(|\vec{t}|^2 + 2\vec{t}\vec{d}_{mi} + |\vec{d}_{mi}|^2 \right) \right] \right] d\vec{t} = \quad (4.33) \\ &= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \log_2 \left[\frac{1}{(\sqrt{\pi G_0})^N} \right] \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi})^N} \exp \left(-|\vec{t}|^2 \right) d\vec{t} + \\ &+ \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi})^N} \exp \left(-|\vec{t}|^2 \right) \log_2 \left[\exp \left(-|\vec{t}|^2 \right) \right] d\vec{t} +\end{aligned}$$

$$+ \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi})^N} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t}\vec{d}_{mi} - |\vec{d}_{mi}|^2\right] \right] d\vec{t}.$$

Застосовуючи перетворення, аналогічні до (4.25), отримаємо:

$$I'_2 = -\frac{N}{2} \log_2(\pi e G_0) + \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{(\sqrt{\pi})^N} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \times \\ \times \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t}\vec{d}_{mi} - |\vec{d}_{mi}|^2\right] \right] d\vec{t}. \quad (4.34)$$

Підстановка (4.34) замість величини I'_2 у вираз (4.26) дає:

$$I_2 = -\log_2(M) - \frac{N}{2} \log_2(\pi e G_0) + \\ + \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^N} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t}\vec{d}_{mi} - |\vec{d}_{mi}|^2\right] \right] d\vec{t}. \quad (4.35)$$

Підставляючи (4.25) та (4.35) у формулу (4.15), отримаємо розрахунковий вираз для пропускної здатності дискретно-неперервного каналу зв'язку з урахуванням розмірності евклідового простору N розмірності сигнального сузір'я M :

$$C = \log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^N} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t}\vec{d}_{mi} - |\vec{d}_{mi}|^2\right] \right] d\vec{t}, \quad (4.36)$$

$$\text{де } \vec{d}_{mi} = \frac{\vec{x}_m - \vec{x}_i}{\sqrt{G_0}}.$$

В умовах впливу ШЗЗ на систему передачі із ЗЧ дисперсія σ^2 буде мати вигляд: $\sigma^2 = \sigma_n^2 + \sigma_j^2 = \frac{G_0 + G_j}{2}$, де σ_n^2 – дисперсія флуктуаційного шуму, σ_j^2 – дисперсія навмисної завади, G_j – густина завади [121].

Для випадку ШЗЧС сумарна дисперсія σ^2 обчислюється за відповідним співвідношенням [122, 123]: $\sigma^2 = \sigma_n^2 + \sigma_j^2 = \frac{G_0}{2} + \frac{G_j}{2\gamma}$.

У разі застосування загороджувальної завади типу ЗВ дисперсія σ^2 буде визначається окремим виразом: $\sigma^2 = \sigma_n^2 + \sigma_j^2 = \frac{G_0 + G_j}{2}$. Для всіх розглянутих сценаріїв за відсутності навмисних завад сумарна дисперсія $\sigma^2 = \sigma_n^2 = \frac{G_0}{2}$ – при впливі тільки флуктуаційного шуму.

Для каналу з одночасним впливом флуктуаційного шуму та завад типу ШЗЗ, ШЗЧС і ЗВ функція умовної густини розподілу ймовірності величини $\vec{y}_j$ за умови передачі $\vec{x}_m$ та наявності відповідної навмисної завади $\vec{j}$, визначається за аналогією з виразом (4.16):

- при ШЗЗ

$$w(\vec{y}_j / \vec{x}_m) = \frac{1}{(\sqrt{\pi(G_0 + G_j)})^N} \exp \left[\frac{-|\vec{y}_j - \vec{x}_m|^2}{G_0 + G_j} \right]; \quad (4.37)$$

- при ШЗЧС

$$w(\vec{y}_j / \vec{x}_m) = \frac{1}{\left(\sqrt{\pi \left(G_0 + \frac{G_j}{\gamma} \right)} \right)^N} \exp \left[\frac{-|\vec{y}_j - \vec{x}_m|^2}{G_0 + \frac{G_j}{\gamma}} \right]; \quad (4.38)$$

- при ЗВ

$$w(\vec{y}_j / \vec{x}_m) = \frac{1}{(\sqrt{\pi(G_0 + G_j)})^N} \exp \left[\frac{-|\vec{y}_j - \vec{x}_m|^2}{G_0 + G_j} \right]. \quad (4.39)$$

Підставляючи вирази (4.37)-(4.39) у формули для обчислення I_1 й I_2 – (4.16) і (4.26), і виконавши по аналогії з попередніми кроками всі необхідні математичні перетворення, отримаємо розрахункові вирази для пропускну здатності в умовах гарантованої присутності завади, зокрема для:

- ШЗЗ

$$C_a = \log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^N} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t} \vec{d}_{a\ mi} - |\vec{d}_{a\ mi}|^2\right] \right] d\vec{t}, \quad (4.40)$$

$$\text{де } \vec{d}_{a\ mi} = \frac{\vec{x}_m - \vec{x}_i}{\sqrt{G_0 + G_j}};$$

- ШЗЧС

$$C_b = \log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^N} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t} \vec{d}_{b\ mi} - |\vec{d}_{b\ mi}|^2\right] \right] d\vec{t}, \quad (4.41)$$

$$\text{де } \vec{d}_{b\ mi} = \frac{\vec{x}_m - \vec{x}_i}{\sqrt{G_0 + \frac{G_j}{\gamma}}};$$

- ЗВ

$$C_c = \log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^N} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \cdots \int_{-\infty}^{\infty} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t} \vec{d}_{c\ mi} - |\vec{d}_{c\ mi}|^2\right] \right] d\vec{t}, \quad (4.42)$$

$$\text{де } \vec{d}_{c\ mi} = \frac{\vec{x}_m - \vec{x}_i}{\sqrt{G_0 + G_j}}.$$

Стан ШЗЧС описується випадковою величиною z , яка приймає значення $P(z=1)=\gamma$, за наявності завади, і $P(z=0)=1-\gamma$, за її відсутності. Аналогічним

чином стан ЗВ характеризується випадковою величиною q , що дорівнює $P(q=1)=\gamma$, коли завада діє, і $P(q=0)=1-\gamma$, коли вона відсутня.

З урахуванням прийнятої системи позначень, математичні моделі для визначення граничної швидкості передачі інформації (пропускної здатності) у дискретно-неперервному каналі за наявності навмисних завадових впливів набувають такого вигляду:

- при ШЗЗ (випадок ШЗЧС з $\gamma=1$)

$$C_1 = C_a; \quad (4.43)$$

- при ШЗЧС

$$C_2 = \gamma C + (1-\gamma)C_b; \quad (4.44)$$

- при ЗВ

$$C_3 = \gamma C + (1-\gamma)C_c. \quad (4.45)$$

Підстановка виразів (4.36), (4.37)-(4.39) у відповідні формули (4.43)-(4.45) дає змогу вивести фінальні математичні залежності для оцінювання граничної пропускної здатності дискретно-безперервного інформаційного тракту під впливом активних завад:

- при ШЗЗ

$$C_1 = \log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^N} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \exp\left(-|t|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2t\vec{d}_{ami} - |\vec{d}_{ami}|^2\right]\right] dt, \quad (4.46)$$

$$\text{де } \vec{d}_{ami} = \frac{\vec{x}_m - \vec{x}_i}{\sqrt{G_0 + G_j}} = \sum_{n=1}^N \frac{x_{mn} - x_{in}}{\sqrt{G_0 + G_j}};$$

- при ШЗЧС

$$\begin{aligned}
C_2 = & \gamma \left[\log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^N} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t}\vec{d}_{mi} - |\vec{d}_{mi}|^2\right] \right] d\vec{t} \right] + \\
& + (1-\gamma) \left[\log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^N} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t}\vec{d}_{b\,mi} - |\vec{d}_{b\,mi}|^2\right] \right] d\vec{t} \right], \quad (4.47)
\end{aligned}$$

$$\text{де } \vec{d}_{mi} = \frac{\vec{x}_m - \vec{x}_i}{\sqrt{G_0}} = \sum_{n=1}^N \frac{x_{mn} - x_{in}}{\sqrt{G_0}}, \quad \vec{d}_{b\,mi} = \frac{\vec{x}_m - \vec{x}_i}{\sqrt{G_0 + \frac{G_j}{\gamma}}} = \sum_{n=1}^N \frac{x_{mn} - x_{in}}{\sqrt{G_0 + \frac{G_j}{\gamma}}};$$

- при ЗВ

$$\begin{aligned}
C_3 = & \gamma \left[\log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^N} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t}\vec{d}_{mi} - |\vec{d}_{mi}|^2\right] \right] d\vec{t} \right] + \\
& + (1-\gamma) \left[\log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^N} \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \exp\left(-|\vec{t}|^2\right) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp\left[-2\vec{t}\vec{d}_{c\,mi} - |\vec{d}_{c\,mi}|^2\right] \right] d\vec{t} \right], \quad (4.48)
\end{aligned}$$

$$\text{де } \vec{d}_{mi} = \frac{\vec{x}_m - \vec{x}_i}{\sqrt{G_0}} = \sum_{n=1}^N \frac{x_{mn} - x_{in}}{\sqrt{G_0}}, \quad \vec{d}_{c\,mi} = \frac{\vec{x}_m - \vec{x}_i}{\sqrt{G_0 + G_j}} = \sum_{n=1}^N \frac{x_{mn} - x_{in}}{\sqrt{G_0 + G_j}}.$$

Підставляючи $x_{m1}, x_{m2}, x_{i1}, x_{i2}$ відповідно у вираз $\vec{d}_{a\,mi}$ з (4.46), $\vec{d}_{b\,mi}$ з (4.47), $\vec{d}_{c\,mi}$ з (4.48) і $\vec{d}_{mi}$ з (4.47), (4.48), отримаємо:

$$\vec{d}_{a\,mi} = \sqrt{\frac{E_s}{G_0 + G_j}} \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right], \quad (4.49)$$

$$\vec{d}_{b\,mi} = \sqrt{\frac{E_s}{G_0 + \frac{G_j}{\gamma}}} \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right], \quad (4.50)$$

$$\vec{d}_{c\ mi} = \sqrt{\frac{E_s}{G_0 + G_j}} \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right], \quad (4.51)$$

$$\bar{d}_{mi} = \sqrt{\frac{E_s}{G_0}} \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right]. \quad (4.52)$$

У виразах (4.49)-(4.50) $E_s = E_b R \log_2 M$, де R – швидкість кодування, E_b – енергія біта. З урахуванням, що в роботі розглядається каскадна побудова кодів, то швидкість кодування представимо як: $R = R_1 R_2$, де R_1 – швидкість кодування турбо коду (при послідовній або паралельній структурі), R_2 – швидкість кодування LDPC-коду.

Враховуючи коефіцієнт розширення спектра, перетворимо вираз $\sqrt{\frac{E_s}{G_0 + G_j}}$ з (4.51) наступним чином:

$$\begin{aligned} \sqrt{\frac{E_s}{G_0 + G_j}} &= \sqrt{\left(\frac{E_s}{G_0}\right)^{-1} + \left(\frac{E_s}{G_j}\right)^{-1}} = \sqrt{\left(\frac{E_b R \log_2 M}{G_0}\right)^{-1} + \left(\frac{E_b R \log_2 M}{G_j}\right)^{-1}} = \\ &= \sqrt{\left(\left(\frac{E_b R \log_2 M}{G_0}\right)^{-1} + \left(\frac{P_b T_b R \log_2 M}{P_j / \Delta F_s}\right)^{-1}\right)^{-1}} \end{aligned} \quad (4.53)$$

де P_b – потужність сигналу, P_j – потужність завади, T_b – час передачі біта, $R = R_1 R_2$, де R_1 – швидкість кодування турбо коду (при послідовній або паралельній структурі), R_2 – швидкість кодування LDPC-коду.

Оскільки при посимвольній ЗЧ $T_h = T_s$, $T_s F_s = T_b F_s \log_2 M = 1$ [2], то

$$T_b = \frac{1}{F_s \log_2 M} \Rightarrow$$

$$\sqrt{\frac{E_s}{G_0 + G_j}} = \sqrt{\left(\left(\frac{E_b R \log_2 M}{G_0}\right)^{-1} + \left(\frac{P_b \Delta F_s R}{P_j F_s}\right)^{-1}\right)^{-1}} = \quad (4.54)$$

$$= \sqrt{\left(\left(\frac{E_b R \log_2 M}{G_0} \right)^{-1} + \left(\frac{K_{\text{спс}} P_b R}{P_j} \right)^{-1} \right)^{-1}} = \sqrt{\left((h_0^2 R \log_2 M)^{-1} + (q_{\text{спс}} R)^{-1} \right)^{-1}},$$

де $q_{\text{спс}} = \frac{K_{\text{спс}} \cdot P_b}{P_j}$, $h_0^2 = \frac{E_b}{G_0}$, $K_{\text{спс}} = \frac{\Delta F_s}{F_s} = M_f$, $R = R_1 R_2$, де R_1 – швидкість кодування турбо коду (при послідовній або паралельній структурі), R_2 – швидкість кодування LDPC-коду.

Підстановка (4.54) у вираз (4.49) дає розрахункову формулу для визначення параметра $\overline{d}_{a\text{mi}}$ з урахуванням коефіцієнта розширення спектру сигналу при впливі ШЗЗ на систему бездротової передачі даних із посимвольною перебудовою частоти:

$$\overrightarrow{d}_{a\text{miПс}} = \sqrt{\left((h_0^2 R \log_2 M)^{-1} + (q_{\text{спс}} R)^{-1} \right)^{-1}} \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right] \quad (4.55)$$

За аналогічною процедурою формула для розрахунку параметра $\overline{d}_{b\text{mi}}$ з урахуванням коефіцієнта розширення спектра при впливі ШЗЧС на систему з посимвольною перебудовою частоти матиме вигляд:

$$\overrightarrow{d}_{b\text{miПс}} = \sqrt{\left((h_0^2 R \log_2 M)^{-1} + (\gamma q_{\text{спс}} R)^{-1} \right)^{-1}} \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right]. \quad (4.56)$$

При ЗВ K_s не враховується [2].

$$\text{При міжсимвольній ЗЧ } K_{\text{смс}} = \frac{M_f}{T_h F_s} = \frac{M_f}{n T_s F_s} = \frac{M_f}{n} = \frac{K_{\text{спс}}}{n_s}.$$

Відповідно, розрахунковий вираз для параметра $\overline{d}_{a\text{mi}}$ (4.34) з урахуванням коефіцієнта розширення спектра при впливі ШЗЗ на систему з міжсимвольною перебудовою частоти набуває вигляду, де додатковий параметр визначається окремим співвідношенням:

$$\overline{d}_{a\text{ miMC}} = \sqrt{\left((h_0^2 R \log_2 M)^{-1} + (q_{\text{MC}} R)^{-1}\right)^{-1}} \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right] \quad (4.57)$$

де $q_{\text{MC}} = \frac{K_{s_{\text{MC}}} \cdot P_b}{P_j} = \frac{K_{s_{\text{ПC}}} \cdot P_b}{nP_j} = \frac{M_f \cdot P_b}{nP_j}$, $R = R_1 R_2$, де R_1 – швидкість кодування турбо коду (при послідовній або паралельній структурі), R_2 – швидкість кодування LDPC-коду.

За аналогією, вираз для розрахунку параметра $\overline{d}_{b\text{ mi}}$ (4.50) з урахуванням коефіцієнта розширення спектра при впливі ШЗЧС на систему з міжсимвольною перебудовою частоти записується у відповідній формі:

$$\overline{d}_{b\text{ miMC}} = \sqrt{\left((h_0^2 R \log_2 M)^{-1} + (\gamma q_{\text{MC}} R)^{-1}\right)^{-1}} \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right] \quad (4.58)$$

$R = R_1 R_2$, де R_1 – швидкість кодування турбо коду (при послідовній або паралельній структурі), R_2 – швидкість кодування LDPC-коду.

Одержані аналітичні вирази надають можливість обчислювати пропускну здатність дискретно-неперервного каналу зв'язку для N-вимірних сигналів у присутності флуктуаційного шуму та різних типів навмисних завад.

На основі аналізу моделі дискретно-неперервного каналу зв'язку при одночасному впливі флуктуаційного шуму та навмисних завад отримано розрахункові формули для визначення пропускну здатності для модуляцій типу ФМ-М:

при ШЗЗ

$$C_1 = \log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^2} \times \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} \exp(-(q_1 + q_2)^2) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp[-2(q_1 + q_2) \overline{d}_{a\text{ miMC}} - (\overline{d}_{a\text{ miMC}})^2] \right] dq_1 dq_2, \quad (4.59)$$

де

$$d_{amiIC} = \sqrt{\left((h_0^2 R \log_2 M)^{-1} + (q_{IC} R)^{-1}\right)^{-1}} \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right] = \quad (4.60)$$

$$= \sqrt{\left((h_0^2)^{-1} + (h_j^2)^{-1}\right)^{-1}} R \log_2 M \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right];$$

$R = R_1 R_2$, де R_1 – швидкість кодування турбо коду (при послідовній або паралельній структурі), R_2 – швидкість кодування LDPC-коду.

при ШЗЧС

$$C_2 = \gamma \left[\log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^2} \times \right. \\ \left. \times \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} \exp(-(q_1 + q_2)^2) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp[-2(q_1 + q_2)d_{mi} - (d_{mi})^2] \right] dq_1 dq_2 \right] + \quad (4.61)$$

$$+ (1 - \gamma) \left[\log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^2} \times \right. \\ \left. \times \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} \exp(-(q_1 + q_2)^2) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp[-2(q_1 + q_2)d_{bmiIC} - (d_{bmiIC})^2] \right] dq_1 dq_2 \right],$$

де

$$d_{mi} = \sqrt{h_0^2 R \log_2 M} \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right],$$

$$d_{bmiIC} = \sqrt{\left((h_0^2 R \log_2 M)^{-1} + (\gamma q_{IC} R)^{-1}\right)^{-1}} \times$$

$$\times \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right] = \quad (4.62)$$

$$= \sqrt{\left((h_0^2)^{-1} + (\gamma h_j^2)^{-1}\right)^{-1}} R \log_2 M \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right],$$

$R = R_1 R_2$, де R_1 – швидкість кодування турбо коду (при послідовній або паралельній структурі), R_2 – швидкість кодування LDPC-коду.

при 3В

$$C_3 = \gamma \left[\log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^2} \times \right. \\ \left. \times \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} \exp(-(q_1 + q_2)^2) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp[-2(q_1 + q_2)d_{mi} - (d_{mi})^2] \right] dq_1 dq_2 \right] + \\ + (1 - \gamma) \left[\log_2(M) - \frac{1}{M(\sqrt{\pi})^2} \times \right. \\ \left. \times \sum_{m=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} \exp(-(q_1 + q_2)^2) \log_2 \left[\sum_{i=1}^M \exp[-2(q_1 + q_2)d_{cmi} - (d_{cmi})^2] \right] dq_1 dq_2 \right], \quad (4.64)$$

де d_{mi} визначається по (4.62),

$$d_{cmi} = \sqrt{\left[\left((h_0^2)^{-1} + (h_j^2)^{-1} \right)^{-1} \right] R \log_2 M \left[\cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \cos\left(\frac{2\pi i}{M}\right) + \sin\left(\frac{2\pi m}{M}\right) - \sin\left(\frac{2\pi i}{M}\right) \right]}. \quad (4.65)$$

У виразах (4.58), (4.60), (4.61), (4.63) R – швидкість кодування, E_b – енергія біта, $q_{\text{ПС}} = \frac{K_{\text{ПС}} \cdot P_b}{P_j}$, $h_0^2 = \frac{E_b}{G_0}$, $h_j^2 = \frac{E_b}{G_j}$, $K_{\text{ПС}} = \frac{\Delta F_s}{F_s} = M_f$, $K_{\text{ПС}}$, $R = R_1 R_2$, де R_1 – швидкість кодування турбо коду (при послідовній або паралельній структурі), R_2 – швидкість кодування LDPC-коду.

4.2. Метод вибору множин кодових конструкцій для дискретно-неперервного каналу із ймовірнісними кодами, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, за рахунок розрахунку пропускну здатності з урахуванням спектральної щільності шумів та завад

Призначення методу. Розроблений підхід спрямований на обґрунтований вибір ефективних кодових конструкцій із урахуванням спектральних властивостей шумового середовища, характеристик навмисних завад та способів їх застосування.

Сутність методу передбачає відбір кодових конструкцій шляхом максимізації пропускну здатності каналу при дотриманні встановлених вимог до достовірності передачі інформації в дискретно-неперервному каналі зв'язку, функціонуючому в умовах шумових і заважаючих впливів різної природи.

Вихідні дані. Вихідними даними є:

тип та механізм формування навмисної завади (параметр γ);

тип коду: кодові конструкції паралельного турбо коду, кодові конструкції послідовного турбо коду, кодові конструкції LDPC-коду;

множина структур E_F для заданого типу завади; множина параметрів коду E_{PF}^* для заданих видів модуляцій і впливі заданої завади;

відношення сигнал/шум h_0^2 , відношення сигнал/завада початкове $q_{\text{поч}} (h_{j\text{поч}}^2)$, відношення сигнал/завада кінцеве $q_{\text{кін}} (h_{j\text{кін}}^2)$, крок H ;

задана достовірність $P_{B\text{ зад}} (P_{B\text{ дек зад}})$.

Етапи реалізації методу. Реалізація підходу здійснюється покроково відповідно до блок-схеми на рис. 4.3:

1. Введення та ініціалізація вхідних параметрів для розрахунку.
2. Обчислення граничних значень відношення сигнал/завада $q (h_j^2)$, за яких досягається задана імовірність бітової помилки $P_{B\text{ зад}}$ для кожної з розглянутих схем модуляції (при $R=1$) в умовах визначеного заважаючого впливу.
3. Проведення імітаційного моделювання системи бездротової передачі із досліджуваними кодовими конструкціями та визначення за отриманими кривими значень q що відповідають нормативній імовірності помилки декодування $P_{B\text{ дек зад}}$ (при $R=R_1R_2 \neq 1$) для кожної комбінації модуляції, швидкості кодування та параметрів коду.

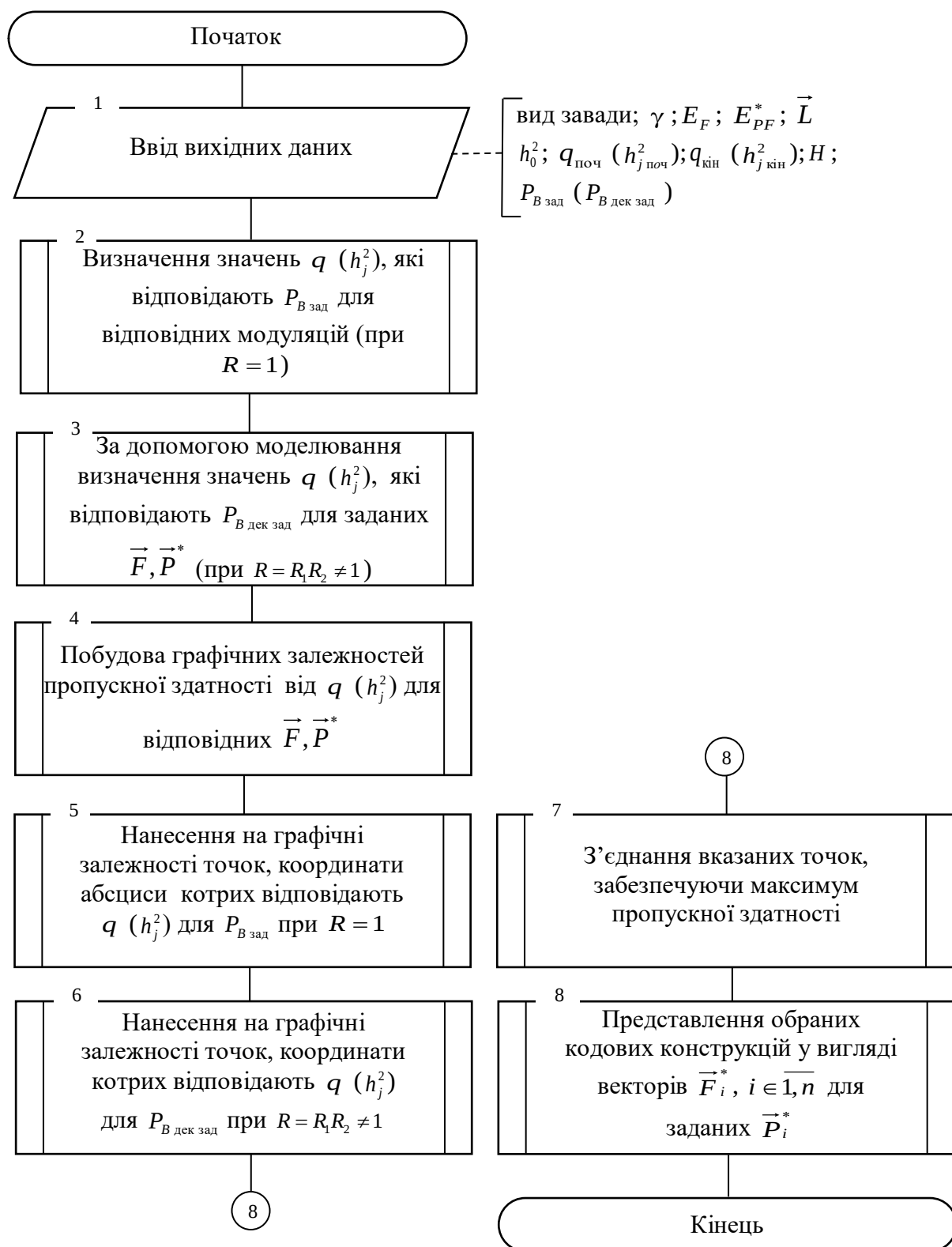


Рис. 4.3. Схеми алгоритму методу вибору множин кодових конструкцій

4. За аналітичними виразами (4.34)–(4.40) побудова залежностей пропускної здатності від відношення сигнал/завада, починаючи від $q_{\text{поч}}(h_{j\text{поч}}^2)$ із

кроком H і закінчуючи $q_{\text{кін}} (h_{j\text{кін}}^2)$ для всіх комбінацій схем модуляції, швидкостей кодування та типів завад.

5. Нанесення на побудовані криві точок, що відповідають значенням, визначеним на етапах 2 та 3.

6. Проведення через нанесені точки огинаючої кривої, що відповідає умові максимізації пропускної здатності.

7. Виходячи з належності точок огинаючої до конкретних параметрів коду – формування підсумкових кодових конструкцій у вигляді впорядкованих векторів $\vec{F}_i^*$, $\vec{P}_i^*$, $i \in \overline{1, n}$, де n – розмір отриманої множини.

Принципова відмінність запропонованого підходу від відомих рішень, що становить його наукову новизну, полягає у використанні оригінальних аналітичних виразів для розрахунку пропускної здатності дискретно-неперервного каналу з імовірнісними кодами на основі MAP-декодування в умовах комплексного впливу флуктуаційного шуму та різнотипних навмисних завад.

Ефект від впровадження запропонованого рішення полягає у підвищенні адаптивності та ефективності системи завадостійкого кодування шляхом забезпечення відповідності структури кодових конструкцій фактичним умовам функціонування каналу передачі інформації. На відміну від традиційних підходів, у яких використовуються фіксовані параметри кодування незалежно від змін характеристик завадового середовища, запропонований підхід передбачає формування та вибір кодових конструкцій з урахуванням поточного рівня впливу шумів, перешкод та пропускної здатності каналу.

Проведений порівняльний аналіз показав, що використання розроблених кодових конструкцій забезпечує енергетичний вигравш 0,25-1,25 дБ при однаковій пропускній здатності C при впливі різних видів навмисних завад.

Практична значущість отриманих результатів полягає у можливості застосування запропонованого рішення для побудови надійних бездротових систем передачі інформації, що функціонують в умовах складної

електромагнітної обстановки. Використання адаптивних кодових конструкцій дозволяє підвищити стійкість каналів зв'язку до навмисних та випадкових завад, зменшити вимоги до енергетичних ресурсів системи та забезпечити необхідний рівень якості передачі інформації при збереженні заданої швидкості обміну даними.

4.3. Оцінка ефективності методу вибору множин кодових конструкцій для дискретно-неперервного каналу із ймовірнісними кодами.

Ілюстративний приклад застосування розробленого підходу.

1. Специфікація входних параметрів:

шумова завада в частині смуги;

коефіцієнт перекриття робочої смуги частот $\gamma = 0,8$;

модуляції ФМ-2, ФМ-4;

тип коду: кодові конструкції паралельного турбо коду, кодові конструкції послідовного турбо коду, кодові конструкції LDPC-коду;

швидкості кодування $R = 1$, $R_1 = R_2 = 1/2$, $R_1 = R_2 = 1/3$, $R_1 = R_2 = 1/5$;

$h_0^2 = 9,58$ дБ, $h_{j_{\text{поч}}}^2 = -5$ дБ, $h_{j_{\text{кін}}}^2 = 20$ дБ, $H = 0,1$.

До складу вектора $\vec{L}$ входять: кількість ітерацій декодування $I = 8$, розмір кадру переданої бітової послідовності $N = 1000$, псевдовипадковий перемешувач/деперемешувач, алгоритм декодування *Log Map* с 5 ступінчатою апроксимацією, обмеження довжини РСЗК $K = 4$.

$$P_{B \text{ зад}} = 10^{-4} \text{ (} P_{B \text{ дек зад}} = 10^{-4} \text{)}.$$

Для LDPC-коду $R_2 = 1/2$, $R_2 = 1/3$. Як складові турбо кодера застосовуються РСЗК структури (1,17/15) для швидкостей кодування $R_1 = 1/2$, $R_1 = 1/3$ та виду (1, 11/15, 17/15) для швидкості $R_1 = 1/5$ (рис. 4.4).

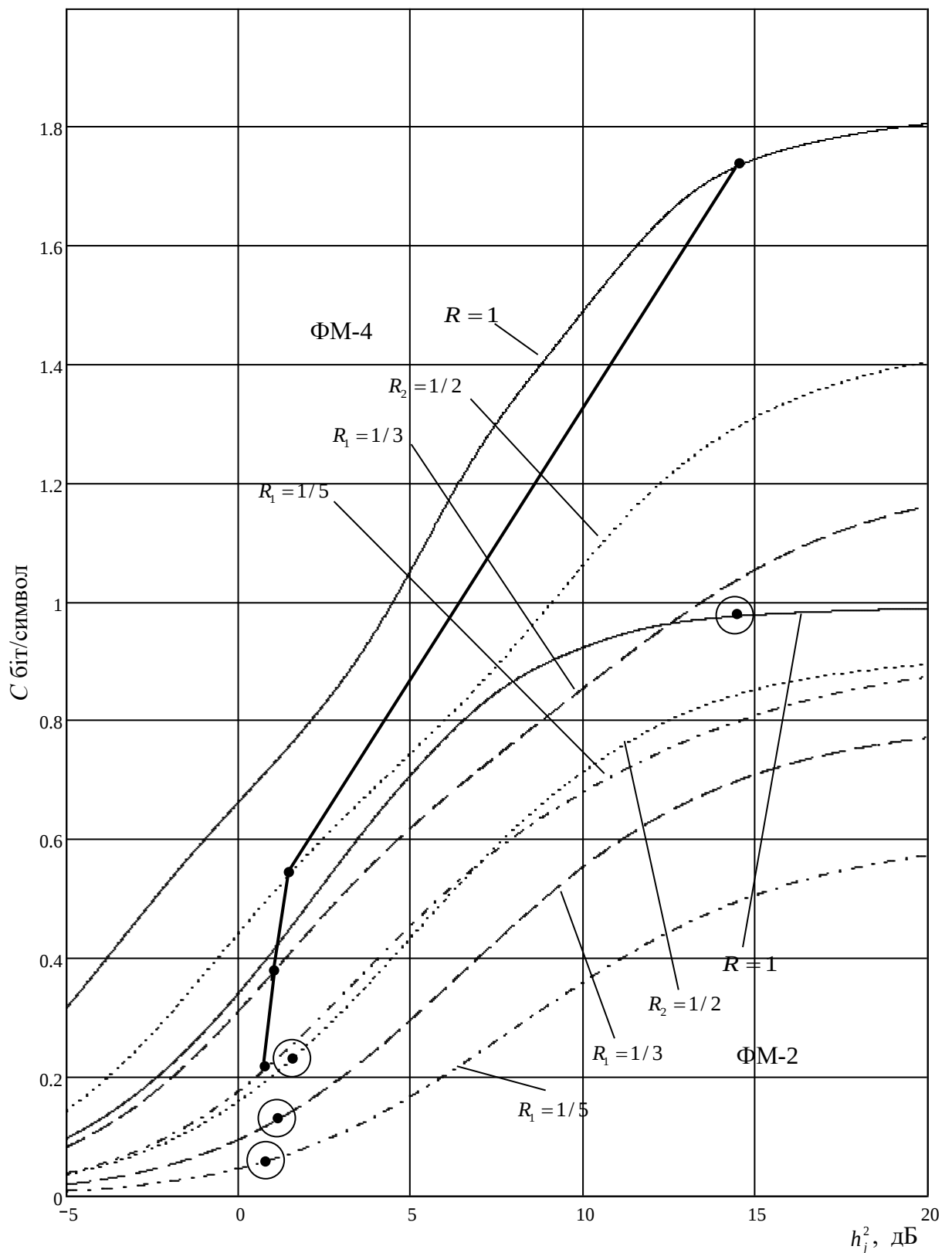


Рис. 4.4. Вибір $\vec{F}_i^*$, $\vec{P}_i^*$, $i \in \overline{1, n}$ при впливі на ШЗЧС ($\gamma=0,8$)

2. Розрахунок значення h_j^2 , що відповідають цільовій середній імовірності бітової помилки $P_B = 10^{-4}$ для відповідних модуляцій ($R=1$) при впливі ШЗЧС із $\gamma=1$, відповідно рівні: $q=14,6$ дБ для ФМ-2, 4 ($h_0^2=9,58$ дБ).

3. Значення h_j^2 , що відповідають ймовірності бітової помилки декодування $P_{\text{В дек зад}} = 10^{-4}$ для відповідних модуляцій і швидкостей кодування при впливі ШЗЧС із $\gamma=1$, і отримані за допомогою імітаційного моделювання, відповідно рівні: $h_j^2 = 0,9$ дБ для ФМ-2, 4 і $R=1/5$ ($h_0^2 = 9,58$ дБ), $h_j^2 = 1,35$ дБ для ФМ-2, 4 і $R=1/3$ ($h_0^2 = 9,58$ дБ), $h_j^2 = 1,75$ дБ для ФМ-2, 4 і $R=1/2$ ($h_0^2 = 9,58$ дБ).

4. На підставі виразів (4.34) - (4.40) сформовано графічні залежності пропускної здатності дискретно-неперервного каналу від відношення h_j^2 при $\gamma=1$ для модуляцій ФМ-2, 4 при швидкостях кодування для турбо кодів та LDPC-кодів (рис. 4.4).

5. На основі наявних вхідних даних на криві, що відповідають схемам модуляції ФМ-2 та ФМ-4 (при $R=1$), нанесено точки, горизонтальні координати яких визначаються значеннями h_j^2 для досягнення $P_{\text{В}} = 10^{-4}$ (рис. 4.4).

6. Аналогічно, використовуючи вхідні дані, на криві для розглянутих схем модуляції при кожній зі швидкостей кодування для турбо кодів та LDPC-кодів.

7. Через нанесені точки проведено огинаючу криву за умовою забезпечення максимальної пропускної здатності.

8. На підставі отриманої огинаючої кривої сформовано підсумкові множини кодових конструкцій, представлені у векторній формі $\vec{F}_i^*$, $\vec{P}_i^*$, $i \in \overline{1, n}$, де n – розмір отриманої множини (табл. 4.1).

Таблиця 4.1

Раціональні структури кодів при впливі ШЗЧС для $\gamma = 1$

Вектори	Елементи векторів	$\gamma = 1$
$\vec{F}_1$	f_{11}	ФМ
	f_{12}	$M = 4$
$\vec{P}_1$	p_{11}	$R = 1$
$\vec{F}_2$	f_{21}	ФМ
	f_{22}	$M = 4$
$\vec{P}_2$	p_{21}	$R = 1/2$, послідовний турбо код
	p_{22}	$g_0 = 15$, послідовний турбо код
	p_{23}	$g_1 = 17$, послідовний турбо код
$\vec{F}_3$	f_{31}	ФМ
	f_{32}	$M = 4$
$\vec{P}_3$	p_{31}	$R = 1/3$, паралельний турбо код
	p_{32}	$g_0 = 15$, паралельний турбо код
	p_{33}	$g_1 = 17$, паралельний турбо код
$\vec{F}_4$	f_{41}	ФМ
	f_{42}	$M = 4$
$\vec{P}_4$	p_{41}	$R = 1/5$, паралельний турбо код
	p_{42}	$g_0 = 15$, паралельний турбо код
	p_{43}	$g_1 = 11$, паралельний турбо код
	p_{44}	$g_2 = 17$, паралельний турбо код

На рис. 4.5 показано графік залежності середньої ймовірності бітової помилки декодування від відношення сигнал/завада в каналі ($N = 256$).

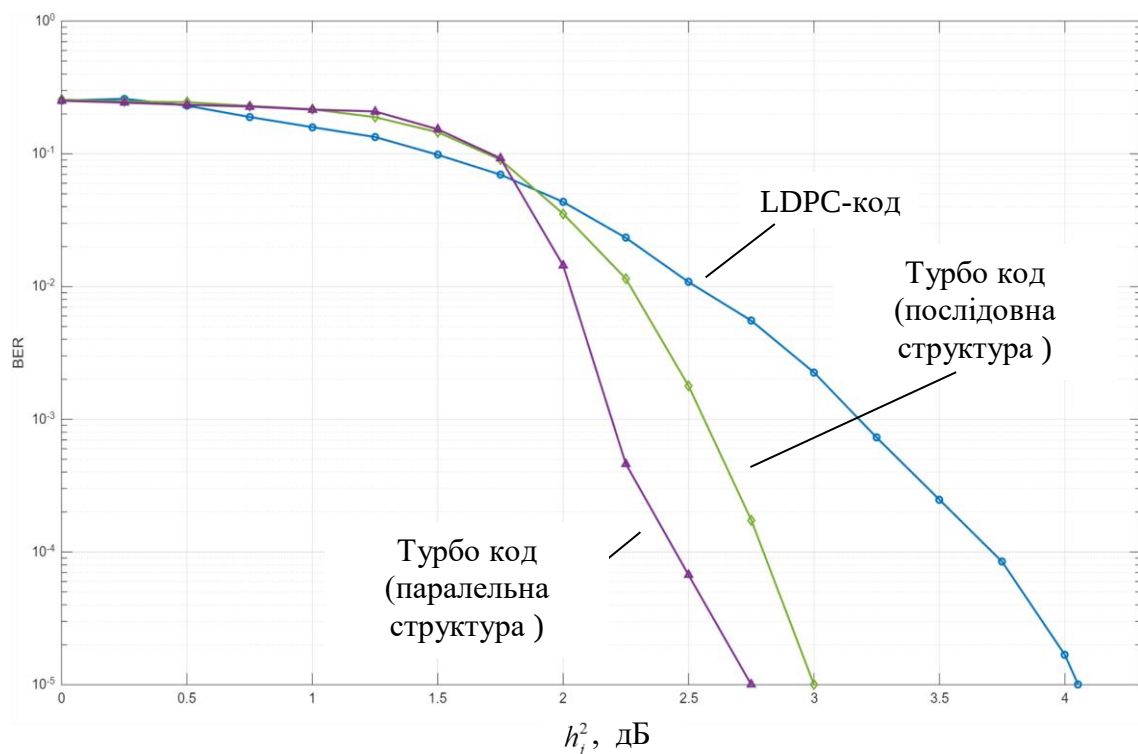


Рис. 4.5. Графік залежності середньої ймовірності бітової помилки декодування від відношення сигнал/завада в каналі ($N = 256$)

Моделювання проводилось в Microsoft Visual Studio 2022. При моделюванні використовувався турбо код із паралельною та послідовною конкатенацією, та LDPC-код. Для турбо коду використовувалися наступні параметри: кількість біт в блоці $N = 256$, поліноміальні генератори $g_0 = 17$, $g_1 = 15$, швидкість кодування $R = 1/2$, алгоритм декодування Max Log Map, 16 ітерацій декодування, псевдовипадкові перемежувачі/деперемежувачі. Параметри LDPC-коду наступні: розміру кодованого блока $N = 256$, швидкість кодування $R = 0,5$, перевірна матриця обрана зі стандарту WiMax.

На рис. 4.6-4.10 показаний програмний фреймворк імітаційної моделі, яка була розроблена для моделювання характеристик достовірності інформації з турбо кодами, LDPC-кодами, полярними кодами.

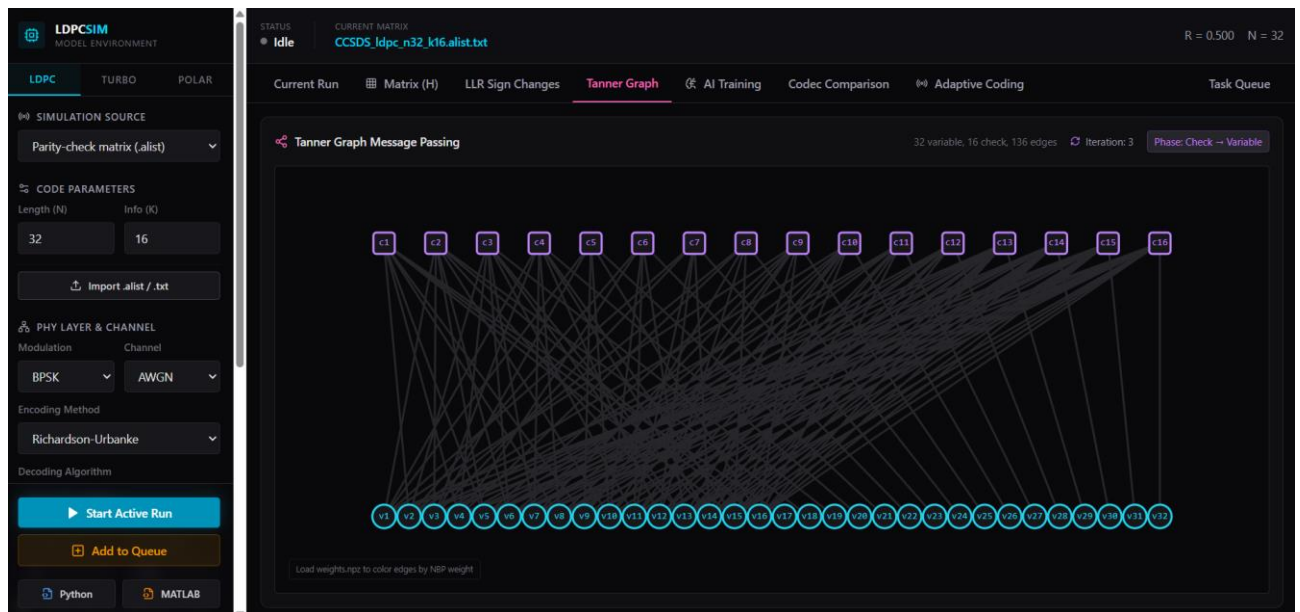


Рис. 4.6. Програмний фреймворк імітаційної моделі
(структура графа Танера)



Рис. 4.7. Програмний фреймворк імітаційної моделі
(результат навчання нейронної мережі)



Рис. 4.8. Програмний фреймворк імітаційної моделі (зменшення області помилок за рахунок використання нейронної мережі – криві PDF)



Рис. 4.9. Програмний фреймворк імітаційної моделі (результати моделювання BER)

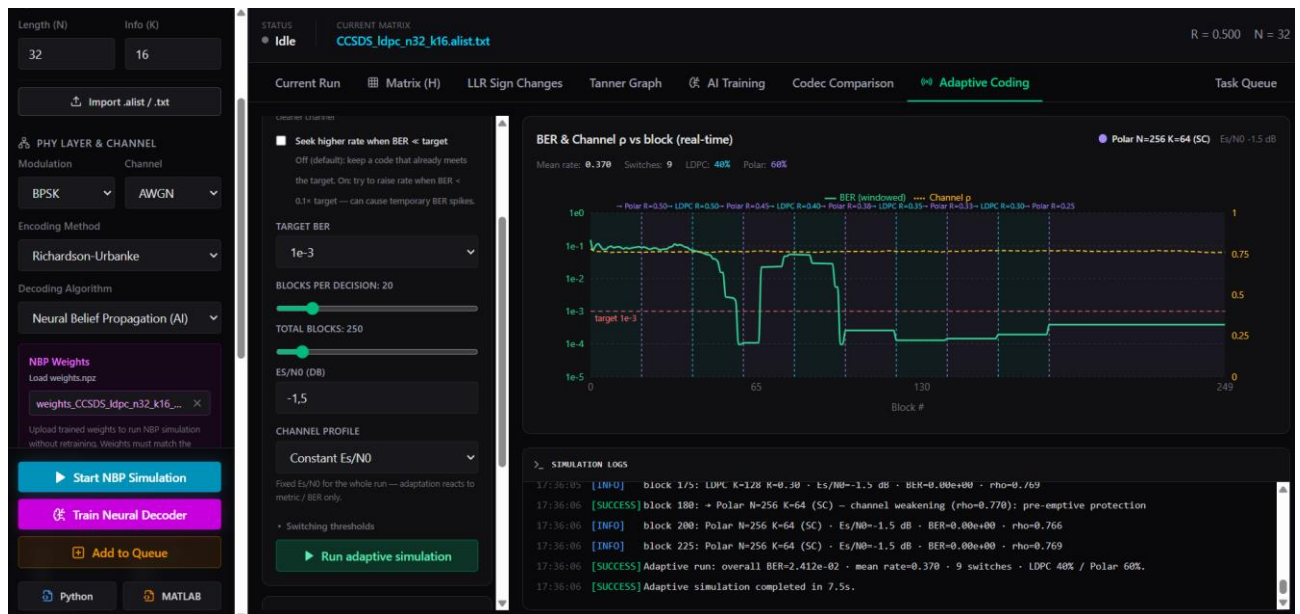


Рис. 4.10. Програмний фреймворк імітаційної моделі
(результати структурної адаптації при фіксованому значенні SNR)

Аналіз показує, що використання методу дозволяє отримати енергетичний вигравш кодування 0,25-1,25 дБ.

Висновки за розділом 4

1. До нового наукового результату, одержаного у цьому розділі дисертаційної роботи, відноситься:

Метод вибору множин кодових конструкцій для дискретно-неперервного каналу із ймовірнісними кодами, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, за рахунок розрахунку пропускної здатності з урахуванням спектральної щільності шумів та завад.

2. Метод призначений для вибору ефективних множин кодових конструкцій з урахуванням спектральної щільності шумів та завад, а також типів завад.

3. Сутність методу полягає у виборі кодових конструкцій по критерію максимуму пропускної спроможності при заданій достовірності в дискретно-неперервному каналі зв'язку з урахуванням спектральної щільності шумів та завад, різновидів завад.

3. Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в тому, що запропонований метод базується на нових аналітичних співвідношеннях для розрахунку пропускнуї спроможності дискретно-неперервного каналу зв'язку із ймовірнісними кодами, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, з урахуванням впливу шуму та навмисних завад.

4. Ефект від впровадження розробленого методу полягає у виборі кодових конструкцій, погоджених з характеристиками кодів та навмисних завад. Застосування отриманих кодових конструкцій дало енергетичний виграш 0,25-1,25 дБ при однаковій пропускнуї здатності C при впливі різних видів навмисних завад.

Основні наукові результати, отримані в цьому розділі, опубліковані у статтях [39,44,45], у тезах доповідей на науково-практичній конференції [45].

ВИСНОВКИ

У дисертації показано нове вирішення науково-технічної задачі, що полягає в підвищенні рівня достовірності інформації шляхом створення методів структурної адаптації кодових конструкцій турбо кодів та LDPC-кодів із застосуванням нейромережових технологій, що забезпечує підвищення достовірності та ефективності передачі даних в умовах невизначеності характеристик каналу зв'язку:

1. Досліджено сучасний стан систем безпроводової передачі даних, визначені основні фактори, що спричиняють зростання рівня помилок при передаванні інформації, а також розглянуто та узагальнено існуючі методи зменшення похибок у сучасних безпроводових телекомунікаційних системах.

2. В роботі було вперше представлено метод корекції параметрів логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж, що дозволить підвищити коригуючу здатність кодових конструкцій паралельного та послідовного турбо коду, і як наслідок, достовірності передачі інформації в умовах впливу завад різного походження, при цьому енергетичний виграш кодування становить 0,1-0,3 дБ в порівнянні із методами, які використовують класичні алгоритми BCJR. Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає у врахуванні принципу структурних особливостей конкатенацій турбо кодів, використання параметра невизначеності декодуванням та нейронних мереж для розрахунку вихідних логарифмічних відношень функцій правдоподібності.

3. Вперше запропоновано метод структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі. Використання методу структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі дозволяє отримати енергетичний виграш кодування, при використанні паралельного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду виграш кодування становить 0,6-0,85 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів, у випадку послідовного з'єднання РСЗК в структурі

турбо коду – 0,3-0,4 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів для різної кількості біт в блоці. Це забезпечується динамічною зміною конфігурації паралельної та послідовної конкатенації турбо- та LDPC-кодів залежно від результатів декодування, що дозволяє ефективніше використовувати надлишковість коду та зменшити ймовірність виникнення не виправлених помилок. На відміну від традиційних підходів, де параметри кодера та декодера задаються заздалегідь і залишаються незмінними протягом процесу передачі, запропонований метод передбачає адаптивну зміну структури паралельної та послідовної конкатенації турбо кодів і LDPC-кодів.

4. В дисертаційній роботі вдосконалено метод вибору множин кодових конструкцій для дискретно-неперервного каналу із ймовірнісними кодами. Ефект від впровадження розробленого методу полягає у виборі кодових конструкцій, погоджених з характеристиками кодів та навмисних завад. Застосування отриманих кодових конструкцій дало енергетичний виграш 0,25-1,25 дБ при однаковій пропускній здатності при впливі різних видів навмисних завад. Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в тому, що запропонований метод базується на нових аналітичних співвідношеннях для розрахунку пропускної спроможності дискретно-неперервного каналу зв'язку із ймовірнісними кодами, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, з урахуванням впливу шуму та навмисних завад.

Запропоновані результати можна передбачити у застосуванні при підвищенні достовірності передачі даних безпроводових систем.

Основні результати дисертації впроваджено на підприємствах, і це підтверджується актами впровадження.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

- [1] Gupta A. A Survey of 5G Network: Architecture and Emerging Technologies / A. Gupta, R. K. Jha // IEEE Access. – 2015. – Vol. 3. – P. 1206–1232.
- [2] Rinaldi F. 5G NR System Design: A Concise Survey of Key Features and Capabilities / F. Rinaldi, A. Raschellà, S. Pizzi // Wireless Networks. – 2021. – Vol. 27, No. 8. – P. 5173–5188.
- [3] Habibi M. A. A Comprehensive Survey of RAN Architectures Toward 5G Mobile Communication System / M. A. Habibi, M. Nasimi, B. Han, H. D. Schotten // IEEE Access. – 2019. – Vol. 7. – P. 70371–70421.
- [4] Panwar N. A Survey on 5G: The Next Generation of Mobile Communication / N. Panwar, S. Sharma, A. K. Singh // Physical Communication. – 2016. – Vol. 18. – P. 64–84.
- [5] Alsharif M. H. 5G Radio Access Networks: A Survey / M. H. Alsharif, R. Nordin, M. M. Abd El-Latif // Array. – 2022. – Vol. 14. – Art. 100170.
- [6] Harkat H. A Survey on MIMO-OFDM Systems: Review of Recent Trends / H. Harkat, P. Monteiro, A. Gameiro, F. Guiomar, H. F. T. Ahmed // Signals. – 2022. – Vol. 3, No. 2. – P. 359–395.
- [7] Radbord M. Slow and Fast Adaptive Modulation and Coding for Uplink Massive MIMO Systems with Packet Retransmission / M. Radbord, A. Ghasemi // IET Communications. – 2022. – Vol. 16, No. 9. – P. 915–928.
- [8] Ullah W. OTFS Modulated Massive MIMO with 5G NR LDPC Coding: Trends, Challenges and Future Directions / W. Ullah, F. Yang, D. N. K. Jayakody // Computer Networks. – 2024. – Vol. 254. – Art. 110751.
- [9] Li M. A Review on Orthogonal Time–Frequency Space Modulation: State-of-the-Art, Hotspots and Challenges / M. Li, W. Liu, J. Lei // Computer Networks. – 2023. – Vol. 232. – Art. 109597.
- [10] Huynh-The T. Automatic Modulation Classification: A Deep Architecture Survey / T. Huynh-The, Q. V. Pham, T. V. Nguyen, R. Ruby, M. Zeng, D. S. Kim // IEEE Access. – 2021. – Vol. 9. – P. 142950–142971.

[11] Peng S. A Survey of Modulation Classification Using Deep Learning: Signal Representation and Data Preprocessing / S. Peng, S. Sun, Y. Yao // IEEE Transactions on Neural Networks and Learning Systems. – 2022. – Vol. 33, No. 12. – P. 7020–7038.

[12] Azim A. W. Chirp Spread Spectrum-Based Waveform Design and Detection Mechanisms for LPWAN-Based IoT: A Survey / A. W. Azim, R. Shubair, M. Chafii // IEEE Access. – 2024. – Vol. 12. – P. 24949–25017.

[13] Kumar S. Automatic Modulation Classification for Adaptive OFDM Systems Using Convolutional Neural Networks With Residual Learning / S. Kumar, R. Kumar, A. Sharma // IEEE Access. – 2023. – Vol. 11. – P. 68415–68430.

[14] Zhang T. RIS-Aided Index Modulation for OFDM Systems: Analysis and Code Design for Flat-Fading Channels / T. Zhang, Y. Zou, G. Wang, A. Chaaban, G. Liu, J. Cheng // IEEE Transactions on Communications. – 2024. – Vol. 72, No. 10. – P. 6192–6208.

[15] Li C. Scenario-Adaptive MU-MIMO OFDM Semantic Communication With Asymmetric Neural Network / C. Li, T. Zhang, S. Liu // arXiv. – 2026. – Art. 2602.13557.

[16] Gallager R. Low-Density Parity-Check Codes / Gallager R. // IEEE Transactions on Information Theory. – 1962. – Vol. 8, N 1. – P. 21 – 28.

[17] Gallager R. Low-Density Parity-Check Codes / Gallager R. – M.I.T. Press, Cambridge, MA, 1963. – 90 p.

[18] Arikan E. Channel Polarization: A Method for Constructing Capacity-Achieving Codes for Symmetric Binary-Input Memoryless Channels / E. Arikan // IEEE Transactions on Information Theory. – 2009. – Vol. 55, No. 7. – P. 3051–3073.

[19] Şaşoğlu E. Polarization for Arbitrary Discrete Memoryless Channels / E. Şaşoğlu, E. Telatar, E. Arikan // IEEE Information Theory Workshop (ITW). – 2009. – P. 144–148.

[20] Şaşoğlu E. Polar Codes for the Two-User Multiple-Access Channel / E. Şaşoğlu, E. Telatar, E. Arikan // IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT). – 2010. – P. 2196–2200.

- [21] Shannon C. E. A mathematical theory of communication / C. Shannon // The Bell System Technical Journal. – 1948. – Vol. 27, no. 3. – P. 379–423.
- [22] Berrou C. Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: turbo-codes / C. Berrou, A. Glavieux, P. Thitimajshima // Proc. Int. Conf. On Commun., ICC-93. – Geneva, 1993. – May. – P. 1064 – 1070.
- [23] Berrou C. Near optimum error correcting coding and decoding: turbo-codes / C. Berrou, A. Glavieux // IEEE Trans. on Commun. – 1996. – Vol. 44 (10). – P. 1261 – 1271.
- [24] Berrou C. Codes and Turbo Codes / Berrou C. – Springer, 2010. – 415 p.
- [25] McWilliams F.J. The theory of error-correcting codes / F.J. McWilliams, N.J. Sloane. North Holland. – 1977.
- [26] Wozenkraft J. Principles of Communication Engineering / J. Wozenkraft, M. Jacobs. – John Wiley&Sons, New York, 1965. – 713p.
- [27] Hamming R. Error Detecting and Error Correcting Codes. Bell Syst. Tech. J., 29. 1950; 147-160.
- [28] G. D. Forney, Jr., “Exponential Error Bounds for Erasure, List and Decision Feedback Schemes,” IEEE Trans. Inf. Theory, vol. IT-14, no. 2, pp. 206–220, Mar. 1968.
- [29] Berlekamp E. A Survey of Algebraic Coding Theory. No. 28. New York: Wien; 1970. 38P.
- [30] E. Berlekamp, R. McEliece, and H. van Tilborg, “On the inherent intractability of certain coding problems,” IEEE Trans. Inform. Theory, vol. 24, pp. 384–386, 1978.
- [31] P. Elias, “Coding for two noisy channels,” in Information Theory, Third London Symposium, pp. 61–76, 1955.
- [32] Sklar, B. 2001. Digital Communications, vol. 2, Prentice Hall NJ.
- [33] MacKay D. Comparison of Constructions of Irregular Gallager Codes / MacKay D., Wilson S., Davey M. // IEEE Transactions on Communications. – 1999. – Vol. 47, N 10. – P. 1449 – 1454.

[34] MacKay D. Good Error-Correcting Codes Based on Very Sparse Matrices / D. MacKay // IEEE Transactions on Information Theory. – 1999. – Vol. 45, N 2. – P. 399 – 431.

[35] Hanzo L. MIMO-OFDM for LTE, WiFi and WiMax. Coherent versus Non-coherent and Cooperative Turbo-transceivers / Hanzo L., Akhtman Y., Wang. L. – New York: John Wiley & Sons, 2011. – 658 p.

[36] Hanzo L. L. Adaptive Wireless Transceivers: Turbo-Coded, Turbo Equalized and Space-Time Coded TDMA, CDMA and OFDM Systems / Hanzo L. L., Wong C.H., Yee M.S. – New York: John Wiley & Sons, 2002. – 738 p.

[37] Zaitsev S. Method for Assessing the Reliability of Information Under Conditions of Uncertainty Through the Use of a Priori and a Posteriori Information of the Decoder of Turbo Codes / Zaitsev S., Ryndych Y., Sokorynska N., Zaitseva L., Kurbet P., Horlynskyi B. // Mathematical Modeling and Simulation of Systems. – Springer (Lecture Notes in Networks and Systems). – Selected Papers of 17th International Conference, MODS. – 2023. – P. 215-228. (https://doi.org/10.1007/978-3-031-30251-0_17. (Scopus)).

[38] Zaitsev S. Mathematical Model for Evaluation of Interference Dispersion for 5G Mobile Communication Systems / Zaitsev S., Sokorynska N., Prystupa V., Zaitseva L. // Information and Communication Technologies and Sustainable Development. – Springer (Lecture Notes in Networks and Systems). – ICT&SD 2022, vol 809. – 2023. – P. 87-101. https://doi.org/10.1007/978-3-031-46880-3_6. (Scopus).

[39] Б.В. Горлинський. Формалізація процесу математичного моделювання адаптивної зміни структури кодів в безпроводових засобах передачі даних / Б.В. Горлинський, С.В. Зайцев, С.П. Казнадій, Л.І. Зайцева // Екологічна безпека та природокористування. – 2019. – Вип. 3 (31). – С. 64–78.

[40] Сокоринська Н. Метод адаптивного вибору розміру діаграм станів турбокодів у системах 5G та IoT / Н. Сокоринська, Ю. Постернак, Л. Зайцева, О. Руденок // Технічні науки та технології. – 2023. – № 2 (32). – С. 249-260. [https://doi.org/10.25140/2411-5363-2023-2\(32\)-249-260](https://doi.org/10.25140/2411-5363-2023-2(32)-249-260).

[41] Курбет П. Метод адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів шляхом обходу вузлів просторової решітки / П. Курбет, Л. Зайцева // Кібербезпека: освіта, наука, техніка. – 2023. – № 2 (22). – С. 238-248. (<https://doi.org/10.28925/2663-4023.2023.22.238248>).

[42] Костюк, А., Зайцев, С., Василенко, В., & Зайцева, Л. (2025). Методи та стратегії UX-дослідження в розробці інтерактивних інтерфейсів. Екологічна безпека та природокористування, 55(3), 108–115. <https://doi.org/10.32347/2411-4049.2025.3.108-115>.

[43] Костюк, А., Зайцев, С., Василенко, В., & Зайцева, Л. (2025). ІДЕНТИФІКАЦІЯ ВІЙСЬКОВИХ ОБ'ЄКТІВ НА ОСНОВІ ШТУЧНИХ НЕЙРОННИХ МЕРЕЖ. Електронне фахове наукове видання «Кібербезпека: освіта, наука, техніка», 1(29), 609–627. <https://doi.org/10.28925/2663-4023.2025.29.912>.

[44] Zaitseva L. Method of parametric adaptation of parallel and sequential turbo codes using neural networks / L. Zaitseva // Environmental safety and natural resources. – Vol. 57(1). – 2026. – P. 214–224. <https://doi.org/10.32347/2411-4049.2026.1>.

[45] Zaitsev S. Mathematical model for evaluation of interference dispersion for modern mobile communication systems / S. Zaitsev, N. Sokorynska, V. Prystupa, L. Zaitseva // Колективна монографія за матеріалами XXI Міжнародної науково-практичної конференції «Інформаційно-комунікаційні технології та сталий розвиток». – Київ, 14–16 листопада 2022 р. – С. 119–122.

[46] Василенко В.М. Вдосконалення декодування LDPC-кодів в сучасних системах мобільного зв'язку 5G та космічного зв'язку / В.М. Василенко, С.В. Зайцев, Л.І. Зайцева, О.А. Руденок, П.М. Курбет / Математичне моделювання та інформаційно-комунікаційні технології для зміцнення та відновлення // Колективна монографія за матеріалами XXIII Міжнародної науково-практичної конференції (Київ, 12-13 листопада 2024 р.) / За заг. ред. С.О. Довгого. – К.: ТОВ «Видавництво «Юстон», 2024. – С. 144-149. DOI: 10.37321.

[47] Salameh A. I. From 5G to 6G—Challenges, Technologies, and Applications / A. I. Salameh, M. El Tarhuni // *Future Internet*. – 2022. – Vol. 14, No. 4. – Art. 117.

[48] Gkonis P. K. A Survey on Architectural Approaches for 6G Networks: Implementation Challenges, Current Trends, and Future Directions / P. K. Gkonis, A. Giannopoulos, N. Nomikos, P. Trakadas, L. Sarakis, X. Masip-Bruin // *Telecom*. – 2025. – No. 2. – Art. 27.

[49] Azari M. M. Evolution of Non-Terrestrial Networks From 5G to 6G / M. M. Azari, S. Solanki, S. Chatzinotas, O. Kordheli, H. Sallouha, A. Colpaert, J. F. M. Montoya, S. Pollin, A. Haqiqatnejad, A. Mostaani, E. Lagunas, B. Ottersten // *arXiv*. – 2021.

[50] Ghosh A. 5G Evolution and 6G Vision: Enabling Technologies and Challenges / A. Ghosh, J. Zhang, J. G. Andrews // *IEEE Communications Magazine*. – 2021. – Vol. 59, No. 7. – P. 34–41.

[51] Saad W. From 5G to 6G: Has the time come for a new generation? / W. Saad, M. Bennis, M. Chen // *IEEE Network*. – 2020. – Vol. 34, No. 5. – P. 134–142.

[52] Saad W., Bennis M., Chen M. A vision of 6G wireless systems: applications, trends, technologies, and open research problems / W. Saad, M. Bennis, M. Chen // *IEEE Network*. – 2020. – Vol. 34, No. 3. – P. 134–142.

[53] Lin X. Artificial Intelligence in 3GPP 5G-Advanced: A Survey / X. Lin // *IEEE Communications Standards Magazine*. – 2023. – Vol. 6, No. 3. – P. 77–83. DOI: 10.1109/MCOMSTD.2023.3282686.

[54] Chen W. 5G-Advanced Toward 6G: Past, Present, and Future / W. Chen, X. Lin, J. Lee, L. Liu // *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*. – 2023. – Vol. 41, No. 6. – P. 1592–1619. DOI: 10.1109/JSAC.2023.3269000.

[55] Zuo Y., Guo J., Gao N., Zhu Y., Jin S., Li X. A Survey of Blockchain and Artificial Intelligence for 6G Wireless Communications / Y. Zuo, J. Guo, N. Gao, Y. Zhu, S. Jin, X. Li // *IEEE Communications Standards Magazine*. – 2023. – Vol. 7, No. 2. – P. 32–38. DOI: 10.1109/COMST.2023.3315374.

[56] Lin X. The Bridge Toward 6G: 5G-Advanced Evolution in 3GPP Release 19 / X. Lin // IEEE Communications Standards Magazine. – 2025. – Vol. 9, No. 1. – P. 28–35. DOI: 10.1109/MCOMSTD.0001.2300063.

[57] Wang X. 6G Network Architecture Based on Digital Twin: Modeling, Evaluation, and Optimization / X. Wang, C. Liu, J. He, N. Shi, T. Zhang, X. Pan // IEEE Network. – 2024. – Vol. 38, No. 3. – P. 15–21.

[58] Li Z. Evolving Towards Artificial-Intelligence-Driven Sixth-Generation Mobile Networks: An End-to-End Framework, Key Technologies, and Opportunities / Z. Li, J. Wang, S. Zhao, Q. Wang, Y. Wang // Applied Sciences. – 2025. – Vol. 15, No. 6. – Art. 2920. DOI: 10.3390/app15062920.

[59] Dinis R. Signal Constellation Design and Performance Evaluation for Wireless Communication Systems / R. Dinis, P. Montezuma, F. Cercas, N. Souto // IEEE Access. – 2021. – Vol. 9. – P. 115321–115336. DOI: 10.1109/ACCESS.2021.3105052.

[60] Albreem M. A. Performance Analysis and Visualization of MIMO Systems under Different Fading and Noise Conditions / M. A. Albreem, A. H. Alsharif // IEEE Access. – 2022. – Vol. 10. – P. 22145–22160. DOI: 10.1109/ACCESS.2022.3152347.

[61] Hart B. D. Innovations-based MAP detection for time-varying frequency-selective channels / B. D. Hart, S. Pasupathy // IEEE Transactions on Information Theory. – 1991. – Vol. 37, No. 3. – P. 781–794. DOI: 10.1109/18.133231.

[62] White L. B. A mixed MAP/MLSE receiver for convolutional coded signals transmitted over a fading channel / L. B. White, R. J. Elliott // IEEE Transactions on Signal Processing. – 2002. – Vol. 50, No. 5. – P. 1205–1214. DOI: 10.1109/78.995087.

[63] Shannon C. E. Communication in the Presence of Noise / C. E. Shannon // Proceedings of the IRE. – 1949. – Vol. 37, No. 1. – P. 10–21. DOI: 10.1109/JRPROC.1949.232969.

[64] Proakis J. G. Digital Communications / J. G. Proakis, M. Salehi // McGraw-Hill. – 2007. – 5th Edition. ISBN: 978-0072957167.

[65] Helstrom C. W. Statistical Theory of Signal Detection / C. W. Helstrom // Pergamon Press. – 1968. ISBN: 978-0080161866.

[66] MacKay D. J. C., Neal R. M. Good Codes Based on Very Sparse Matrices / D. J. C. MacKay, R. M. Neal // Lecture Notes in Computer Science. – 1995. – Vol. 1025. – P. 100–111. https://doi.org/10.1007/3-540-60693-9_13

[67] MacKay D. J. C., Neal R. M. Near Shannon Limit Performance of Low-Density Parity-Check Codes / D. J. C. MacKay, R. M. Neal // Electronics Letters. – 1996. – Vol. 32, No. 18. – P. 1645–1646.

[68] Richardson T. J. The Capacity of Low-Density Parity-Check Codes under Message-Passing Decoding / T. J. Richardson, R. L. Urbanke // IEEE Transactions on Information Theory. – 2001. – Vol. 47, No. 2. – P. 599–618. DOI: 10.1109/18.910577.

[69] Falcão G., Silva V., Sousa L., Marinho J. LDPC Decoders for the WiMAX (IEEE 802.16e) Based on Multicore Architectures / G. Falcão, V. Silva, L. Sousa, J. Marinho // WiMAX New Developments. – InTech, 2009. – P. 247–274. DOI: 10.5772/8265.

[70] Brack T., Alles M., Kienle F., Wehn N. A Synthesizable IP Core for WiMAX 802.16e LDPC Code Decoding / T. Brack, M. Alles, F. Kienle, N. Wehn // Proceedings of the IEEE 17th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC). – 2006. – P. 1–5. DOI: 10.1109/PIMRC.2006.254126.

[71] Dinesh Kumar D., Shantha Selvakumari R. Performance Analysis of Min-Sum Based LDPC Decoder Architecture for 5G New Radio Standards / D. Dinesh Kumar, R. Shantha Selvakumari // Materials Today: Proceedings. – 2022. – Vol. 62. – P. 4965–4972.

[72] Liang Y., Lam C. T., Ng B. K. A Low-Complexity Neural Normalized Min-Sum LDPC Decoding Algorithm Using Tensor-Train Decomposition / Y. Liang, C. T. Lam, B. K. Ng // IEEE Communications Letters. – 2022. – Vol. 26, No. 12. – P. 2914–2918.

[73] Griebel O., Hammoud B., Wehn N. Adaptive Sliding Window Decoding of Spatially Coupled Low-Density Parity-Check Codes: Algorithms and Energy Efficient Implementations / O. Griebel, B. Hammoud, N. Wehn // IEEE Access. – 2024. – Vol. 12. – P. 191140–191161.

[74] du Toit J., du Preez J., Wolhuter R. Low-Density Parity-Check Codes: Tracking Non-Stationary Channel Noise Using Sequential Variational Bayesian Estimates / J. du Toit, J. du Preez, R. Wolhuter // Telecommunication Systems. – 2024. – Vol. 85. – P. 247–262.

[75] An X., Zhang C., Peng K. Adaptive LDPC Decoder with Performance Prediction Based on Average Mutual Information / X. An, C. Zhang, K. Peng // Proceedings of the IEEE International Symposium on Broadband Multimedia Systems and Broadcasting (BMSB). – 2024. – P. 1–6.

[76] Zhu K., Yang H. Two-Phase Globally Coupled Low-Density Parity Check Decoding Aided with Early Termination and Forced Convergence / K. Zhu, H. Yang // Sensors. – 2024. – Vol. 24, No. 21. – Article 6893.

[77] Chandra K., Eeshwitha T., Reena V. VLSI Implementation of Turbo Encoder and Decoder Using Maximum A-Posteriori Approach / K. Chandra, T. Eeshwitha, V. Reena // Turkish Journal of Computer and Mathematics Education. – 2023. – Vol. 14, No. 2. – P. 464–471.

[78] Cuc A. M., Morgoş F. L., Grava C. Performance Analysis of Turbo Codes, LDPC Codes, and Polar Codes over an AWGN Channel in the Presence of Inter Symbol Interference / A. M. Cuc, F. L. Morgoş, C. Grava // Sensors. – 2023. – Vol. 23, No. 4. – Article 1942.

[79] Battaglioni M., Baldi M., Chiaraluce F., Cancellieri G. Rate-Compatible LDPC Codes Based on Primitive Polynomials and Golomb Rulers / M. Battaglioni, M. Baldi, F. Chiaraluce, G. Cancellieri // IEEE Transactions on Communications. – 2024. – Vol. 72, No. 12. – P. 7361–7373.

[80] Cummins A. D., Mitchell D. G. M., Perrins E. Rate-Compatible, Bandwidth-Efficient, Low-Density Parity-Check (LDPC) Codes for Aeronautical Telemetry / A. D. Cummins, D. G. M. Mitchell, E. Perrins // Entropy. – 2024. – Vol. 26, No. 12. – Article 1045.

[81] Zhang X., Xuan Y., Gong Z., Zhang X., Li J., Luo M., Jia B., Luo D., Huang T., Li X. Experimental Demonstration of Flexible Information Rate PON Beyond 100 Gb/s with Rate-Compatible LDPC Codes / X. Zhang, Y. Xuan, Z. Gong, X. Zhang, J.

Li, M. Luo, B. Jia, D. Luo, T. Huang, X. Li // Optics Express. – 2024. – Vol. 32, No. 9. – P. 15444–15459.

[82] Fu Y., Wang C.-X., Mao X., Huang J., Zhao Z., McLaughlin S. Spectrum-Energy-Economy Efficiency Analysis of B5G Wireless Communication Systems with Separated Indoor/Outdoor Scenarios / Y. Fu, C.-X. Wang, X. Mao, J. Huang, Z. Zhao, S. McLaughlin // IEEE Transactions on Wireless Communications. – 2023. – Vol. 22, No. 12. – P. 9718–9731.

[83] Girmay M., Maglogiannis V., Naudts D., De Waele T., De Poorter E., Shahid A., Poor H. V., Moerman I. Enabling Uncoordinated Dynamic Spectrum Sharing between LTE and NR Networks / M. Girmay, V. Maglogiannis, D. Naudts, T. De Waele, E. De Poorter, A. Shahid, H. V. Poor, I. Moerman // IEEE Transactions on Wireless Communications. – 2024. – Vol. 23, No. 6. – P. 5953–5968.

[84] Pourjabar S. A High-Throughput Multi-Mode LDPC Decoder for 5G NR / S. Pourjabar, G. S. Choi // IEEE Access. – 2022. – Vol. 10. – P. 28794–28807. DOI: 10.1109/ACCESS.2022.3158115.

[85] Kim J. The Design of Efficiently-Encodable Rate-Compatible LDPC Codes / J. Kim, A. Ramamoorthy, S. W. McLaughlin // IEEE Transactions on Communications. – 2009. – Vol. 57, No. 7. – P. 1945–1954. DOI: 10.1109/TCOMM.2009.07.070067.

[86] Devadoss D. K. Fully Parallel Low-Density Parity-Check Code-Based Polar Decoder Architecture for 5G Wireless Communications / D. K. Devadoss, S. S. Ramapackiam // ETRI Journal. – 2024. – Vol. 46, No. 3. – P. 485–500. DOI: 10.4218/etrij.2023-0002.

[87] Tal I., Pfister H. D., Fazeli A., Vardy A. Polar Codes for the Deletion Channel: Weak and Strong Polarization / I. Tal, H. D. Pfister, A. Fazeli, A. Vardy // IEEE Transactions on Information Theory. – 2022. – Vol. 68, No. 4. – P. 2239–2265.

[88] Wang Q., Che J., Li H., Luo Z., Zhang Y., Zhao Y. Tanner (3, 23)-Regular QC-LDPC Codes: Cycle Structure and Girth Distribution / Q. Wang, J. Che, H. Li, Z. Luo, Y. Zhang, Y. Zhao // IEEE Access. – 2024. – Vol. 12. – P. 11565–11579.

[89] Jang B., Jang H., Kim S., Park I. C. Area-Efficient QC-LDPC Decoding Architecture With Thermometer Code-Based Sorting and Relative Quasi-Cyclic Shifting / B. Jang, H. Jang, S. Kim, I. C. Park // IEEE Transactions on Circuits and Systems I: Regular Papers. – 2024. – Vol. 71, No. 6. – P. 2897–2910.

[90] Wang J., Zhang J., Zhou Q., Zhang L. Full-Length Row-Multiplier QC-LDPC Codes With Girth Eight and Short Circulant Sizes / J. Wang, J. Zhang, Q. Zhou, L. Zhang // IEEE Access. – 2023. – Vol. 11. – P. 22250–22265.

[91] Bae J. H., Abotabl A., Lin H.-P., Song K.-B., Lee J. An overview of channel coding for 5G NR cellular communications / J. H. Bae, A. Abotabl, H.-P. Lin, K.-B. Song, J. Lee. – 2020.

[92] Ren Y., Harb H., Shen Y., Balatsoukas-Stimming A., Burg A. A Generalized Adjusted Min-Sum Decoder for 5G LDPC Codes: Algorithm and Implementation / Y. Ren, H. Harb, Y. Shen, A. Balatsoukas-Stimming, A. Burg // IEEE Transactions on Circuits and Systems I: Regular Papers. – 2024. – Vol. 71, No. 6. – P. 2911–2924.

[93] Zhou Y., Wang Z. Reordered Static Layered Schedule for 5G Low-Density Parity-Check Codes / Y. Zhou, Z. Wang // Electronics Letters. – 2024. – Vol. 60. – Article e13169.

[94] Khalil A., Haq M. U., Ahmed I., Irfan M. A., Rafaqat M. B., Iqbal A. LDPC Codes for 5G: An Empirical Analysis for Wireless Communication System Advances / A. Khalil, M. U. Haq, I. Ahmed, M. A. Irfan, M. B. Rafaqat, A. Iqbal // Transport and Communications. – 2024. – Vol. 12, No. 1. – P. 20–26.

[95] Prado T. L., Santos-Silva R. J., Spezzatto G. S., Milani L. C., da Cruz F. E. L., Lopes S. R. Using Recurrence Microstates to Improve Learning of Multi-Layer Perceptrons / T. L. Prado, R. J. Santos-Silva, G. S. Spezzatto, L. C. Milani, F. E. L. da Cruz, S. R. Lopes // The European Physical Journal Special Topics. – 2026.

[96] Yilmaz A., Poli R. Successfully and Efficiently Training Deep Multi-Layer Perceptrons with Logistic Activation Function Simply Requires Initializing the Weights with an Appropriate Negative Mean / A. Yilmaz, R. Poli // Neural Networks. – 2022. – Vol. 153. – P. 87–103.

[97] Chandra K., Eeshwitha T., Reena V. VLSI Implementation of Turbo Encoder and Decoder Using Maximum A-Posteriori Approach / K. Chandra, T. Eeshwitha, V. Reena // Turkish Journal of Computer and Mathematics Education. – 2023. – Vol. 14, No. 2. – P. 464–471.

[98] Bahl L. R., Cocke J., Jelinek F., Raviv J. Optimal Decoding of Linear Codes for Minimizing Symbol Error Rate (Corresp.) / L. R. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek, J. Raviv // IEEE Transactions on Information Theory. – 1974. – Vol. 20, No. 2. – P. 284–287.

[99] Shibuya R., Kaji Y. An Efficient MAP Decoding Algorithm which Uses the BCJR and the Recursive Techniques / R. Shibuya, Y. Kaji // IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences. – 2001. – Vol. E84-A, No. 10. – P. 2389–2396.

[100] Robertson P., Hoeher P., Villebrun E. Optimal and Sub-Optimal Maximum A Posteriori Algorithms Suitable for Turbo Decoding / P. Robertson, P. Hoeher, E. Villebrun // European Transactions on Telecommunications. – 1997. – Vol. 8, No. 2. – P. 119–125.

[101] Rovini M., Gentile G., Fanucci L. Fixed-Point MAP Decoding of Channel Codes / M. Rovini, G. Gentile, L. Fanucci // EURASIP Journal on Advances in Signal Processing. – 2011. – Vol. 2011. – Article 184635.

[102] Vogt J., Finger A. Improving the Max-Log-MAP Turbo Decoder / J. Vogt, A. Finger // Electronics Letters. – 2000. – Vol. 36, No. 23. – P. 1937–1939.

[103] Yang L., Ye T., Wu B., Zhang R. LTE Turbo Decoder Design / L. Yang, T. Ye, B. Wu, R. Zhang // Journal of Semiconductors. – 2015. – Vol. 36, No. 7. – Article 075003.

[104] Maunder R. G. A Fully-Parallel Turbo Decoding Algorithm / R. G. Maunder // IEEE Transactions on Communications. – 2015. – Vol. 63, No. 8. – P. 2762–2775.

[105] Lin C.-H., Hsieh T.-J. Unified Encoder Embedded Trellis Router Designs for Decoding Convolutional and Turbo Codes / C.-H. Lin, T.-J. Hsieh // IEICE Electronics Express. – 2017. – Vol. 14. – Article 20170028.

- [106] Bensimon M., Boxerman O., Ben-Shimol Y., Manor E., Greenberg S. A Novel Reconfigurable Vector-Processed Interleaving Algorithm for a DVB-RCS2 Turbo Encoder / M. Bensimon, O. Boxerman, Y. Ben-Shimol, E. Manor, S. Greenberg // *Electronics*. – 2025. – Vol. 14, No. 13. – Article 2600.
- [107] Gallager R. G. Low-Density Parity-Check Codes / R. G. Gallager // *IRE Transactions on Information Theory*. – 1962. – Vol. 8, No. 1. – P. 21–28.
- [108] Fossorier M. P. C. Improved Bit-Flipping Decoding of Low-Density Parity-Check Codes / M. P. C. Fossorier // *IEEE Transactions on Information Theory*. – 2005. – Vol. 51, No. 4. – P. 1594–1606.
- [109] Kschischang F. R., Frey B. J., Loeliger H.-A. Factor Graphs and the Sum-Product Algorithm / F. R. Kschischang, B. J. Frey, H.-A. Loeliger // *IEEE Transactions on Information Theory*. – 2001. – Vol. 47, No. 2. – P. 498–519.
- [110] Chen J., Dholakia A., Eleftheriou E., Fossorier M. P. C., Hu X.-Y. Reduced-Complexity Decoding of LDPC Codes / J. Chen, A. Dholakia, E. Eleftheriou, M. P. C. Fossorier, X.-Y. Hu // *IEEE Transactions on Communications*. – 2005. – Vol. 53, No. 8. – P. 1288–1299.
- [111] Wang Q. Normalized Min-Sum Neural Network for LDPC Decoding / Q. Wang, Q. Liu, S. Wang, et al. // *IEEE Transactions on Cognitive Communications and Networking*. – 2023. – Vol. 9, No. 1. – P. 70–81. DOI: 10.1109/TCCN.2022.3212438.
- [112] Ferrari M. Safe Early Stopping for Layered LDPC Decoding / M. Ferrari, S. Bellini, A. Tomasoni // *IEEE Communications Letters*. – 2015. – Vol. 19, No. 2. – P. 315–318. DOI: 10.1109/LCOMM.2014.2374575.
- [113] Miao Z. An Improved Min-Sum Algorithm for LDPC Decoding in 5G NR / Z. Miao, Y. Sun, X. Zhang, J. Wang // *IEEE Access*. – 2022. – Vol. 10. – P. 112345–112356. DOI: 10.1109/ACCESS.2022.3221234.
- [114] Lu T., He X., Kang P., Xing J., Tang X. Parity-Check Matrix Partitioning for Efficient Layered Decoding of QC-LDPC Codes / T. Lu, X. He, P. Kang, J. Xing, X. Tang // *IEEE Transactions on Communications*. – 2023. – Vol. 71, No. 4. – P. 2051–2065. DOI: 10.1109/TCOMM.2023.3238914.

- [115] Montgomery D. C. Design and Analysis of Experiments / D. C. Montgomery. – 10th ed. – Hoboken, NJ: John Wiley & Sons, 2019. – 752 p.
- [116] Kleijnen J. P. C. Design and Analysis of Simulation Experiments / J. P. C. Kleijnen. – 2nd ed. – New York: Springer, 2015. – 635 p.
- [117] Law A. M. Simulation Modeling and Analysis / A. M. Law. – 5th ed. – New York: McGraw-Hill Education, 2015. – 800 p.
- [118] Zhang X., Chen S., Hanzo L. On the Discrete-Input Continuous-Output Memoryless Channel Capacity of Layered ACO-OFDM / X. Zhang, S. Chen, L. Hanzo // Journal of Lightwave Technology. – 2020. – Vol. 38, No. 18. – P. 4955–4968.
- [119] Nguyen T., Nguyen T. Single-bit Quantization Capacity of Binary-input Continuous-output Channels / T. Nguyen, T. Nguyen // IEEE Communications Letters. – 2020. – Vol. 24, No. 10. – P. 2230–2234.
- [120] Nguyen T., Nguyen T. Optimal Quantizer Structure for Binary Discrete Input Continuous Output Channels under an Arbitrary Quantized-output Constraint / T. Nguyen, T. Nguyen // IEEE Transactions on Information Theory. – 2020. – Vol. 66, No. 11. – P. 6852–6867.
- [121] Kaplan A., Can M., Altunbas I., Kurt G. K., Kucukyavuz D. Comparative Performance Evaluation of LDPC Coded OFDM-IM Under Jamming Attack / A. Kaplan, M. Can, I. Altunbas, G. K. Kurt, D. Kucukyavuz // IEEE Transactions on Vehicular Technology. – 2023. – Vol. 72, No. 5. – P. 6209–6224.
- [122] Páleník T., Szitkey V., Rakús M. OFDM Receiver Design with Detection of Jamming or Interference in LDPC-Coded Transmission / T. Páleník, V. Szitkey, M. Rakús // Journal of Electrical Engineering. – 2025. – Vol. 76, No. 6. – P. 524–532.
- [123] Coder J., Ma Y. On the Susceptibility of Coded OFDM to Interference: A Simulation Study / J. Coder, Y. Ma // Proceedings of the 2018 National Radio Science Meeting. – 2018. – P. 1–6.

Додаток А

Документи, що підтверджують практичне використання результатів дисертаційної роботи

НІКС

ТОВАРИСТВО З ОБМЕЖЕНОЮ ВІДПОВІДАЛЬНІСТЮ

NICS

Ліцензія Адміністрації Держспецзв'язку
(наказ Адміністрації Держспецзв'язку № 67 від 27.01.2017).
Код ЄДРПОУ 25196435, ПІН № 251964326106

02002, Київ, вул. С. Сверстюка, 19, офіс 409
тел./факс: 541-15-49

<http://www.nics.com.ua>
E-mail: office@nics.com.ua

ЗАТВЕРДЖУЮ

Т.в.о. директора ТОВ «НІКС»

Сергій МАКАРОВ

«10» липня 2026

**АКТ**

про реалізацію результатів дисертаційної роботи «Інформаційна технологія підвищення достовірності передачі інформації на основі каскадних конструкцій коригувальних кодів» здобувача наукового ступеня доктора філософії Зайцевої Лілії Ігорівни, представленої на здобуття наукового ступеня доктора філософії

При створенні захищеної мережі передачі даних були використані наступні наукові результати дисертаційної роботи Зайцевої Лілії Ігорівни:

Метод вибору множин кодових конструкцій для дискретно-неперервного каналу із ймовірнісними кодами.

Ефект від впровадження розробленого методу полягає у виборі кодових конструкцій, погоджених з характеристиками кодів та навмисних завад. Застосування отриманих кодових конструкцій дало енергетичний вииграш до 5,4 дБ у порівнянні з використанням інших кодів при однаковій пропускній здатності при впливі різних видів навмисних завад. Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в тому, що запропонований метод базується на нових аналітичних співвідношеннях для розрахунку пропускної спроможності дискретно-неперервного каналу зв'язку із ймовірнісними кодами, що засновані на декодуванні за максимумом апостеріорної ймовірності, з урахуванням впливу шуму та навмисних завад.

Начальник відділу ПКЗІ ТОВ «НІКС»

Володимир ПУЧКОВ



Україна
ТОВАРИСТВО З ОБМЕЖЕНОЮ
ВІДПОВІДАЛЬНІСТЮ
«ІНФОРМАЦІЙНІ СИСТЕМИ ЗАХИСТУ»

03151, м.Київ, Солом'янський район, Повітрофлотський проспект, будинок 90,
тел. (050) 355-55-68, пошта: a_rudenok@ukr.net, www.isz.kyiv.ua

№ 33 від 06.07.2026 р.

ЗАТВЕРДЖУЮ

Директор товариства з обмеженою
відповідальністю
«Інформаційні системи захисту»

« 06 » липня 2026 р.

О.А. Руденко



АКТ

про реалізацію результатів дисертаційної роботи
здобувача наукового ступеня доктора філософії Зайцевої Лілії Ігорівни,
представленої на здобуття наукового ступеня доктора філософії

Товариство з обмеженою відповідальністю «Інформаційні системи захисту» виконує роботи по створенню комплексів технічного захисту інформації, оцінюванню захищеності інформації та виявленню закладних пристроїв згідно ліцензії Адміністрації Державної служби спеціального зв'язку та захисту інформації України (наказ про видачу ліцензії Адміністрації Державної служби спеціального зв'язку та захисту інформації України № 161 від 29.04.2022 року, № 441 від 17.08.2022 року).

При створенні засобів передачі даних із коригувальними кодами реалізовано наступні наукові результати дисертаційної роботи Зайцевої Лілії Ігорівни «Інформаційна технологія підвищення достовірності передачі інформації на основі каскадних конструкцій коригувальних кодів»:

1. Метод корекції параметрів логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодерів турбо кода з використанням нейронних мереж.

Впровадження методу дозволить підвищити коригуючу здатність кодових конструкцій паралельного та послідовного турбо коду, і як наслідок, достовірності передачі інформації в умовах впливу завад різного походження, при цьому енергетичний виграш кодування становить 0,1-0,3 дБ в порівнянні із методами, які використовують класичні алгоритми BCJR.

Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає у врахуванні принципу структурних особливостей

конкатенацій турбо кодів, використання параметра невизначеності декодуванням та нейронних мереж для розрахунку вихідних логарифмічних відношень функцій правдоподібності.

2. Метод структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі.

Використання методу структурної адаптації турбо кодів та LDPC-кодів за рахунок використання графової нейронної мережі дозволяє отримати енергетичний виграш кодування, при використанні паралельного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду виграш кодування становить 0,6-0,85 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів, у випадку послідовного з'єднання РСЗК в структурі турбо коду – 0,3-0,4 дБ порівняно з випадком застосування LDPC-кодів для різної кількості біт в блоці.

Це забезпечується динамічною зміною конфігурації паралельної та послідовної конкатенації турбо- та LDPC-кодів залежно від результатів декодування, що дозволяє ефективніше використовувати надлишковість коду та зменшити ймовірність виникнення невіправлених помилок.

На відміну від традиційних підходів, де параметри кодера та декодера задаються заздалегідь і залишаються незмінними протягом процесу передачі, запропонований метод передбачає адаптивну зміну структури паралельної та послідовної конкатенації турбо кодів і LDPC-кодів.

Головний фахівець із захисту інформації
товариства з обмеженою відповідальністю
«Інформаційні системи захисту»

« 06 » липня 2026 р.



Є.О. Ребенко