

НАЦІОНАЛЬНА АКАДЕМІЯ НАУК УКРАЇНИ
ІНСТИТУТ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ І ГЛОБАЛЬНОГО ІНФОРМАЦІЙНОГО
ПРОСТОРУ

Кваліфікаційна наукова
праця на правах рукопису

КУРБЕТ ПАВЛО МИКОЛАЙОВИЧ

УДК 004.415.3: 004.7(043)

ДИСЕРТАЦІЯ

**МЕТОДИ ПАРАМЕТРИЧНОЇ АДАПТАЦІЇ ТУРБО КОДІВ В
БЕЗПРОВОДОВИХ ЗАСОБАХ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ**

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

П.М. Курбет

Науковий керівник:
Зайцев Сергій Васильович,
доктор технічних наук, професор

Київ – 2025

АНОТАЦІЯ

Курбет П.М. Методи параметричної адаптації турбо кодів в безпроводових засобах передачі даних. – 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, 2025.

Дисертація присвячена дослідженню актуальних проблем безпроводових засобів передачі даних, їх підвищення ефективності, забезпечення достовірності інформації в умовах апіорної невизначеності за рахунок розробки методів параметричної адаптації турбо кодів.

На сьогоднішній день в світі впроваджуються системи безпроводового доступу за технологією 5G. При цьому, комерціалізація 5G починається приблизно з 2020 року. Передбачається, що 6G буде забезпечувати кращі комунікації для людей і речей (технологія IoT), та буде охоплювати тенденцію розумного суспільства.

У роботі К.Шеннона 1948 року показано, що передача даних з малою кількістю помилок по безпроводовому каналу можлива, якщо використовується довгий випадковий завадостійкий (канальний) код. З тих пір були докладені величезні зусилля до пошуку нових методів передачі з метою наближення до пропускної здатності каналу.

В сучасних безпроводових системах передачі даних для забезпечення достовірності інформації застосовуються технології адаптивного кодування, OFDM, MIMO. В якості завадостійких кодів найбільш розповсюджені на даний час турбо коди, коди з низькою щільністю перевірки парності (LDPC-коди) та полярні коди.

Для підвищення достовірності передачі інформації передбачено застосовувати методи адаптації кодових конструкцій. Сучасні методи адаптації розглядають зміну одного параметру – швидкості кодування. При цьому не

врахована зміна параметрів компонентних кодів, алгоритмів декодування, ітерацій декодування. Тому необхідно розглянути адаптацію цих параметрів.

Тому у дисертації вирішується актуальна науково-прикладна задача, що має важливу наукову, практичну й технічну спрямованість при побудові сучасних безпроводових засобів передачі даних – підтримання на заданому рівні достовірності інформації за рахунок розробки методів параметричної адаптації кодових конструкцій.

Для поставленої мети слід розв'язати наступні задачі:

1) Дослідити сучасні способи зменшення помилок в сучасних безпроводових системах передачі даних.

2) Розробити метод адаптації компонентних кодів турбо кодів шляхом обходу вузлів просторової решітки, що дозволить підвищити ефективності функціонування безпроводових систем передачі інформації.

3) Розробити метод параметричної адаптації перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду турбо коду.

4) Розробити метод підготовки початкових поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів з використанням генетичного алгоритму.

В першому розділі дисертації проведено дослідження сучасних систем передачі інформації, основних зовнішніх впливів, які впливають на збільшення помилок в засобах телекомунікацій, існуючих методів зменшення помилок в сучасних безпроводових системах передачі даних, яке показало, що перспективним напрямком вирішення задачі забезпечення достовірності інформації за умов впливу потужних завад є застосування параметричної адаптації кодових конструкцій.

В другому розділі дисертації на основі дослідження методів кодування та декодування турбо кодів вперше розроблено метод адаптації компонентних кодів турбо кодів зміни станів вузлів просторової решітки, що дозволяє підвищити надійність передачі інформації внаслідок зміни параметрів

компонентних кодів турбо кодів шляхом обходу зміни стану вузлів решітки та впровадження функції цілі.

На відміну від існуючих методів та алгоритмів, цей метод передбачає сумісне використання при адаптації поліномів рекурсивних систематичних згорткових кодів та швидкостей кодування, в залежності від значень цільової функції, що призводить до зменшення помилок при передачі інформації в умовах впливу заваді, при цьому зменшується кількість помилок на 10-17% в залежності від відношення сигнал-шум в каналі.

В третьому розділі дисертаційного дослідження проведено аналіз методів адаптації для вибору перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду, і за результатами аналізу вперше запропоновано метод параметричної адаптації перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду турбо коду.

Сутність методу полягає в підвищенні ефективності функціонування безпроводових систем передачі інформації за рахунок адаптації прямих та зворотніх поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду турбо коду шляхом рішення оптимізаційної задачі.

Новизна методу полягає в зміні адаптації поліномів прямих та зворотніх зв'язків компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду турбо коду, що впливає на кодове обмеження, діаграму станів кодера та декодера турбо коду та на коригуючу здатність турбо коду, яку можна адаптувати.

Використання методу дозволяє зменшити кількість помилок на 8-13 % в залежності від відношення сигнал-шум в каналі, тим самим підвищити ефективність функціонування безпроводових систем передачі інформації.

В четвертому розділі дисертації проведено обґрунтування та вибір алгоритму пошуку перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду. За результатами аналізу вперше запропоновано метод підготовки початкових поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів з використанням генетичного алгоритму.

Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в застосуванні при підготовці початкових поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів генетичного алгоритму та показника кількості змін знаку апіорно-апостеріорної інформації декодера турбо коду, який характеризує якість декодування.

Отримані результати оцінки ефективності запропонованого методу показали, що використовуючи початкові РСЗК, отримані за допомогою запропонованих поліномів, енергетичний виграш в завадозахищеності складає до 0,65 дБ для різних довжин кодового обмеження РСЗК і швидкостей кодування турбо коду при впливі завад у порівнянні із застосуванням поліномів при формуванні РСЗК, які запропоновані у відомих раніше роботах.

Практична цінність запропонованих рішень в тому, що застосування цих рішень дозволяє отримати нову інформаційну технологією адаптації параметрів компонентних кодів турбо кодів.

Впровадження запропонованих рішень може запропонувати:

- розробляти, встановлювати початкові змінні, змінювати параметри кодерів та декодерів в залежності від завадової обстановки та виготовляти безпроводові засоби передачі даних;
- оцінювати стан каналів передачі даних в складній завадовій обстановці;
- забезпечувати задані показники достовірності інформації за рахунок використання параметричної адаптації;
- спростити та зменшити вартість робіт при проектуванні і виготовленні адаптивних безпроводових засобів передачі даних.

Ключові слова: цілісність даних, бездротові системи телекомунікацій, турбо код, LDPC-код, полярний код, адаптація, алгоритм декодування, помилки, штучний інтелект, оптимізація.

ANNOTATION

Kurbet Pavel. Methods of parametric adaptation of turbo codes in wireless data transmission means. – Manuscript.

Dissertation research for degree of PhDs. by specialty 122 – Computer Science. Institute of Telecommunications and Global Information Space of the National Academy of Sciences of Ukraine, Kyiv, 2025.

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, 2025.

The dissertation is devoted to the study of current problems of wireless data transmission, their improvement in efficiency, ensuring the reliability of information in conditions of a priori uncertainty by developing methods for parametric adaptation of turbo codes.

Today, wireless access systems using 5G technology are being implemented in the world. At the same time, the commercialization of 5G begins around 2020. It is expected that 6G will provide better communications for people and things (IoT technology), and will embrace the trend of a smart society.

In 1948, C. Shannon showed that data transmission with low error rates over a wireless channel was possible if a long random interference-resistant (channel) code was used. Since then, enormous efforts have been made to find new transmission methods to approach the channel capacity.

In modern wireless data transmission systems, adaptive coding, OFDM, and MIMO technologies are used to ensure the reliability of information. The most common noise-resistant codes at present are turbo codes, codes with low density parity check (LDPC codes) and polar codes.

To increase the reliability of information transmission, it is planned to use methods of adapting code structures. Modern adaptation methods consider changing one parameter - the encoding speed. This does not take into account the change in the

parameters of component codes, decoding algorithms, decoding iterations. Therefore, it is necessary to consider adapting these parameters.

Therefore, the dissertation solves a relevant scientific and applied problem that has an important scientific, practical and technical focus in the construction of modern wireless data transmission means - maintaining information reliability at a given level by developing methods for parametric adaptation of code structures.

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

1) To investigate modern methods of reducing errors in modern wireless data transmission systems.

2) Develop a method for adapting component codes of turbo codes by bypassing spatial lattice nodes, which will increase the efficiency of wireless information transmission systems.

3) Develop a method for parametric adaptation of verification polynomials of a component recursive systematic convolutional code of a turbo code.

4) Develop a method for preparing initial polynomials for recursive systematic convolutional codes of turbo codes using a genetic algorithm.

The first section of the dissertation studies modern information transmission systems, the main external influences that affect the increase in errors in telecommunications, existing methods for reducing errors in modern wireless data transmission systems, which showed that a promising direction for solving the problem of ensuring the reliability of information under the influence of powerful interference is the use of parametric adaptation of code structures.

In the second section of the dissertation, based on the study of methods for encoding and decoding turbo codes, a method for adapting component codes of turbo codes to changes in the states of spatial lattice nodes was first developed, which allows increasing the reliability of information transmission due to changes in the parameters of component codes of turbo codes by bypassing changes in the states of lattice nodes and implementing the objective function.

Unlike existing methods and algorithms, this method involves the combined use of recursive systematic convolutional codes and coding rates in the adaptation of

polynomials, depending on the values of the objective function, which leads to a reduction in errors during information transmission under interference conditions, while the number of errors changes by 10-17% depending on the signal-to-noise ratio in the channel.

The third section of the dissertation research analyzes the methods adaptation for selecting the verification polynomials of the component recursive systematic convolutional code, and based on the analysis results, a method for parametric adaptation of the verification polynomials of the component recursive systematic convolutional code of the turbo code was first proposed.

The essence of the method is to increase the efficiency of wireless information transmission systems by adapting the forward and inverse polynomials of the component recursive systematic convolutional code of the turbo code by solving the optimization problem.

The novelty of the method lies in changing the adaptation of the forward and backward polynomials of the component recursive systematic convolutional code of the turbo code, which affects the code constraint, the state diagram of the turbo code encoder and decoder, and the adaptive corrective ability of the turbo code.

Using the method allows reduce the number of errors by 8-13% depending on the signal-to-noise ratio in the channel, thereby increasing the efficiency of wireless information transmission systems.

The fourth section of the dissertation provides a justification and the choice of an algorithm for searching for verification polynomials of a component recursive systematic convolutional code. Based on the results of the analysis, a method for preparing initial polynomials for recursive systematic convolutional codes of turbo codes using a genetic algorithm was first proposed.

The difference between the developed method and the existing ones, which determines its novelty, lies in the use of the genetic algorithm and the indicator of the number of sign changes of the a priori-a posteriori information of the turbo code decoder, which characterizes the quality of decoding, when preparing initial polynomials for recursive systematic convolutional codes.

The obtained results of evaluating the effectiveness of the proposed method showed that using the initial RSCCs obtained using the proposed polynomials, the energy gain in noise immunity is up to 0.65 dB for different RSCC code constraint lengths and turbo code encoding rates under the influence of noise compared to the use of polynomials in the formation of RSCCs, which are proposed in previously known works.

The practical value of the proposed solutions is that the application of these solutions allows you to obtain a new information technology for adapting parameters of component codes of turbo codes.

The implementation of the proposed solutions can offer:

- develop, set initial variables, change the parameters of encoders and decoders depending on the interference environment, and manufacture wireless data transmission devices;
- assess the state of data transmission channels in a complex interference environment;
- provide specified information reliability indicators through the use of parametric adaptation;
- to simplify and reduce the cost of work in the design and manufacture of adaptive wireless data transmission devices.

Keywords: data integrity, wireless telecommunications systems, turbo code, LDPC code, polar code, adaptation, decoding algorithm, errors, artificial intelligence, optimization.

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. 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>)
3. Kurbet P. The method of parametric adaptation of the check polynomials of the component recursive systematic convolution code turbo code / P. Kurbet, O. Rudenok // *Environmental Safety and Natural Resources*. – 2024. – № 2 (50). – P. 157-172. (<https://doi.org/10.32347/2411-4049.2024.2.157-172>)
4. Курбет П. Метод підготовки начальних поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів з використанням генетичного алгоритму / П. Курбет // *Кібербезпека: освіта, наука, техніка*. – 2024. – № 4 (24). – С. 266-281. (<https://doi.org/10.28925/2663-4023.2024.24.266281>)
5. Method For Optimizing Encoder And Decoder Operation Of A Turbo Code Through The Use Of Adaptive Selection Of The State Diagrams Size / Sokorynska Nataliia, Zaitsev Sergei, Posternak Yuriy, Kurbet Pavel, Gorlinsky Boris // *I International scientific-practical conference «SECURITY OF INFORMATION SYSTEMS RESOURCES»* (Chernihiv, April, 16-17, 2020). – 2020. – P. 19–25.
6. Сучасний стан та розвиток технологій п'ятого покоління 5G / В.М. Василенко, Н.В. Сокоринська, С.В. Зайцев, П.М. Курбет // Колективна монографія за матеріалами XXI Міжнародної науково-практичної конференції

«Інформаційно-комунікаційні технології та сталий розвиток. – Київ, 14–16 листопада 2022 р. – С. 117–119.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ	14
ВСТУП	15
РОЗДІЛ 1. АНАЛІЗ СУЧАСНИХ МЕТОДІВ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ЦІЛІСНОСТІ ДАНИХ БЕЗДРОТОВИХ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ.....	20
1.1. Дослідження сучасних бездротових телекомунікацій	20
1.2. Аналіз зовнішніх впливів на цілісність даних в безпроводових телекомунікаціях.....	34
1.3. Аналіз існуючих методів зменшення помилок в сучасних безпроводових системах передачі даних.....	43
1.4. Постановка науково-прикладної задачі і окремих задач дисертації ..	59
Висновки.....	60
РОЗДІЛ 2. МЕТОД АДАПТАЦІЇ РЕКУРСИВНИХ СИСТЕМАТИЧНИХ ЗГОРТОЧНИХ КОДІВ ТУРБО КОДІВ В СУЧАСНИХ БЕЗПРОВОДОВИХ СИСТЕМАХ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ	62
2.1. Дослідження методів кодування та декодування турбо кодів в сучасних безпроводових системах передачі даних	62
2.2. Метод адаптивного регулювання компонентних кодів в турбо кодів із зміною станів вузлів просторової решітки.	69
2.3. Оцінка ефективності методу адаптації рекурсивних систематичних згорточних кодів турбо кодів.	79
Висновки	83
РОЗДІЛ 3. МЕТОД ПАРАМЕТРИЧНОЇ АДАПТАЦІЇ ПЕРЕВІРОЧНИХ ПОЛІНОМІВ КОМПОНЕНТНОГО РЕКУРСИВНОГО СИСТЕМАТИЧНОГО ЗГОРТОЧНОГО КОДУ ТУРБО КОДУ.....	85
3.1. Дослідження методів адаптації для вибору перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорточного коду.....	85

3.2. Метод параметричної адаптації перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду турбокоду на основі розв'язання оптимізаційної задачі	97
3.3. Оцінка ефективності методу адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів	106
Висновки	109
4. МЕТОД ПІДГОТОВКИ НАЧАЛЬНИХ ПОЛІНОМІВ ДЛЯ РЕКУРСИВНИХ СИСТЕМАТИЧНИХ ЗГОРТОЧНИХ КОДІВ ТУРБО КОДІВ З ВИКОРИСТАННЯМ ГЕНЕТИЧНОГО АЛГОРИТМУ	110
4.1. Обґрунтування та вибір алгоритму пошуку перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду.....	110
4.2. Розробка методу підготовки початкових поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів за рахунок використання генетичного алгоритму	113
4.3. Оцінка ефективності методу адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів	128
Висновки	130
ВИСНОВКИ	131
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ	133
Додаток А. Документи, що підтверджують практичне використання результатів дисертаційної роботи	146

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ

AMPS – Advanced Mobile Phone System (розширена система мобільного зв'язку).

AMC – Adaptive Modulation and Coding (адаптивна модуляція та кодування).

NMT – Nordic Mobile Telephone (перший стандарт мобільного зв'язку 1G).

TDMA – множинний доступ з часовим поділом каналів.

FDMA – множинний доступ з частотним поділом.

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

TDD – дуплекс по часовому поділу.

FDD – дуплекс по частотному поділу.

NFV – Network Function Virtualization.

ВСТУП

Актуальність теми. На даний момент у світі час бездротові телекомунікації включають мобільні системи та бездротові системи доступу. Мобільні системи розвинулись від систем 1G до 5G. Активно ведеться розробка, дослідження та дослідні технології шостого покоління 6G. До найбільш поширених систем безпроводового доступу відносяться Wi-Fi, Wi-Max, Zig-Bee, інші [1-5].

На сьогоднішній день в світі впроваджуються системи безпроводового доступу за технологією 5G. При цьому, комерціалізація 5G починається приблизно з 2020 року. Передбачається, що 6G буде забезпечувати кращі комунікації для людей і речей (технологія IoT), та буде охоплювати тенденцію розумного суспільства.

У роботі К.Шеннона 1948 року показано, що передача даних з малою кількістю помилок по безпроводовому каналу можлива, якщо використовується довгий випадковий завадостійкий (канальний) код [6]. З тих пір були докладені величезні зусилля до пошуку нових методів передачі з метою наближення до пропускної здатності каналу.

Методи забезпечення цілісності даних в бездротових телекомунікаціях досліджуються вченими по всьому світу [7-36], серед найбільш відомих такі: 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 та ін.

В сучасних безпроводових системах передачі даних для забезпечення достовірності інформації застосовуються технології адаптивного кодування, OFDM, MIMO. В якості завадостійких кодів найбільш розповсюджені на даний час турбо коди, коди з низькою щільністю перевірки парності (LDPC-коди) та полярні коди.

Для покращення характеристик достовірності інформації використовуються схеми адаптації цих кодів. При цьому при адаптації у переважної більшості робіт змінюється тільки один параметр – швидкість

кодування, що не повною мірою підвищує ефективність схем корегуючого кодування. Слід передбачити для адаптації і інші параметри коригувальних кодів.

З огляду на вищевказане, дисертація розглядає актуальну науково-прикладна задача, яка направлена на розвиток сучасних бездротових телекомунікацій, а саме забезпечення цілісності та достовірності передачі інформації в сучасних бездротових системах за рахунок розробки методів параметричної адаптації кодових конструкцій.

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 покращення ефективності безпроводових засобів передачі даних в умовах впливу завад за рахунок розробки методів на основі параметричної адаптації кодових конструкцій.

Для цього необхідно вирішити такі задачі:

2) Проаналізувати існуючі методи зменшення помилок в сучасних безпроводових системах передачі даних.

2) Розробити метод зміни компонентних кодів турбо кодів шляхом зміни стану вузлів просторової решітки, що дозволить підвищити ефективності функціонування безпроводових систем передачі інформації.

3) Розробити метод параметричної адаптації перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду турбо коду.

4) Розробити метод підготовки початкових поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів з використанням генетичного алгоритму.

Об'єктом дослідження у дисертації є – процеси створення і передачі даних кодами у бездротових телекомунікаційних системах.

Предметом дослідження є – забезпечення цілісності та достовірності інформації у бездротових телекомунікаційних системах.

Методи дослідження. Для досягнення цілей були застосовані наступні методи: *при створенні методу адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів завдяки зміні станів просторової решітки – алгоритми теорії систем управління, завадостійкого кодування, систем адаптивного управління, імітаційного моделювання; для розробки методу параметричної адаптації перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду турбо коду – методи оптимізації, методи теорії управління, імітаційного моделювання, математичний апарат ймовірності, статистики, теорії корегуючого кодування, теорії передачі та обробки інформації; при створенні методу задання початкових поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів з використанням генетичного алгоритму – теорії імітаційного моделювання, теорії ймовірності, математичної статистики, виправляючого кодування, теорії передачі інформації.*

Наукова новизна основних результатів дисертації.

1. В роботі було вперше представлено метод зміни компонентних кодів турбо кодів з використанням проходження станів просторової решітки, що дозволить підвищення ефективності функціонування безпроводових систем передачі інформації та зменшити кількість помилок на 10-17% для заданих рівнів сигналів та завад. Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в комплексному застосуванні при адаптації поліномів рекурсивних систематичних згорткових кодів та швидкостей кодування, в залежності від значень функції якості Це зменшує помилки при прийомі інформації в зашумлених каналах передачі даних.

2. Вперше запропоновано метод параметричної адаптації перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду

турбо коду. Це підвищує цілісність даних, при цьому кількість помилок зменшується на 8-13 %. Даний метод, на відміну від інших запропонованих методів, при адаптації змінює поліноми прямих та зворотних зв'язків компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду турбо коду, що впливає на кодове обмеження, діаграму станів кодера та декодера турбо коду та на коригуючу здатність турбо коду, яку можна адаптувати.

3. В дисертаційній роботі вперше запроваджено метод швидкого формування первинних поліномів рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів з використанням генетичного алгоритму. Це дозволяє підвищити цілісність даних, а завадозахищеність покращується до 0,65 дБ для різних довжин кодового обмеження РСЗК і швидкостей кодування турбо коду при впливі завад у порівнянні із застосуванням поліномів при формуванні РСЗК, які запропоновані у відомих раніше роботах.

Використання на практиці основних положень дисертації дозволить:

- моделювати, встановлювати початкові параметри, змінювати параметри кодерів та декодерів в залежності від завадової обстановки та виготовляти безпроводові засоби передачі даних;
- оцінювати стан каналів передачі даних при впровадженні методів забезпечення достовірності інформації в безпроводових засобах передачі даних в складній завадовій обстановці;
- забезпечувати задані показники достовірності інформації за рахунок використання параметричної адаптації;
- спростити та зменшити вартість робіт при проектуванні і виготовленні адаптивних безпроводових засобів передачі даних.

Отримані результати досліджень впроваджені в роботах Товариства з обмеженою відповідальністю «Інформаційні системи захисту» при розробці створенні комплексних систем захисту інформації в інформаційно-комунікаційних системах, Товариства з обмеженою відповідальністю «НікС» при моделюванні та впровадженні захищеної системи зберігання та передачі даних, що підтверджено відповідними актами впровадження.

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] – алгоритм оцінки стану каналу передачі за результатами декодування турбо кодів; в [38] – ідея застосування параметричної адаптації кодеру турбокоду, алгоритм реалізації методу, основні аналітичні залежності; в [39] – формалізація зміни рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів, алгоритм методу, основні аналітичні залежності; в [41] – математична модель розрахунку дисперсії завад; в [42] – формування масивів апіорних та апостеріорних даних декодера турбо кода, імітаційне моделювання. Робота [40] виконувалась без співавторів.

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

Апробація результатів роботи. Основні наукові результати досліджень доповідалися на I International scientific-practical conference «SECURITY OF INFORMATION SYSTEMS RESOURCES» (Chernihiv, April, 16-17, 2020), XXI Міжнародній науково-практичній конференції «Інформаційно-комунікаційні технології та сталий розвиток (Київ, 14–16 листопада 2022 р.), MODS 2022. XVII International Scientific-Practical Conference (Chernihiv, November 14-16, 2022).

Публікації. Основні результати дисертаційної роботи опубліковані у 6 наукових роботах, у тому числі 3 статті у фахових виданнях України з технічних наук, 1 стаття у збірнику, що входить до наукометричної бази Scopus, 2 публікації у матеріалах міжнародних та всеукраїнських конференцій.

РОЗДІЛ 1. АНАЛІЗ СУЧАСНИХ МЕТОДІВ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ЦІЛІСНОСТІ ДАНИХ БЕЗДРотовИХ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ

1.1. Дослідження сучасних бездротових телекомунікацій

Рис. 1.1 ілюструє коротку хронологічну історію систем стільникового радіозв'язку від зародження 1G в 1970-х роках (тобто, перше покоління) до 5G 2020-х років (тобто, п'яте покоління).

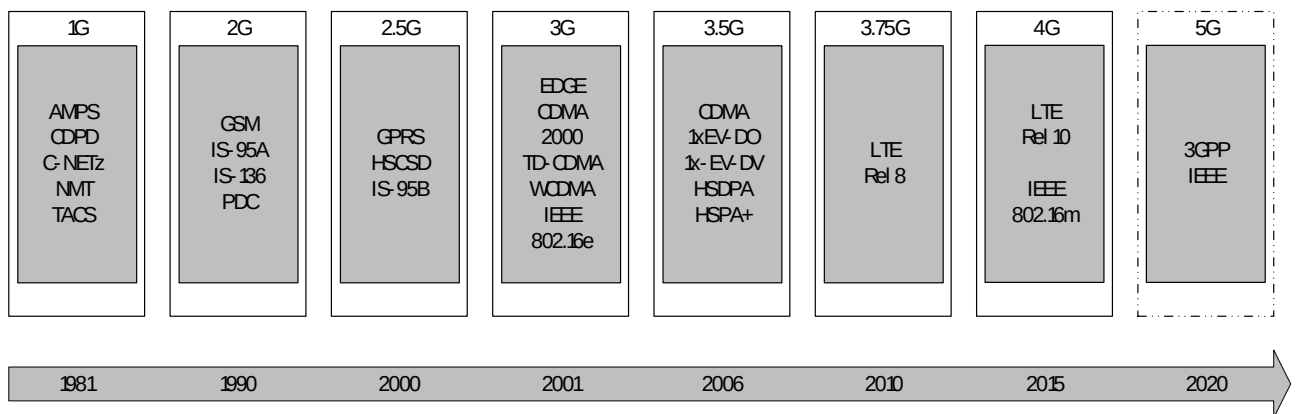


Рис. 1.1. Розвиток бездротових телекомунікацій

Початкові комерційні системи мобільного зв'язку на базі аналогових технологій почали з'являтися в 1950-1960-х роках, хоча на той час вони ще були слабо розвинені. У 1981 році відбулося впровадження перших стандартів мобільного зв'язку першого покоління (1G), зокрема Nordic Mobile Telephone (NMT) у країнах Скандинавії; C-Netz – у Німеччині, Португалії та Південній Африці; Total Access Communications System (TACS) – у Великій Британії; а також Advanced Mobile Phone System (AMPS) – у США. Стандарти 1G ґрунтувалися на аналоговій передачі сигналу, зазвичай із використанням частотної модуляції для радіосигналів і цифрових каналів керування.

У 1982 році Європейська конференція адміністрацій пошти і телекомунікацій (CEPT) ініціювала розробку єдиної цифрової мобільної системи другого покоління (2G) для країн Європи. Цей крок поклав початок

створенню глобального стандарту GSM (Global System for Mobile Communications), який з 1991 року почав активно впроваджуватись у багатьох країнах світу.

Поява 2G ознаменувалася переходом до цифрових методів передачі й комутації, що дозволило значно підвищити якість голосових дзвінків, збільшити пропускну здатність мереж і розширити спектр послуг. Зокрема, цифрові технології дали змогу реалізувати нові сервіси, зокрема SMS – службу коротких текстових повідомлень із можливістю зберігання та пересилання інформації.

Основною метою GSM (тобто 2G) було створення спільної цифрової голосової телефонної мережі, яка дозволяла міжнародний роумінг по всій Європі. GSM базується на гібридному методі множинного доступу з часовим поділом (TDMA)/множинного доступу з частотним поділом (FDMA), на відміну від систем 1G, що базувалися тільки на FDMA [43-46].

Паралельно з GSM, інші цифрові системи 2G розроблялися по всьому світу і конкурували одна з одною. Основні стандарти 2G включають:

1. TIA/EIA-136, також відомий як північноамериканський TDMA (NA-TDMA) стандарт.
2. TIA/EIA IS-95A, також відомий як CDMAOne.
3. Personal Digital Cellular (PDC), який використовувався виключно в Японії.

Еволюція 2G, відома як 2.5G, впровадила пакетно-комутовані послуги передачі даних на додаток до голосових і комутованих послуг передачі даних. Основні стандарти 2.5G, такі як General Packet Radio Service (GPRS) і TIA/EIA-951, були розширеннями стандартів GSM і TIA/EIA IS-95A, відповідно. Незабаром, після цього GSM було подальше розвинено в Enhanced Data Rates for Global Evolution (EDGE) та його компонент для пакетної передачі даних Enhanced General Packet Radio Service (EGPRS), головним чином завдяки додаванню схем модуляції та кодування вищого порядку. GSM/EDGE

продовжувало розвиватися, і останній реліз стандарту 3GPP підтримує ширші смуги пропускання та агрегацію несучих частот для радіо інтерфейсу.

Невдовзі після того, як 2G стало функціональним, представники промисловості вже готували та обговорювали стандарти наступного покоління безпроводового зв'язку. Паралельно Міжнародний союз електрозв'язку (ITU-R) розробив вимоги до систем, які б відповідали класифікації International Mobile Telecommunications 2000 (IMT-2000). У січні 1998 року CDMA у двох варіантах – Wideband Code Division Multiple Access (WCDMA) і Time Division CDMA (TD-CDMA) – був прийнятий Європейським інститутом телекомунікаційних стандартів (ETSI) як Universal Mobile Telecommunication System (UMTS) [46,47]. UMTS була основною системою мобільного зв'язку 3G і однією з перших стільникових систем, які відповідали вимогам IMT-2000. Шість радіоінтерфейсів були кваліфіковані для відповідності вимогам IMT-2000, включаючи три технології на основі CDMA, версію GSM/EDGE, відому як UWC-136, та дві технології на основі OFDMA [48]. У рамках 3rd Generation Partnership Project (3GPP) були розроблені нові специфікації, відомі разом як 3G Evolution і 3.5G. Для цієї еволюції були запропоновані два підходи до радіодоступу (RAN) і еволюція основної мережі.

Перший підхід RAN базувався на еволюційних кроках у CDMA 2000 у рамках 3GPP2: 1xEV-DO і 1xEV-DV.

Другим підходом до радіодоступу була технологія HSPA. Ця технологія була комбінацією HSDPA, доданого в 3GPP Release 5, та High Speed Uplink Packet Access (HSUPA), доданого в 3GPP Release 6 [47]. Обидві спочатку підвищили швидкість пакетної передачі даних до 14,6 Мбіт/с у низхідному каналі та до 5,76 Мбіт/с у висхідному каналі, і швидко еволюціонували для підтримки вищих швидкостей передачі даних з впровадженням MIMO. HSPA базувалася на WCDMA і є повністю зворотно сумісною з WCDMA. У той час як CDMA 1xEV-DO почала впроваджуватися у 2003 році, HSPA та CDMA 1xEV-DV увійшли в експлуатацію у 2006 році.

Усі стандарти 3GPP дотримуються філософії додавання нових функцій при збереженні зворотної сумісності. Це було додатково застосовано в еволюції HSPA, відомої як HSPA+, яка підтримує агрегацію несучих частот для вищих пікових швидкостей передачі даних.

Друга еволюція UMTS, комерційно прийнята як 4G, називається Long Term Evolution (LTE) [48], і складається з нового радіо інтерфейсу, заснованого на Orthogonal Frequency Division Multiple Access (OFDMA), та нової архітектури і основної мережі (CN), відомої як System Architecture Evolution/Evolved Packet Core (SAE/EPC). LTE не є зворотно сумісною з UMTS і була розроблена в очікуванні надання більш широких спектральних діапазонів, ніж UMTS, під час Всесвітньої конференції радіозв'язку (WRC) 2007 року. Стандарт також був розроблений для роботи з частотними несучими, що мають дуже гнучкі налаштування, і підтримує несучі від 1,4 МГц до 20 МГц.

Стандарт LTE запропонував значні покращення у ємності та був розроблений для переходу до стільникових мереж від функціоналу з комутацією каналів, що призвело до значного зниження вартості порівняно з попередніми поколіннями. Наприкінці 2007 року перші специфікації LTE були затверджені у 3GPP як LTE Release 8. Система LTE Release 8 має пікові швидкості передачі даних приблизно 326 Мбіт/с, підвищену спектральну ефективність і значно меншу затримку (до 20 мс), ніж попередні системи. Одночасно ITU-R розробляв вимоги для IMT-Advanced, наступника IMT-2000, і номінально визначення четвертого покоління. LTE Release 8 не відповідала вимогам IMT-Advanced і спочатку розглядалася як попередник технології 4G. Хоча це твердження згодом було пом'якшене в загальноприйнятому вживанні, і LTE однозначно приймається як 4G, технічно перші радіо інтерфейси, розроблені для виконання вимог IMT-Advanced, це 3GPP LTE Release 10 і IEEE 802.16m (впроваджений як WiMAX). Незважаючи на те, що WiMAX був затверджений як технологія 4G, він мав труднощі з отриманням широкого визнання і поступово витіснявся LTE. LTE Release 10 додала кілька технічних характеристик, таких як вищий порядок MIMO і об'єднання несучих, що

підвищили ємність і пропускну здатність Release 8. Об'єднання несучих до 100 МГц загальної ширини смуги дозволяє збільшити пікову швидкість передачі даних до 3 Гбіт/с у низхідному каналі та 1,5 Гбіт/с у висхідному каналі. Конфігурації MIMO вищого порядку до 8×8 у низхідному каналі та 4×4 у висхідному каналі також беруть участь у покращенні продуктивності.

LTE Release 12 була завершена у березні 2015 року. Було додано кілька функцій для покращення підтримки гетерогенних мереж, MIMO та об'єднання між несучими з дуплексом по частотному поділу (FDD) і дуплексом по часовому поділу (TDD). Також було визначено кілька функцій для розвантаження магістральних і основних мереж. Крім того, у LTE Release 12 і 13 були введені нові рішення (відомі як LTE-M і Narrow-Band IoT (NB-IoT)) для підтримки масових пристроїв машинного типу (MTC), таких як сенсори та актуатори [49-54]. Ці рішення забезпечили покращення у вигляді розширеного покриття, тривалішого терміну служби батареї та зниження вартості. Release 13 також спрямована на досягнення великих швидкостей передачі даних шляхом об'єднання до 32 несучих.

Однак, з появою технології мобільного зв'язку 5G, швидкості передачі даних значно підвищилися [55-57].

Технологія 5G – це технологія мобільного зв'язку нового покоління, призначена для забезпечення більшої місткості і вищих швидкостей передачі даних, ніж попереднє покоління Long Term Evolution (LTE). Технологія 5G, забезпечує надзвичайно низьку затримку та надзвичайно високу надійність, що дозволяє інноваційні сервіси у різних галузях промисловості. Згідно з міжнародними стандартами Міжнародного телекомунікаційного союзу (ITU), було ідентифіковано кілька служб застосування 5G. Ці служби включають покращений мобільний доступ до Інтернету (eMBB), масштабну комунікацію типу машин (mMTC), ультранадійну низьку затримку (URLLC) та фіксований безпроводовий доступ (рис. 1.2). Кожен користувач може отримати мінімальну швидкість передачі даних 100 Мбіт/с з піковою швидкістю передачі даних 20 Гбіт/с [55].

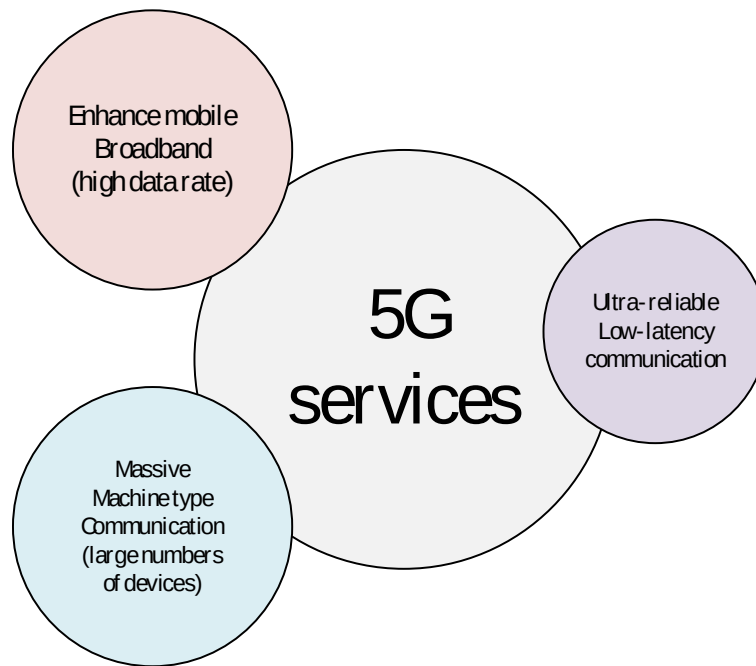


Рис. 1.2. Служби додатків 5G

Очікується, що до 2030 року бачення підключення 50 мільярдів пристроїв буде реалізовано в рамках розвитку Інтернету речей (IoT). Сенсори, приводи, електронні прилади, вуличне освітлення та інші пристрої будуть бездротово підключені до Інтернету та один до одного за допомогою комунікації пристроїв-до-пристроїв (D2D), яка також відома як масштабна комунікація типу машин (mMTC). Інші досягнення будуть потребувати URLLC; ці досягнення включають підключені та автономні автомобілі, повітряні транспортні засоби, віддалене керування роботами в екстремально небезпечних умовах, автоматизацію виробництва в рамках Четвертої промислової революції, віддалену хірургію та додатки розумної мережі.

Багато дослідників зробили значні зусилля для розробки додатків, таких як MEC. Огляд поточного стану стандартів промисловості 5G, архітектури, розподілу спектра, використання випадків, відповідних сценаріїв та передових системних досягнень було представлено у багатьох роботах, досліджували можливості та виклики, з якими стикаються існуючі рішення при впровадженні mmWave для 5G, включаючи характеристики та стандарти для активування

mmWave та відповідних додатків (доступ до малих стільників (SC), стільниковий доступ та бездротова транспортна мережа зв'язку) [56].

Зростаючий обсяг відеотрафіку, а також підвищений інтерес до технологій віртуальної реальності та потокового відео з надвисокою роздільною здатністю формують потребу у швидкості передачі даних на рівні кількох гігабіт за секунду. Запровадження технології 5G дає змогу бездротовим мережам забезпечувати такі швидкісні показники та сценарії використання, які раніше були можливими лише при наявності оптоволоконного доступу.

Сучасні мережі операторів характеризуються значною та постійно зростаючою різноманітністю апаратного забезпечення. Впровадження нових сервісів зазвичай потребує інтеграції спеціалізованого обладнання, призначеного виключно для цих послуг, що супроводжується високими витратами на проектування і призводить до затримок у виведенні продукту на ринок.

Наприкінці 2012 року оператори мереж розпочали ініціативу щодо Network Function Virtualization (NFV). NFV спрямований на консолідацію різноманітного мережевого обладнання на стандартні сервери високого обсягу промислового рівня. Ці сервери можуть бути розміщені на різних вузлах мережі, а також на об'єктах кінцевих користувачів. У цьому контексті концепція NFV базується на принципах традиційної серверної віртуалізації, однак має суттєві відмінності. Зокрема, на відміну від класичної віртуалізації серверів, віртуалізовані мережеві функції (VNF) можуть охоплювати одну або кілька віртуальних машин, які виконують різноманітне програмне забезпечення й процеси, замінюючи спеціалізоване апаратне забезпечення (рис. 1.3). Зазвичай для реалізації комплексних клієнтських сервісів використовується послідовне поєднання кількох VNF [57].

NFV (візуалізація функцій мережі) вимагає оркестраційної структури, яка дозволяє правильне налаштування, моніторинг та експлуатацію VNF (віртуалізація функцій мережі) та мережевих функцій (NF) (наприклад, модуляція, кодування, множинний доступ, шифрування тощо). Насправді,

структура NFV складається з програмних реалізацій мережевих функцій (VNF), апаратного забезпечення (стандартні сервери високого обсягу промислового рівня), що позначається як інфраструктура NFV (NFVI), та архітектурної структури управління та оркестрації віртуалізації.

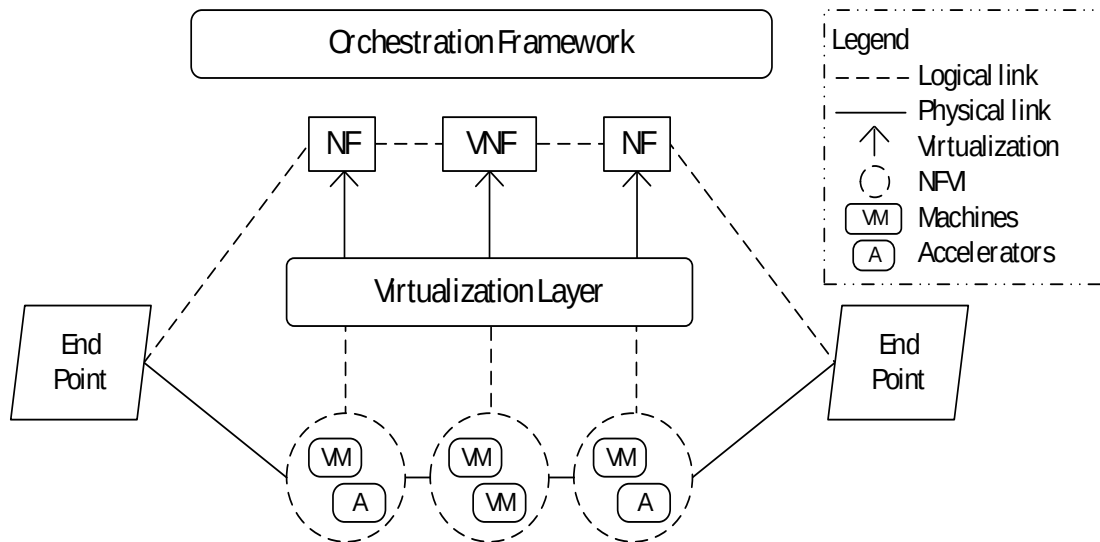


Рис. 1.3. NFV Framework

Технологія NFV (віртуалізація мережевих функцій) передбачає наявність оркестраційної структури, яка забезпечує належне налаштування, моніторинг і керування як віртуалізованими мережевими функціями (VNF), так і традиційними мережевими функціями (NF), зокрема модуляцією, кодуванням, множинним доступом, шифруванням тощо. Насправді, архітектура NFV включає три основні компоненти: програмні реалізації мережевих функцій (VNF), апаратну платформу у вигляді стандартних високопродуктивних серверів промислового класу, що формують інфраструктуру NFV (NFVI), а також систему управління та оркестрації, яка координує віртуалізоване середовище. Для виконання вимог реального часу деякі NF можуть потребувати включення апаратних прискорювачів. Прискорювачі беруть на себе обчислювальні інтенсивні та критичні за часом завдання, які ще не можуть бути реалізовані за допомогою NFVI. Таким чином, не тільки можна розвантажити трафік від NFVI, але й забезпечити дотримання вимог щодо затримки [55].

Серед ключових переваг технології NFV варто виокремити суттєве зниження капітальних і операційних витрат, а також істотне скорочення часу, необхідного для виведення нових послуг на ринок. Однак важливою передумовою для використання цих переваг є те, що VNF можуть бути портованими між різними постачальниками і можуть співіснувати з апаратними мережевими платформами.

Як було зазначено раніше, окрім NFV, технологія SDN (програмно-конфігурована мережа) є ключовим елементом розвитку майбутніх мереж 5G (рис. 1.4). Основними засадами SDN є розділення контрольної та дата-площин (які також відомі як інфраструктурний шар або користувацькі площини), логічна централізація мережевого управління, а також абстрагування фізичної мережевої інфраструктури від додатків і сервісів шляхом використання стандартизованих інтерфейсів.

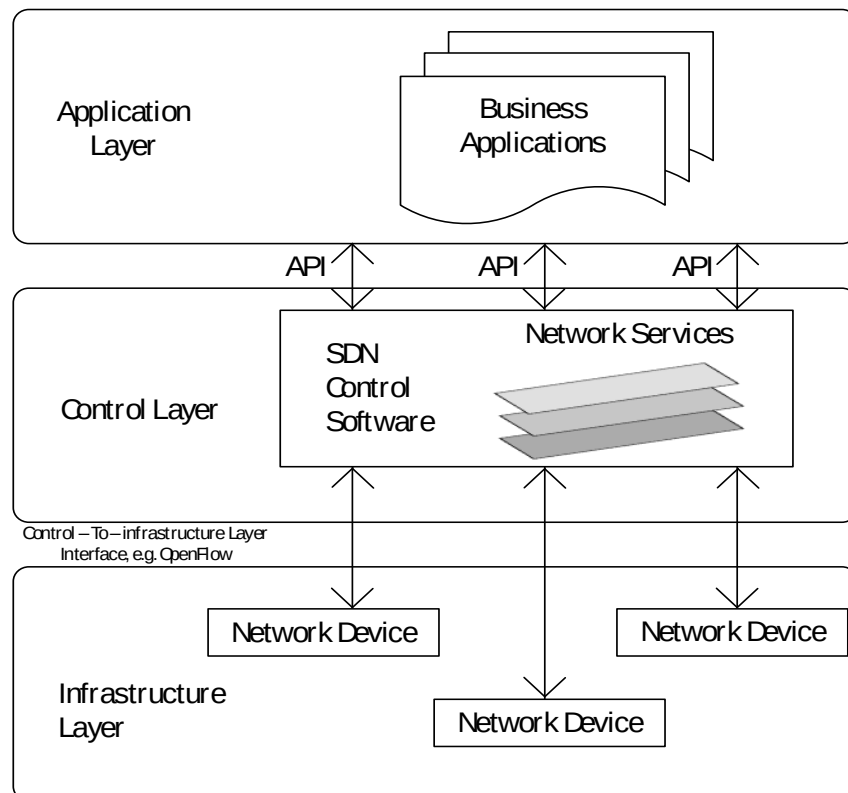


Рис. 1.4. SDN архітектура

Контроль мережі зосереджений у контрольній площині (control plane), тоді як мережеві пристрої, такі як маршрутизатори та комутатори, які

виконують функції обробки трафіку, розташовані в інфраструктурній площині мережевої топології. Контрольна площина взаємодіє з додатками та сервісами через стандартизовані прикладні програмні інтерфейси (API), а також з фізичною мережею через набір інструкцій OpenFlow. Завдяки API можлива реалізація мережевих сервісів, таких як маршрутизація, забезпечення безпеки та управління пропускнуою здатністю, тоді як OpenFlow забезпечує прямий доступ до мережевих пристроїв, у тому числі мультивендорних комутаторів і маршрутизаторів. Програмування мережі на рівні окремих потоків трафіку дозволяє здійснювати високотонкий контроль і оперативно реагувати на зміни навантаження та вимоги додатків, уникаючи громіздких ручних налаштувань.

Щодо топології, мережеві функції контрольної та інфраструктурної площин можуть бути організовані як централізовано, так і розподілено залежно від технічних вимог.

Хоча NFV та SDN є незалежними технологіями, вони доповнюють одна одну: NFV забезпечує гнучку інфраструктуру для запуску програмного забезпечення SDN, а SDN, у свою чергу, надає можливість динамічного налаштування мережевих функцій на основі трафіку. У мережах п'ятого покоління (5G) обидва підходи стануть ключовими факторами для досягнення необхідної гнучкості та масштабованості.

З економічної точки зору мережі не можуть бути побудовані для обслуговування пікових навантажень, тому гнучкість передбачає наявність можливості надання окремих функцій за запитом. Масштабованість же має забезпечувати підтримку різноманітних сервісів з різними вимогами, таких як масові комунікації машинного типу (mMTC), ультранадійна низьколатентна комунікація (uMTC) та екстремально швидкий мобільний широкосмуговий зв'язок (xMBB). Це досягається за допомогою відповідних механізмів доступу та схем передачі.

Проектування мережевих архітектур спрямоване на інтеграцію різних технічних компонентів у єдину систему з правильним взаємозв'язком. Для цього критично важливо встановити загальне розуміння того, як елементи,

розроблені різними виробниками, можуть взаємодіяти та виконувати необхідні функції. Таке взаєморозуміння в стандартизації досягається через специфікацію логічної архітектури, що включає логічні елементи мережі (NE), інтерфейси та відповідні протоколи.

Стандартизовані інтерфейси забезпечують зв'язок між логічними елементами мережі за допомогою визначених процедур, форматів повідомлень, тригерів та поведінки. Кожен логічний елемент мережі містить набір функціональних модулів (NF), які виконують певні операції на основі заданих вхідних даних і генерують вихідні дані для передачі іншим елементам. Функціональна декомпозиція та розподіл цих модулів між логічними елементами описується функціональною архітектурою (див. рис. 1.5 і 1.6). При реалізації технічних компонентів функціональні модулі можуть бути розміщені у різних частинах логічної архітектури залежно від потреб.

Оскільки функціональні модулі мають різні вимоги до параметрів інтерфейсів, таких як затримка та пропускна здатність, це зумовлює необхідність ретельного планування їх розташування у конкретних реалізаціях мережі.

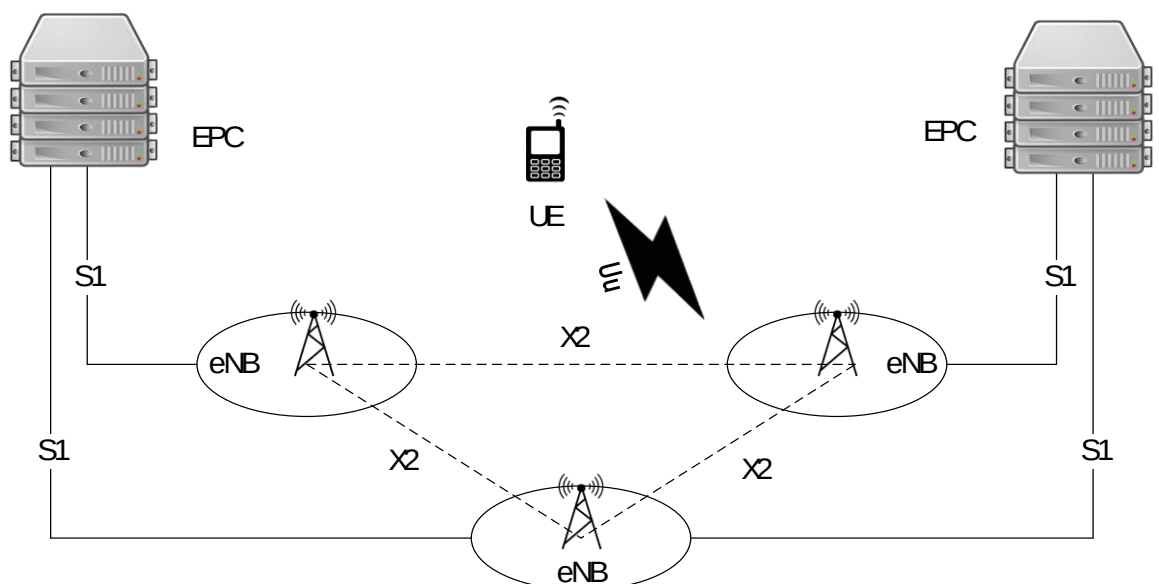


Рис. 1.5. E-UTRAN архітектура

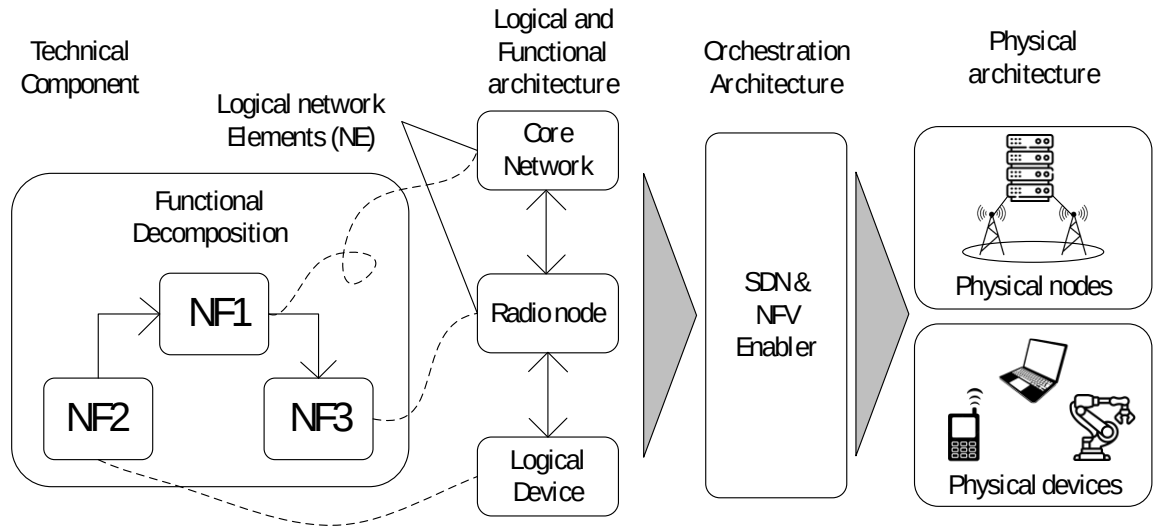


Рис. 1.6. Зв'язок між функціональною, логічною, оркестраційною та фізичною архітектурою

Фізична архітектура визначає розміщення логічних елементів мережі (NE) або функціональних модулів (NF) на конкретних фізичних вузлах у мережевій топології. Конструкція фізичної архітектури суттєво впливає на загальну продуктивність мережі. Дизайн фізичної архітектури має великий вплив на продуктивність мережі. Певні функціональні модулі можуть бути вигідніше розміщені на центральних сайтах з економічних причин, наприклад, у випадку використання статистичного мультиплексування обчислювальних ресурсів. Однак через функціональні або інтерфейсні вимоги щодо затримки або пропускної здатності деякі функції можуть потребувати роботи поблизу радіоканалу або поруч, що вимагає розподіленого розташування.

Традиційно призначення NF до NE або NE до фізичних вузлів було налаштоване для кожного конкретного розгортання. Нові архітектурні засоби, такі як NFV та SDN, спрямовані на полегшення цієї збільшеної гнучкості. Оркестраційна та управляюча архітектура дозволить значно більш гнучке розташування NF у майбутніх фізичних мережах. Для більшої точності слід зазначити, що технології SDN та NFV вже впроваджуються в мережах четвертого покоління, переважно застосовуючись у функціях ядра мережі. Архітектура 5G буде досліджувати ці технології від самого початку.

Специфікація стандартизаційних груп відіграє важливу роль у забезпеченні всесвітньої сумісності обладнання, що походить від різних виробників. Незважаючи на те, що традиційні NE, протоколи та інтерфейси специфікувалися, як виробники мереж, так і виробники пристроїв все ще мають значну ступінь свободи. Перша ступінь свободи полягає в тому, як NE відображаються на фізичну мережу.

Навіть якщо E-UTRAN по суті є розподіленою логічною архітектурою, виробник мереж може все ще розробити централізоване рішення, де фізичне обладнання контролера, наприклад, розміщене на центральному доступному сайті, виконує деякі функції eNB, тоді як інші функції виконуються на розподілених фізичних вузлах ближче до радіомодулів. У цьому випадку виробник мережі розбиває стандартизований NE на кілька фізичних вузлів, щоб забезпечити централізовану архітектуру розгортання. В іншому напрямку той самий виробник має свободу об'єднувати NE в одному фізичному вузлі, як це відбувається в деяких вузлах основної мережі, які використовуються на ринку, де виробники пропонують рішення інтегрованого шлюза пакетних даних (P-GW) та Службового Шлюза (S-GW).

Другий рівень свободи стосується архітектур апаратного забезпечення та програмного забезпечення, які застосовуються різними виробниками. Дотепер це не було в рамках 3GPP, яка не визначає жодних конкретних архітектур програмного чи апаратного забезпечення для NE.

Третій рівень свободи стосується того, як виробники можуть реалізувати логіку прийняття рішень за допомогою різних NF.

Наприклад, 3GPP визначила протоколи для обміну інформацією на повітряному інтерфейсі. Це визначає спосіб, яким радіовузли (eNB) спілкуються, зокрема, інформацію про розклад та спосіб, яким пристрої (UE) інтерпретують цю інформацію та як UE повинен реагувати. Існує певна свобода у способах, якими eNB використовує інформацію для розподілу ресурсів.

1. Архітектура 5G повинна максимально використовувати переваги спільного розгортання з еволюцією LTE, водночас уникаючи надмірної

залежності між системами. Всі ключові функції радіодоступу (RAN) мають розроблятися з урахуванням специфіки частотних діапазонів нового повітряного інтерфейсу, включно з такими аспектами, як доступ до мережі, підтримка мобільності, управління якістю обслуговування (QoS) та забезпечення покриття.

2. Архітектура 5G повинна забезпечувати багаторівневе підключення, включаючи multi-RAT (підключення до кількох радіотехнологій одночасно). Очікується, що кінцеві пристрої зможуть одночасно підтримувати зв'язок із декількома точками доступу одного RAT (наприклад, макро- і мікростанціями), а також із різними RAT, зокрема новими стандартами та LTE. Це дозволить розширити або використати існуючі технології, такі як агрегація носіїв та подвійне підключення. Комбінація RAT також може включати не-3GPP технології, наприклад, вискоєфективний Wi-Fi IEEE 802.11ax.

3. Архітектура 5G має підтримувати координаційні механізми, пристосовані до вузлів із різними характеристиками зворотного каналу. Новий радіоінтерфейс повинен бути спроектований так, щоб уникнути зайвих обмежень, що дозволить впроваджувати різні варіанти функціонального розподілу. Це є важливим принципом, зокрема у контексті координації для усунення завад, яка включає технології, як масивне MIMO та координовану передачу і прийом (CoMP). Цей підхід також поширюється на нелокальні розгортання LTE та нові радіоінтерфейси, що забезпечує сумісність із існуючими магістральними мережами операторів для впровадження 5G.

4. Архітектура 5G має бути достатньо гнучкою для оптимізації ресурсів мережі, одночасно підтримуючи різноманітність сценаріїв використання та бізнес-моделей. Логічна архітектура RAN, розроблена 3GPP, повинна враховувати не лише широкосмугові послуги, але й інші випадки застосування, зокрема ultra-MTC (uMTC), а також підтримувати різні моделі спільного використання мережі. Щодо архітектури RAN та CN, це означає необхідність створення протоколів, які здатні задовольнити різні технічні вимоги.

5. Архітектура 5G повинна включати фреймворк програмованості, що сприяє інноваціям. Для підтримки широкого спектру вимог і варіантів застосування (частина з яких може бути невизначена на момент запуску 5G) пристрої мають бути максимально програмованими та настроюваними, підтримувати роботу в різних частотних діапазонах і режимах, агрегацію потоків із різних технологій, ефективність енергоспоживання та оптимізовану сигналізацію відповідно до специфіки послуг. Мобільні комунікаційні системи піддаються впливу сильних завад природного, промислового та навмисного походження, що призводить до підвищення кількості помилок у прийнятих даних. Тому виникає необхідність розробки ефективних методів корекції помилок у інформаційних послідовностях за умов сильних завад.

1.2. Аналіз зовнішніх впливів на цілісність даних в безпроводових телекомунікаціях

Під завадою розуміють будь-який сторонній вплив на сигнал, що ускладнює або перешкоджає його правильному прийому.

В усіх телекомунікаційних системах на інформаційний сигнал можуть діяти в сукупності чи окремо наступні завади (шуми), які спотворюють його [11]:

а) внутрішні завади:

- шуми радіоелектронних елементів;
- шуми перетворень сигналів в апаратурі із-за неідеальності характеристик перетворювальних елементів і тракту передачі;
- шуми за рахунок обмеження частотного спектру сигналу;
- шуми із-за дрейфу характеристик тракту від температури й часу;

б) зовнішні шуми:

- природного походження;
- штучного (техногенного) походження;

- навмисні (нав'язані) завади (зокрема, противником, що слід очікувати для систем військового зв'язку).

У загальному вигляді вплив завади $x(t)$ (або ж певної сукупності завад $x_1(t), x_2(t), \dots, x_n(t)$) на сигнал $A(t)$ запишемо як

$$\{Z(t) = V(A(t), x(t))\},$$

де $Z(t)$ – сигнал проходження каналу передачі даних,

$V(A(t), x(t))$ – оператор, який описує взаємодію завади і сигналу.

Якщо цей оператор можна подати у вигляді алгебраїчної суми $Z(t) = A(t) + x_a(t)$, то завада $x_a(t)$ називається адитивною.

Завада, яка множиться на переданий сигнал, називається мультиплікативною:

$$Z(t) = x_m(t) \cdot A(t).$$

Міжсимвольні завади виникають при підвищенні швидкості передачі сигналів у каналах (лініях зв'язку) з обмеженою смугою частот. Такий канал пропускає частину спектру переданого сигналу, що приводить до розтягування сигналів у часі, зокрема, фронти імпульсів зтягуються у сусідні інтервали і накладаються на імпульси цього інтервалу.

При сумісній дії адитивних і мультиплікативних завад спотворений прийнятий сигнал можна подати у вигляді:

$$Z(t) = x_m(t) \cdot A(t) + x_a(t).$$

Завади розрізняються своїми електричними і статистичними характеристиками.

Імпульсні завади виникають через атмосферні явища, промислове електрообладнання, побутові прилади, електролінії (ЛЕП), а також через різні несправності контактів у зв'язковій апаратурі.

Атмосферні завади обумовлені блискавками, грозами і штормами, сніговими і пороховими бурями, збудженнями атмосфери, температурними перепадами. Спектри цих завад розміщені в діапазоні до 300 МГц. У приймачі прослуховуються вони у вигляді шорохів, трісків, шумів різної інтенсивності.

До джерел завад природного походження також відносяться різні електричні та магнітні аномалії, північне сяйво, потоки заряджених частинок від Сонця, шум космосу, реліктове випромінювання Всесвіту тощо.

Електротранспортні системи (трамваї, тролейбуси, електропоїзди, атракціони тощо) створюють різні за статистичними характеристиками імпульсні завади. У моменти порушення контакту між рухомими струмопроводимими елементами виникають сильні імпульсні завади, що поширюються проводами контактної мережі та випромінюються у простір.

В автомобільному транспорті через свічку запалювання двигуна внутрішнього згорання та електричні проводи до неї проходить короткий достатньо потужний імпульс струму, що приводить до випромінювання завад у діапазоні до 2–5 МГц.

Апарати дугового зварювання, у залежності від типу і характеру використання, створюють імпульсні завади в частотних смугах 750 кГц–20 МГц.

У лініях електропередачі причиною імпульсних завад є розряди на ізоляторах, комутаційні процеси (перемикання ліній), коронування (пов'язане з іонізацією повітря). Спектри таких завад займають смугу частот від 3 кГц до десятків МГц.

Вузькосмугові завади (також відомі як спектрально зосереджені або гармонічні) представляють собою коливання, параметри яких змінюються повільно або залишаються сталими протягом тривалості сигналу. Їх основна енергетична потужність зосереджена в частотній смузі, що співпадає або близька за шириною до спектра корисного сигналу.

Джерелами таких завад є сторонні радіостанції, включно зі станціями, що генерують радіоперешкоди; високочастотні генератори промислового,

медичного та іншого призначення; міжканальні завади, які виникають у результаті взаємодії сигналів; а також перешкоди, що утворюються через накладання електромагнітних полів радіоелектронних пристроїв та недостатньо ефективну фільтрацію у випрямлячах постійного струму.

Граничним випадком вузькосмугових завад є гармонічне коливання, яке може виникнути у кабелі зв'язку, якщо його прокласти паралельно силовому кабелю, зокрема, наводки від електромережі ~ 220 В.

Окремим джерелом завад є навмисні (нав'язані) завади, які організуються з метою погіршення або втрати радіозв'язку. Такі завади надзвичайно небезпечні, тому що непередбачувані у часі, за структурою та інтенсивністю.

Усі можливі завади за часовими, спектральними та статистичними характеристиками розділяються на три групи:

- флуктуаційні (широкі за спектром і неперервні у часі);
- імпульсні (зосереджені у часі і широкі за спектром);
- гармонічні (зосереджені за спектром і неперервні у часі);

Найбільш руйнівні для сигналу є флуктуаційні завади, одночасно вони й найбільш розповсюджені, їх практично не можна уникнути, бо шуми апаратури і ряд зовнішніх шумів мають флуктуаційний характер.

Флуктуаційна завада (ФЗ) являє собою неперервний випадковий процес, який формується сумою необмеженої кількості елементарних коливань, що збуджуються нерегулярною послідовністю короточасних імпульсів (викидів миттєвих значень). Інтервали між надходженнями таких імпульсів є меншими за тривалість перехідних процесів у приймальному тракті.

Класичним прикладом флуктуаційної завади є внутрішні шуми приймача. Джерелом цих шумів є нерівномірна емісія електронних компонентів, інжекція носіїв у напівпровідникових пристроях (таких як діоди, транзистори, інтегральні мікросхеми), а також флуктуації зарядових носіїв у провідниках. Окрім того, флуктуаційна завада може виникати в процесі перетворення сигналів або проникати у приймач із зовнішніх джерел через прийомний тракт.

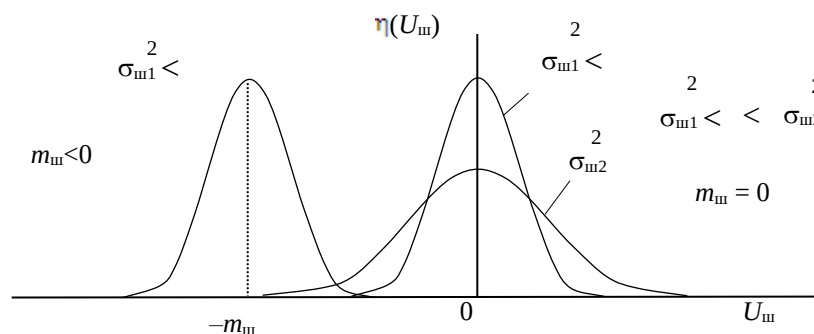
Цей вид завад має найсильніший негативний вплив на корисний сигнал з таких причин:

- флуктуаційна завада є постійною складовою каналу зв'язку;
- вона накладається на сигнал як у часовій, так і у частотній областях ($\Delta t_3 \gg \tau_c$, $\Delta f_3 \gg \Delta f_c$);
- добре апроксимує сумарний вплив завад подібної інтенсивності від численних джерел завдяки центральній граничній теоремі;
- інші види завад, проходячи через селективні елементи приймача, часто набувають властивостей, схожих на флуктуаційну заваду.

Миттєві значення флуктуаційної завади $U_{ш}$ можна досить точно моделювати за допомогою гаусівського (нормального) розподілу ймовірностей (рис. 1.7) [17]. Щільність ймовірностей миттєвих значень $U_{ш}$ флуктуаційної завади

$$\eta(U_{ш}) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_{ш}^2}} e^{-\frac{(U_{ш}-m_{ш})^2}{2\sigma_{ш}^2}},$$

де $\sigma_{ш}^2$ – дисперсія миттєвих значень завади, $m_{ш}$ – математичне очікування (середнє значення) величини $U_{ш}$.



Як видно, найбільш ймовірні значення шуму знаходяться в межах 0. При $m_{ш} \neq 0$ криві зміщуються вправо ($m_{ш} > 0$) або вліво ($m_{ш} < 0$). З ймовірністю 0,997 миттєві значення шуму знаходяться в межах $-3\sigma_{ш} \dots 3\sigma$ (правило «трьох сигм»).

Часто використовується поняття білий гаусівський шум (БГШ) – це ідеалізований варіант флуктуаційної завади, в якій миттєві значення $U_{\text{ш}}$ змінюються від $-\infty$ до ∞ , а спектральна інтенсивність потужності шуму N_0 рівномірна у спектральній області на частотах від $-\infty$ до ∞ . Якщо БГШ взаємодіє із сигналом адитивно (складається алгебраїчно), то такий шум називають адитивним білим гаусівським шумом (АБГШ).

Флуктуаційна завада може бути записана відповідним чином:

$$B(t) = b(t) \cdot \cos(\omega_0 t + \beta(t)),$$

де $B(t)$ – параметр завади у визначений час,

$$\omega_0 = 2\pi f_0 - \text{частота сигналу.}$$

Огинаюча миттєвих значень $b(t)$ представлена як (рис. 1.8):

$$p(b) = \frac{b}{\sigma_{\text{ш}}^2} e^{-\frac{b^2}{2\sigma_{\text{ш}}^2}}.$$

Фаза завади розподілена за рівномірним законом (рис. 1.9) [27]:

$$p(\beta) = \frac{1}{2\pi}.$$

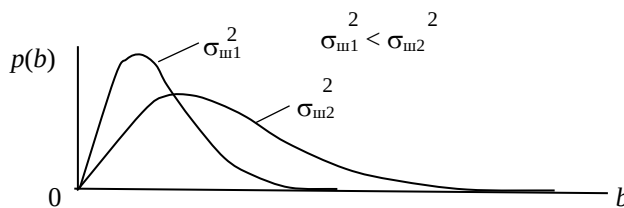


Рис. 1.8. Огинаюча миттєвих значень флуктуаційної завади

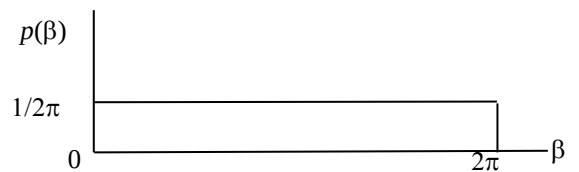


Рис. 1.9. Початкова фаза флуктуаційної завади

Імпульсна завада (ІЗ) представляє собою випадкову, неперіодичну послідовність імпульсів з різною тривалістю та амплітудою, які виникають під впливом короточасних електрорушійних сил (рис. 1.10). При цьому інтервал між появою таких імпульсів перевищує тривалість перехідних процесів у приймальному тракті. Ці перехідні процеси тривають менше за елементи корисного сигналу, а спектральна ширина імпульсної завади суттєво перевищує пропускну смугу тракту. Такі завади викликають блискавки, вмикання-

вимкнення побутових приладів, електротранспорт, несанкціоновані випадкові перемикання обслуговуючим персоналом апаратури тощо. У аналоговому сигналі імпульсні завади проявляються у вигляді трісків, а в кодових комбінаціях цифрового сигналу приводять до помилок.

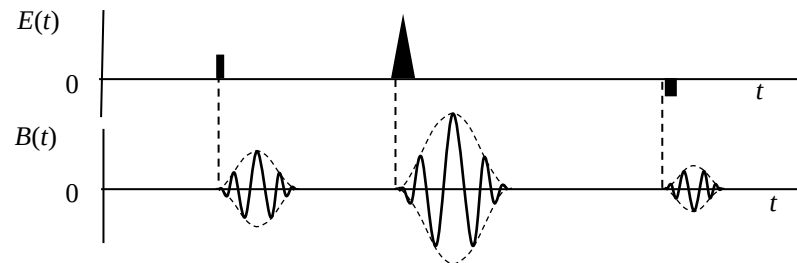


Рис. 1.10. Імпульсні завади

Якщо інтенсивність джерел імпульсних завад приблизно однакова, то розподіл кількості імпульсів завад від них за одиницю часу описується законом, близьким до закону Пуассона:

$$p(n) = \frac{n_0^n e^{-n_0}}{n!}.$$

У кожній конкретній ситуації закон розподілу імпульсних завад залежить від кількості та характеру їхніх джерел (закони розподілу часу надходження, тривалості та амплітудних значень), типом каналу зв'язку тощо.

Гармонічну заваду можна записати в такому вигляді:

$$B(t) = U_m \cos(\omega_0 t + \beta(t)),$$

де ω_0 – кругова частота настройки загального тракту приймача, $\beta(t)$ – початкова фаза завади, рівномірно розподілена в межах $0 \dots 2\pi$:

$$p(\beta) = \frac{1}{2\pi}.$$

Безпроводовий канал – це середовище вільного простору, через яке сигнали передаються через кілька шляхів, і через вплив завад сигнал отримується на приймачі ослаблений. У безпроводових телекомунікаціях доступні різні види каналів: двійковий симетричний канал (BSC), канал з адитивним білим гаусівським шумом (AWGN), канали Гілберта-Елліотта (GE) та з затуханнями (канали Релея і Райса). Найпоширеніші канали в телекомунікаціях – це AWGN, Релея і Райса, які використовуються для вивчення ефектів затухання та впливу завад. Ймовірність бітової помилки (BER), відношення сигнал-завада (SNR або E_b/N_0) є найважливішими факторами у проектуванні будь-якої цифрової системи передачі даних. BER – це ймовірність того, що передане повідомлення не збігається з відновленими повідомленнями, або можна сказати, що загальна кількість позицій бітів не збігається в вхідних і вихідних повідомленнях.

BER повністю залежить від SNR, а сам SNR (1.1) може бути обчислений за допомогою співвідношення між потужністю сигналу (E_s) та потужністю шуму (σ) [17].

$$\text{SNR} = \frac{\text{Signal Power}}{\text{Noise Power}} = \frac{E_s}{\sigma^2}. \quad (1.1)$$

Підставивши $E_s = R * E_b$ і спектральну потужність $\sigma^2 = N_0/2$, де E_b – це енергія біта в (1.1), отримуємо (1.2).

$$\text{SNR} = \frac{E_s}{\sigma^2} = \frac{(R * E_b)}{(N_0/2)} = 2 * R * (E_b/N_0). \quad (1.2)$$

Розглянемо ці канали детальніше.

1. Канал з адитивним білим гаусівським шумом (AWGN).

Канал додавання білого гаусівського шуму (AWGN) додає шумовий сигнал до модульованого сигналу, який є адитивним за природою, незалежним у часі і має розподіл Гауса. Розподіл Гауса має ймовірнісну щільність (pdf) з

нульовим середнім значенням ($\mu = 0$) і дисперсією шуму σ^2 , яка задається у формулі (1.3) [17].

$$\text{Pdf}_{\text{AWGN}}(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}}. \quad (1.3)$$

Розрахунок BER для каналу AWGN показаний у формулі (1.4):

$$\text{BER}_{\text{AWGN}} = Q(1/\sigma) = 0.5\text{erfc}(\sqrt{\text{SNR}}) = 0.5\text{erfc}(\sqrt{2R(E_b / N_0)}). \quad (1.4)$$

Ємність каналу AWGN може бути виражена як максимальна швидкість, через яку дані передаються без втрат, обчислюється за формулою (1.5):

$$C_{\text{AWGN}} = 0.5\log_2(1 + \text{SNR}) = 0.5\log_2(1 + 2R(E_b / N_0)). \quad (1.5)$$

2. Релеєвський канал.

Релеєвський канал з'являється через множинні шляхи між передавачем і приймачем, які є непрямыми або поза прямим зором, що створює найгірші умови каналу. Сигнал з багато шляховим прийомом складається з численних відбитих хвиль, які усі незалежно і рівномірно розподілені за фазою і амплітудою. Для релеєвського каналу pdf має розподіл Гауса (1.6), та ємність каналу – по формулі (1.7).

$$\text{Pdf}_{\text{Rayleigh}} = \begin{cases} \frac{x}{\sigma^2} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} & \text{for } x \geq 0 \\ 0 & \text{Otherwise} \end{cases}. \quad (1.6)$$

$$C_{\text{Rayleigh}} = \log_2 e \cdot e^{\frac{1}{\text{SNR}}} \int_{\frac{1}{\text{SNR}}}^{\infty} \frac{e^t}{t} dt. \quad (1.7)$$

3. Райсовський канал.

Завмирання Райса виникають через множинні відбиті промені та компоненти лінії видимості. Функція pdf розраховується як:

$$Pdf_{Rician}(x) = \begin{cases} \frac{x}{\sigma^2} e^{-\frac{(x^2 - A^2)}{2\sigma^2}} I_0\left(\frac{x A}{\sigma^2}\right) & \text{for } x \geq 0, A \geq 0 \\ 0 & \text{Otherwise} \end{cases} \quad (1.8)$$

де A – це максимальна амплітуда сигналу, а I_0 – це функція Бесселя нульового порядку.

BER каналу Райса отримується за формулою (1.9):

$$BER = 0,5 \operatorname{erfc}\left(\sqrt{\frac{k(E_b / N_0)}{k + E_b / N_0}}\right) \quad (1.9)$$

Впливаючи на безпроводові системи, завади спотворюють передані сигнали або зображення. Під дією завад системи за певних умов можуть повністю припинити передачу інформації.

Враховуючі це, постає складне завдання зниження помилок в безпроводових системах передачі даних за рахунок використання коригувальних кодів та алгоритмів адаптації.

1.3. Аналіз існуючих методів зменшення помилок в сучасних безпроводових системах передачі даних

Розвиток каналного кодування почався у світі після роботи Клода Шеннона [6], який передбачив, що надзвичайно низька ймовірність помилки біту (BER) може бути досягнута за допомогою каналного кодування при додаванні зайвої інформації до переданих повідомлень. Протягом багатьох останніх років після легендарної роботи Шеннона було запропоновано численні коди корекції помилок (FEC), які можна широко класифікувати на блокові коди та згорткові коди.

Розглядається система передачі інформації із канальним (коригуючим) кодуванням, де кодер та декодер виділені жирним шрифтом (рис. 1.11).

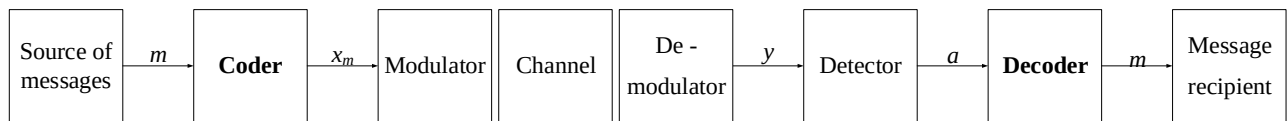


Рис. 1.11. Система передачі інформації із коригуючим кодуванням

Стандарти 5G визначають три досить різні режими роботи, а саме режим eMBB, режим uRLLC, розроблений для різноманітних критичних сценаріїв, і, mMTC для промислових та IoT-застосувань.

Зрозуміло, що ці три режими мають досить різні специфікації, зокрема щодо допустимої затримки, яка є надзвичайно низькою для режиму uRLLC, який передбачений переважно для застосувань з низькою затримкою, таких як інформація про сигналізацію та планування якості каналу.

Турбо коди, коди з низькою щільністю перевірки парності (LDPC) і полярні коди досліджені багатьма вченими [19-23], порівняльні характеристики наведено в [58] за їхньою здатністю до корекції помилок, гнучкістю переключення рівнів коду та довжини кодового слова, їхньою здатністю підтримувати гібридний автоматичний запит на повторне надсилання (HARQ), їхньою складністю та численними іншими важливими аспектами [59-63]. У кінці кінців, для захисту каналів передачі даних eMBB було обрано LDPC-коди, оскільки вони досить гнучкі за своїми рівнями коду, довжиною коду та затримкою декодування, одночасно зручно підтримуючи HARQ [60-63]. Натомість полярні коди були обрані для каналів керування з низькою затримкою.

Історично перший ітеративний декодер виправлення помилок був декодер LDPC, запропонований Галлагером [9,10], але повні переваги ітеративного обміну м'якою інформацією між компонентами декодера стали широко використовуватися лише після відкриття турбо кодів [18,19].

Турбо коди.

Схема кодера та декодера турбо кода показана на рис. 1.12.

Ітеративний обмін «м'якою» інформацією, який можна побачити справа на рис. 1.12, корисний, оскільки компоненти декодера утримуються від ухвалення жорсткого рішення, поки не досягнуть консенсусу і не стануть достатньо впевненими у своєму рішенні. Показано, що турбо код Берроу дійсно здатний перевершити схожий за складністю декодер на близько 2 дБ при $BER = 10^{-4}$, за умови використання достатньо довгого перемежувача.

З моменту відкриття турбо коду було запропоновано велику різноманітність конкатенованих схем кодування, наприклад, кілька потужних конкатенованих схем, таких як паралельний конкатенований код (PCC) і послідовний конкатенований код (SCC). Зрозуміло, що також існують потужні гібридні конкатеновані коди (HCC), які ґрунтуються на різноманітних компонентних кодах і варті вивчення в майбутньому. Вищезгаданий турбо принцип, заснований на ітеративному обміні «м'якою» інформацією, може бути використаний для виявлення будь-яких з перерахованих вище схем.

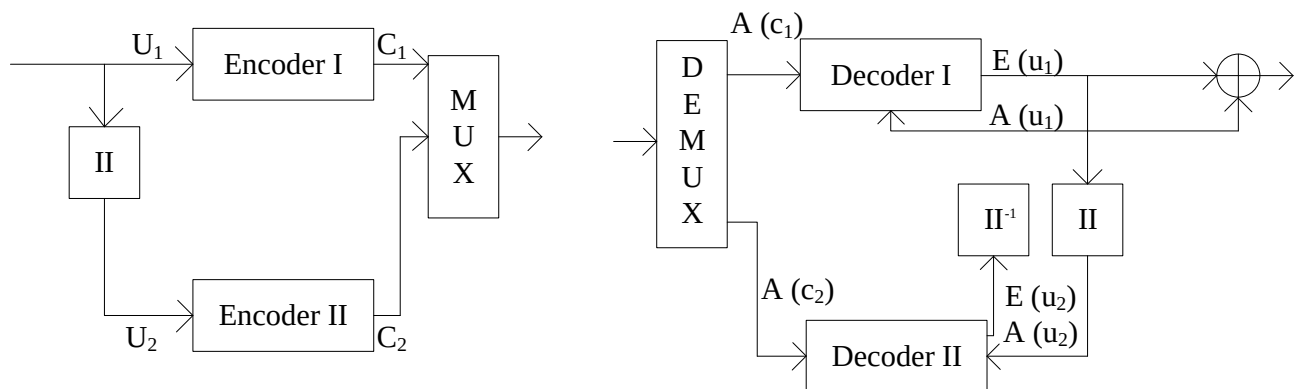


Рис. 1.12. Паралельно конкатеновані кодер та декодер турбо коду

В паралельних конкатенованих схемах компонентні кодери зазвичай є згортковими кодерами, але також використовувалися двійкові коди Боуза-Чоудхури-Хоквінгема (BCH). У кодері вхідні інформаційні біти кодуються першим складовим кодером (Кодер I), а перемежована версія бітів вхідної інформації кодується другим складовим кодером (Кодер II). Закодовані вихідні

біти можуть бути вирізані, тому можливі будь-які швидкості кодування. Крім того, ця структура може бути розширена до паралельної конкатенації більш ніж двох компонентних кодів, що призводить до багатоконponentних турбо кодів [64].

Особливо потужними серед паралельних конкатенованих кодів є клас багатоконponentних турбо кодів [64]. Вони чудово підходять для підтримки гібридного автоматичного запита на повторну передачу (HARQ). Під час першої передачі жодна надлишковість не надається, тому загальна швидкість кодування становить одиницю. Якщо CRC вказує на помилку декодування, передається інша закодована версія тієї самої інформації, в цьому разі декодер тепер має 50% надмірності, а загальна швидкість кодування стає $R = 1/2$. У разі продовженого невдачного декодування CRC передається всього N різних перехреслених версій оригінальної інформації, що призводить до загальної швидкості кодування $1/N$.

Базова структура SCC показана на рис. 1.13. Кодер SCC складається з зовнішнього кодера (Кодер I) та внутрішнього кодера (Кодер II), які з'єднані перемежувачем. Перемежувач переставляє біти перед їх передачею до іншого компонентного кодера. Це гарантує, що навіть якщо певний біт був значно зашумлений каналом, є ймовірність того, що інший компонентний декодер здатен надати більш надійну інформацію щодо цього біта. У декодері SCC використовується ітеративна обробка, і може бути досягнута ефективність, схожа на паралельну конкатенацію. Фактично, послідовна конкатенація представляє собою досить загальну структуру, і багато схем декодування/виявлення можуть бути описані як послідовно конкатеновані структури, такі як ті, що використовуються в турбоєквалайзері [65,66], кодовій модуляції [67], декодуванні LDPC. Так само, послідовна конкатенація може містити більше ніж два компоненти. На рис. 1.14 показана схема трьохступеневого послідовно конкатенованого коду.

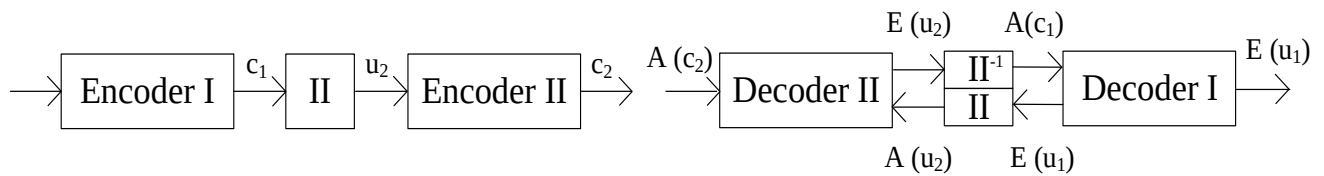


Рис. 1.13. Послідовно з'єднані кодер і декодер

З початку винаходу перших кодів одним з критеріїв було максимізація Хеммінгової відстані між законними кодовими словами, що було пов'язано з мінімізацією BER навіть для передачі по гаусівським провідним каналам. Розробники хотіли максимізувати Хеммінгову відстань між усіма парами кодових слів. Коди BCH задовільняли цьому критерію проектування [68].

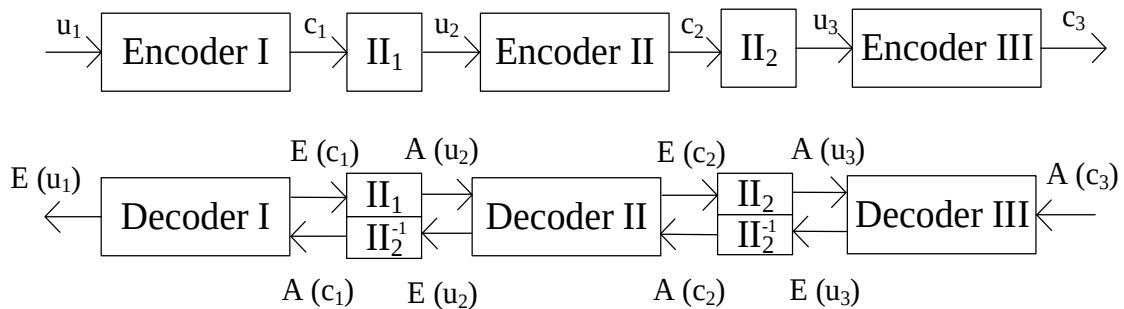


Рис. 1.14. Триступеневий послідовно об'єднаний кодер і декодер

Декодування Вітербі згорткових кодів ґрунтувалося на алгоритмі максимального шляху ймовірності послідовностей (MLSE), який не мінімізує BER, але ймовірність неправильної послідовності оцінки. Проте в 1974 році Bahl, Cocke, Jelinek, Raviv винайшли ще один оптимальний алгоритм декодування для класу лінійних кодів, який отримав назву декодер BCJR [69]. Хоча він був здатний безпосередньо мінімізувати BER, його ефективність залишалася подібною до MLSE, незважаючи на значно вищу складність. Тому декодер BCJR залишався в сплячому стані до винаходу турбо кодів, які потребували алгоритму, який забезпечував метрики довіри біт-за-бітом для декодера.

LDPC-коди.

Роберт Галлагер у 1963 році розробив код з низькою щільністю перевірки парності (Low-density parity-check code – LDPC) під час написання своєї дисертації на ступінь доктора філософії [10]. LDPC-коди – це клас лінійних блокових кодів. В той час не було технологій, які б дозволили усвідомити важливість цього коду через його велику складність, але в 1996 році Маккей і Ніл переробили код після багатьох досліджень. В результаті цього він був включений до багатьох стандартів, таких як WiFi, DVB, WiMAX та 5G-NR [70-72].

LDPC-коди є лінійними блоковими кодами, які використовують розріджену матрицю перевірки парності для своєї роботи. У LDPC-кодів низька щільність означає його розрідженість, коли кількість одиниць є значно меншою за кількість нулів, і парітетне слово, використовуване в ньому, показує підхід матриці перевірки парності, задіяний у цьому канальному кодуванні. LDPC-коди мають докази моделювання, які підтверджують наближення до межі Шеннона для великих довжин блоку на бінарних симетричних каналах та каналах з АБГШ.

LDPC-коди використовуються для каналів трафіку (користувацькі дані) у режимах відвантаження/завантаження в eMBB. Вони мають хорошу ефективність для великих довжин блоку і гіршу ефективність для інших довжин блоку. LDPC-коди складаються з регулярних і нерегулярних структур, залежно від ваги рядка і стовпця. Коли вага рядка і стовпця фіксовані, такі коди називаються регулярними LDPC-кодами. Коли вага рядка і стовпця динамічна, такі коди називаються нерегулярними LDPC-кодами. Корекція помилок в нерегулярних LDPC-кодах краща порівняно з регулярними LDPC-кодами. Робота LDPC-кодів залежить від двох важливих параметрів: матриці перевірки парності $\mathbf{H}$ та її графічного представлення (граф Таннера). LDPC-код став дуже популярним через високу пропускну здатність, низьку складність декодування та покращену латентність декодування, особливо для обробки даних у технології 5G. LDPC-код був створений шляхом поєднання малих кодів корекції помилок і створення великого коду. Технології 5G потребують схеми

кодування каналу з високою пропускнуою здатністю та низькою латентністю, тому LDPC-код підходить для каналів передачі даних.

Технологія 5G-NR використовує два різних типи базових матриць: BG1 і BG2 у LDPC-кодах [70-77]. Стандарти 5G-NR визначають фіксовані розміри обох базових матриць: BG1: 46×68 і BG2: 42×52 . Базова матриця розділена на підматриці, і ці підматриці складаються з фіксованої блочної структури, залежної від обраної базової матриці.

Зв'язки матриці перевірки парності між її вузлами можна легко побачити за допомогою графа Таннера, який є графічним зображенням матриці перевірки парності. Граф Таннера дозволяє об'єднати кілька малих кодів в один великий код. За допомогою графа Таннера можна швидко впізнати структуру коду, іноді його називають двочастковим графом. У графі Таннера є лише два типи вузлів: бітовий вузол (Bit node) і перевірочний вузол (Check node). Бітовий вузол і перевірочний вузол відповідають рядку і стовпцю матриці перевірки парності відповідно. Кількість одиниць у матриці перевірки парності представлена ребрами графа Таннера. Ступінь бітового вузла і перевірочного вузла у двочастковому графі відповідає вазі стовпця і рядка в матриці перевірки парності. Рисунок 1.14 графічно зображує матрицю перевірки парності **H** розміром 6×6 , вигляду:

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}. \quad (1.10)$$

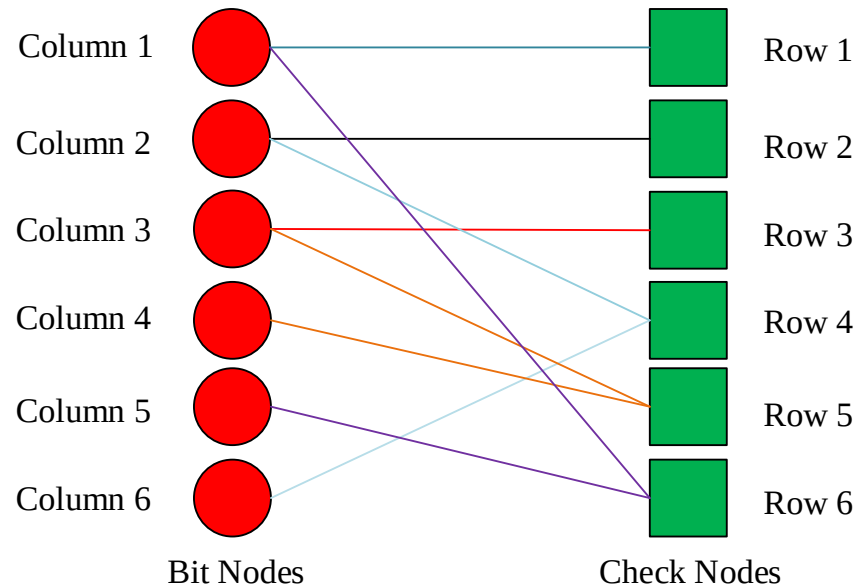


Рис. 1.14. Граф Таннера матриці перевірки парності H

LDPC-код (N, K) складається з N бітів довжини кодового слова, K бітів довжини повідомлення і $(N-K)$ бітів парності. Розріджена матриця перевірки парності, також відома як матриця LDPC, позначена як H розміром $(N-K) \times N$, складається з загальної кількості елементів $N \cdot (N-K)$. Кодер LDPC використовує два базових графа для кодування дуже великих даних. Використання двох різних базових графів у процесі кодування призначене для підтримки різних коефіцієнтів кодування. Базовий граф BG1 використовується в основному для довгих блоків користувацьких даних, які лежать у діапазоні $(500 \leq K \leq 8448)$, та для підтримки дуже високих змінних коефіцієнтів кодування, які лежать у діапазоні $(1/3 \leq R \leq 8/9)$. Базовий граф BG2 використовується для менших блоків користувацьких даних, які лежать у діапазоні $(40 \leq K \leq 2560)$ і підходять для нижніх змінних коефіцієнтів, які лежать у діапазоні $(1/5 \leq R \leq 2/3)$ [70-77]. Кодер LDPC кодує дані каналу трафіку, додаючи після повідомлення бітів парності для цих даних. Дані з великою довжиною блоку спочатку сегментуються на невеликі блоки, після чого до них додається CRC для забезпечення безпеки даних. Пунктуація і скорочення – два методи, які використовуються для операцій вирівнювання курсів. Матриця перевірки

парності H , яка є розширенням базової матриці, є ключовою для всієї процедури кодування LDPC. За допомогою матричної операції функція кодера полягає в визначенні бітів парності. Повідомлення (1.11), парності (1.12) і кодове слово (1.13) є векторами масиву довжиною K , $N-K$ і N відповідно:

$$\text{Message } m = m_1, m_2, m_3, \dots, m_K, \quad (1.11)$$

$$\text{Parity } p = p_1, p_2, p_3, \dots, p_{(N-K)}, \quad (1.12)$$

$$\text{Codeword } C = C_1, C_2, C_3, \dots, C_N. \quad (1.13)$$

Повідомлення і обчислені парності присутні у кодовому слові, яке може бути записане за допомогою (1.14).

$$\text{Codeword } C = m_1, m_2, m_3, \dots, m_K, p_1, p_2, \dots, p_{(N-K)} \}. \quad (1.14)$$

Закодовані дані отримуються після обчислення бітів парності p шляхом виконання операції на бітових частинах повідомлення. Матриця перевірки парності H і кодове слово повинні задовольняти (1.15), щоб отримати правильне кодове слово C , яке містить повідомлення і відображає операцію, виконану на частині повідомлення для обчислення частини парності.

$$[H]_{(N-K \times N)} * [C^T]_{N \times 1} = 0. \quad (1.15)$$

Кодове слово C містить як повідомлення, так і парні компоненти, які виражені розбиттям матриці перевірки парності H на частину P і частину I identity, тоді вищевказане рівняння може бути змінено як (1.16) після спрощення.

$$\begin{aligned}
& [PI] \begin{bmatrix} m^T \\ p^T \end{bmatrix} = 0 \text{ or} \\
& p^T = P \cdot m^T \text{ or} \\
& \begin{bmatrix} p_1 \\ p_2 \\ p_3 \\ \vdots \\ p_k \end{bmatrix} = [P] \cdot \begin{bmatrix} m_1 \\ m_2 \\ m_3 \\ \vdots \\ p_k \end{bmatrix}.
\end{aligned} \tag{1.16}$$

LDPC-коди забезпечують близьку до пропускну́ї спроможності продуктивність завдяки простоті реалізації та низькій складності їх декодера. Декодер, що використовується в LDPC-кодах, є декодер з «м'яким» входом та «м'яким» виходом (soft-in soft-out, SISO), що означає, що він отримує реальні значення каналу і передає деяку ймовірність інформації для цих значень.

У LDPC-кодах між перевірочними вузлами та змінними вузлами ітеративно передається повідомлення за допомогою декодера SISO. Ітеративний характер декодера показує, що він не декодує весь отриманий вектор одразу. Він оцінює реальні значення каналу біт за бітом, що означає, що він оцінює перший біт з вектора і використовує весь вектор разом з деякою інформацією з раніше декодованого біта для наступного біта. М'яка інформація передається внутрішньо на основі логарифмічного відношення функцій правдоподібності (LLR) [70-77].

Декодер LDPC SISO спочатку використовує внутрішнє / каналне LLR на першій ітерації, і внутрішнє LLR обчислюється для всіх отриманих значень індивідуально, що безпосередньо пропорційно значенню, отриманому з каналу для каналу BPSK-AWGN. Відношення правдоподібності – це відношення ймовірності того, що оцінене значення дорівнює 0 до ймовірності, що оцінене значення дорівнює 1 для будь-якого отриманого вектора, і їх логарифм дає логарифмічне значення ймовірності, яке може бути визначене як:

$$LLR_i = \log\left(\frac{\Pr(c_i = 0/r_i)}{\Pr(c_i = 1/r_i)}\right) = \log\left(\frac{f(r_i/c_i = 0)}{f(r_i/c_i = 1)}\right) = \log(e^{2*r_i/\sigma^2}). \quad (1.17)$$

де c_i – це i -й біт кодового слова, а r_i – це i -е отримане значення.

Після спрощення (1.17) остаточне внутрішнє LLR обчислюється як показано в (1.18).

$$LLR_i = r_i * (2/\sigma^2). \quad (1.18)$$

Вихідне / зовнішнє LLR дає віру в те, що певні біти для всього отриманого вектора r . Це може бути використано після першої ітерації у декодері LDPC, яке може бути розраховано як:

$$LLR_e = \log\left(\frac{\Pr(c_i = 0/r)}{\Pr(c_i = 1/r)}\right) = \log\left(\frac{f(r/c_i = 0)}{f(r/c_i = 1)}\right) = \log(e^{[2*(r_1+r_2+r_3...r_N)]/\sigma^2}). \quad (1.19)$$

де c_i – це i -й біт кодового слова, а $r = \{r_1, r_2, r_3...r_N\}$ - це весь отриманий вектор.

Після відміни експоненційного члену з логарифмом, вище вказане рівняння може бути записано як:

$$LLR_e = (r_1 + r_2 + r_3...r_N) * (2/\sigma^2) = \text{sum}(r) * (2/\sigma^2). \quad (1.20)$$

Де $2/\sigma^2$ є позитивним чинником і може бути знехтувано. Ефективне обчислення умовного зовнішнього LLR після очікуваного результату може бути виражено функцією $\tanh$, поданою як:

$$f(x) = |\log(\tanh(|x|/2))| \text{ for } x > 0. \quad (1.21)$$

Чим нижче значення x , тим вище значення $\log-\tanh$, а чим вище значення x , тим нижче значення $\log-\tanh$. Це наближає функцію $\log-\tanh$, і значення

функції $\log\text{-tanh}$ може бути добре апроксимовано простою функцією, відому як $\min\text{-sum}$, яка може бути записана в наступному вигляді:

$$f(a, b) = \text{sign}(a) * \text{sign}(b) * \min(|a|, |b|). \quad (1.22)$$

Полярні коди.

Полярний код був розроблений Ердалом Еріканом у 2008 році [23] і є класом кодів корекції помилок для передачі даних, що мають доказ симетричної ємності двійкового цифрового каналу без пам'яті (binary discrete memoryless channels – BDMS) при N , що сходиться до нескінченності. Математична форма полярних кодів залежить від поляризації каналу, в якій N незалежних копій каналу змішуються та розподіляються на N різних бітових каналів. Ці бітові канали відрізняються один від одного за надійністю, і при великих значеннях N їх можна класифікувати на два типи в залежності від надійності: один – це добрий канал, через який передається інформація, а інший – це поганий канал, який несе нульову інформацію. Полярні коди стали дуже популярними завдяки своїй високій надійності та низькій затримці, що сприяло широкому дослідженню після того, як 3GPP стандартизувала їх як схеми кодування каналу в технології 5G.

Полярний код (N, K) складається з довжини кодового слова з N бітів, яка обмежена ступенем двійки, та має розмір інформації з K бітів. Полярний кодер, розроблений Еріканом, називається несистематичним полярним кодом, в якому повідомлення та «заморожені» біти представлені у одному бінарному векторі. Бінарний вектор u довжиною N бітів, утворений «замороженими» бітами, контрольними бітами та повідомленнями, кодується за допомогою полярного перетворення [23]. Позиції «заморожених» контрольних бітів та повідомлень впливають на надійність каналу, що робить вибір позицій критичним. Згідно з надійністю послідовності, позиції «заморожених» бітів є $(N-K)$ найменш надійними, а позиції повідомлень – найбільш надійними K позиціями. Кількість контрольних бітів, які використовуються в полярних кодах, – три, що підвищує

ймовірність корекції помилок, і вони вставляються в дві найменш надійні позиції і одну найбільш надійну позицію. Для підтримки всіх швидкостей коду полярні коди використовують техніку узгодження швидкості, такі як відкидання, скорочення та повторення. Кодовані ($N-E$) бітів не передаються при виключенні та скороченні, коли N менше або дорівнює E , і ці $N-E$ кодовані біти використовуються двічі при повторенні, коли N набагато більше ніж E .

Полярні коди використовують генераторну матрицю G_N для кодування вхідного бінарного вектора, і ця генераторна матриця може бути сформована через n -те Кронекерове перетворення поляризаційної матриці F :

$$G_N = F^{\otimes n}. \quad (1.23)$$

Початковий несистематичний полярний кодер, який був розроблений Ердалом Еріканом, не використовується для практичної реалізації (рис. 1.15).

Був запропонований інший тип кодера, відомий як систематичний полярний кодер, який можливий для апаратної реалізації. У систематичному полярному кодері частини повідомлення та «заморожені» біти не представлені разом у бінарному векторі, а використовуються окремо. Різні типи полярних кодерів, розроблених до цього часу, показані нижче на рисунках 1.15 і 1.16.

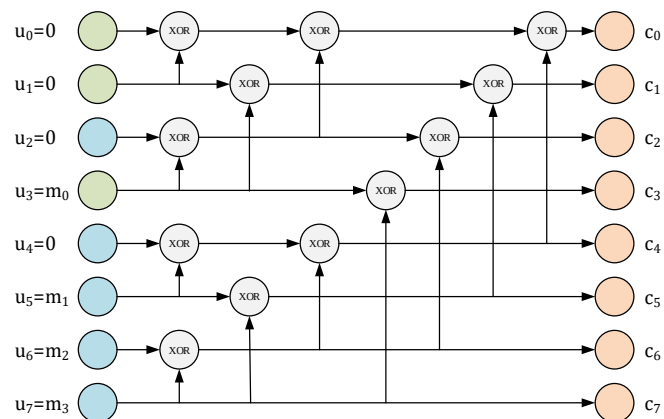


Рис. 1.15. Несистематичне кодування полярних кодів

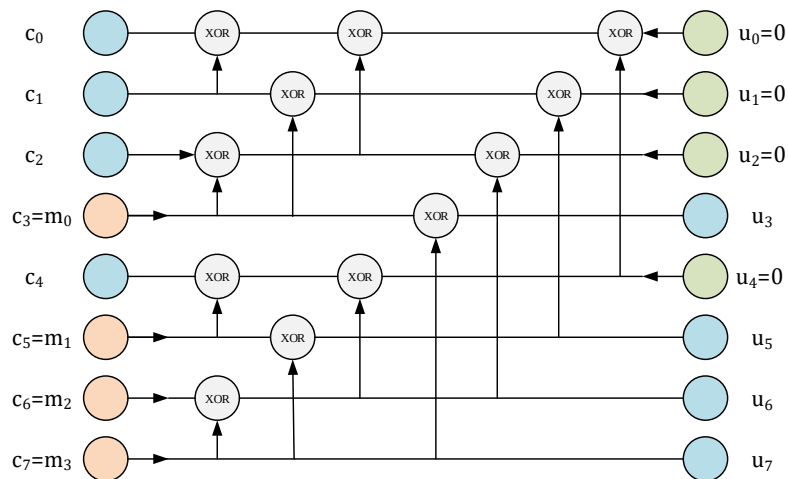


Рис. 1.16. Систематичне кодування полярних кодів

Наприклад, для $(8, 4)$ полярного коду:

- $N = 8$ – довжина кодового слова

$$c = [c_0, c_1, c_2, c_3, c_4, c_5, c_6, c_7].$$

- $K = 4$ – довжина повідомлення

$$m = [m_0, m_1, m_2, m_3].$$

- F – кількість «заморожених» бітів

$$F = 8 - 4 = 4.$$

- Послідовність надійності для $N = 8$:

$$\{0, 1, 2, 4, 3, 5, 6, 7\}.$$

- Зафіксовані біти знаходяться на позиціях $\{0, 1, 2, 4\}$.

- Повідомлення знаходяться на позиціях $\{3, 4, 5, 6, 7\}$.

Бінарний вхідний вектор u складається з «заморожених» бітів та бітів повідомлення і показаний як

$$u = [u_0, u_1, u_2, u_3, u_4, u_5, u_6, u_7].$$

- Генераторна матриця для $N = 8$:

$$G_8 = F^{\otimes 3} = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}^{\otimes 3}. \quad (1.24)$$

Декодер, що використовується в полярних кодах, є послідовним. Це означає, що декодер не декодує весь отриманий вектор одночасно, а декодує по

одному біту. Декодер в полярних кодах є декодер з «м'яким» входом та «м'яким» виходом (SISO), і його ідея полягає в тому, що він використовує реальні значення, отримані від каналу, і оцінює біт на основі ймовірності або міри для цього конкретного біту. Жорсткі декодери і м'які декодери відрізняються тим, що жорсткий декодер розкриває оцінений біт, тоді як «м'які» декодери показують ймовірність оціненого біту. Декодер в полярних кодах отримує інформацію з усього отриманого вектора каналу та деяку інформацію з раніше декодованих бітів. Декодер приймає «м'які» рішення на основі отриманих значень каналу та «жорсткі» рішення на основі вже декодованих бітів. Внутрішня передача «м'яких» інформацій базується на логарифмічних відношеннях правдоподібності (LLR), які математично показані у (1.18) та (1.20), а їх ефективне обчислення після очікування виражене через функцію $\log\text{-tanh}$, як показано у (1.21). Значення функції $\tanh$ можна наблизити за допомогою простої функції $\min\text{-sum}$, показаної у (1.22), де функція $\min\text{-sum}$ використовується для правого вузла, а функція g (1.23) – для лівого вузла.

$$g(a, b, \text{usap}) = b + (1 - 2 * \text{usap}) * a . \quad (1.25)$$

В рамках даної роботи розглядаються турбо коди.

роботі [78] запропоновано нову структуру турбо-коду, яка підходить для паралельного та послідовного з'єднання, забезпечуючи дуже низький рівень помилок (BER) при досягненні певного значення співвідношення сигнал/шум E_b/N_0 у зоні мінімальної помилки. Запропонований турбо-код є модифікованим варіантом, що поєднує паралельну та послідовну конкатенацію компонентних кодів. Порівняно зі стандартними турбо-кодами, цей код досягає майже такої ж складності декодування, але з істотно покращеною продуктивністю BER у зоні мінімальної помилки. Моделювання підтверджує високу ефективність запропонованого турбо-коду, який також має гарну адаптивність до широкого діапазону розмірів блоків даних.

дослідженні [79] представлено нову систему адаптивної модуляції (AM) з LDPC-кодами, що підтримується методами машинного навчання (ML), де застосовуються LDPC-коди з короткою довжиною блоку. Традиційна система адаптивної модуляції та кодування (AMC) включає методи перегляду фіксованих таблиць, відомі як адаптація внутрішнього циклу (ILLA) та зовнішнього контуру (OLLA). ILLA реалізує адаптацію шляхом вибору режимів модуляції та кодування за допомогою таблиці порогів співвідношення сигнал/шум (SNR) при цільовому BER, тоді як OLLA вдосконалює цей підхід шляхом динамічного регулювання порогів SNR для подальшої оптимізації роботи системи.

У роботі [80] аналізуються узагальнені блокові коди, побудовані з використанням кодів Ріда-Соломона, які з'єднані паралельно. Запроваджено модифікований алгоритм декодування Chase-Pyndiah, який використовує вагові коефіцієнти α та коефіцієнт стійкості β . У роботі досліджено вплив різних параметрів турбо-кодів, таких як тип компонентних кодів, розмір перемешувача (число підблоків) та кількість ітерацій декодування, на характеристики достовірності інформації. Результати моделювання демонструють ефективність застосування адаптивних параметрів у декодуванні узагальнених паралельних конкатенованих кодів на основі кодів Ріда-Соломона, що покращує їх достовірність порівняно з використанням статичних налаштувань.

У дослідженні [81] проведено аналіз ефективності перфорованих турбо-кодів і перфорованих мультидвійкових турбо-кодів при передачі інформації через канал з адитивним білим гаусівським шумом (AWGN) з точки зору BER і FER. Використовуються турбо коди, запропоновані Берроу. Ці схеми містять паралельні з'єднання рекурсивних систематичних згорткових кодів (РСЗК) з $R = 1/2$, а також мультидвійкові турбо-коди зі швидкістю $R = 2/3$. Для досягнення високої спектральної ефективності увага зосереджена на високих швидкостях кодування $R = 1/2, 3/5$ і $2/3$ та застосуванні виключення бітів для регулювання швидкості кодування. Для забезпечення сумісності зі стандартами IEEE 802.11n і DVD-T було використано блоки даних помірної довжини — 1504 біти.

У статті [82] запропоновано застосування методів глибокого навчання для декодування турбо-кодів і полярних кодів із фіксованою швидкістю кодування. Водночас недоліком таких методів є те, що вони не враховують можливість багаторівневої параметричної адаптації кодувальників і декодувальників.

1.4. Постановка науково-прикладної задачі і окремих задач дисертації

На сьогоднішній день питання забезпечення достовірності інформації в бездротових засобах передачі даних (БЗПД) широко досліджується як вітчизняними, так і зарубіжними науковцями. Серед найвідоміших дослідників цієї галузі можна виокремити таких учених, як: 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 та ін.

У сучасних бездротових системах зв'язку для досягнення високої достовірності передачі інформації широко застосовуються технології адаптивного кодування, багатотональна модуляція OFDM, а також багатоканальні антенно-просторові схеми МІМО. В якості завадостійких кодів найбільш розповсюджені на даний час турбо коди, коди з низькою щільністю перевірки парності (LDPC-коди) та полярні коди.

Для покращення характеристик достовірності активно використовуються схеми адаптивного кодування. Проте більшість існуючих досліджень передбачають адаптацію лише одного параметра – швидкості кодування. Такий підхід не дозволяє повністю реалізувати потенціал коригувальних кодів, тому виникає необхідність у розробці методів, що передбачають адаптацію й інших параметрів коду.

У зв'язку з цим у дисертації вирішується актуальна науково-прикладна проблема, що має суттєве наукове, технічне та практичне значення для створення перспективних бездротових систем зв'язку. Йдеться про

забезпечення достовірності переданої інформації в БЗПД шляхом розробки нових методів параметричної адаптації кодових конструкцій.

Об'єктом дослідження є процеси формування та обробки кодованих даних у безпроводових засобах зв'язку, а предметом – методи підвищення достовірності інформації у таких системах.

Метою дисертаційної роботи є підвищення ефективності функціонування безпроводових систем передачі даних в умовах дії завад шляхом створення методів параметричної адаптації кодових конструкцій.

Реалізацію поставленого науково-прикладного завдання доцільно здійснювати поетапно:

На першому етапі – проаналізувати сучасний стан систем бездротової передачі даних, дослідити основні джерела помилок у БЗПД, а також існуючі методи їх зменшення в актуальних безпроводових технологіях.

На другому етапі – на основі аналізу алгоритмів кодування та декодування турбо-кодів розробити метод адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів шляхом зміни маршруту обходу вузлів просторової решітки.

На третьому етапі – запропонувати метод параметричної адаптації перевірочних поліномів для компонентного згорткового коду в структурі турбо-коду.

На четвертому етапі – розробити метод генерації початкових поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів за допомогою генетичного алгоритму.

На п'ятому етапі – виконати аналіз ефективності запропонованих рішень шляхом імітаційного моделювання та порівняння з відомими підходами.

Висновки за розділом 1

1. Проведений аналіз сучасних систем бездротової передачі даних, чинників, що спричиняють зростання кількості помилок під час передачі

інформації, а також існуючих методів зниження цих помилок, дозволив зробити висновок, що одним із перспективних напрямів забезпечення достовірності інформації в умовах дії інтенсивних завад є впровадження методів параметричної адаптації кодових конструкцій.

2. Метою дисертаційної роботи є підвищення ефективності функціонування безпроводових засобів передачі даних в умовах завад шляхом розробки методів, заснованих на параметричній адаптації кодових конструкцій.

3. Для досягнення зазначеної мети необхідно вирішити науково-прикладну задачу, яка полягає у забезпеченні високої достовірності інформації в бездротових системах зв'язку шляхом створення ефективних методів параметричної адаптації кодових конструкцій.

4. Формалізована науково-прикладна задача доцільно декомпонується на низку взаємопов'язаних підзадач, що визначають зміст окремих розділів дисертаційної роботи.

Основні результати, викладені в цьому розділі, опубліковано в роботі [42].

РОЗДІЛ 2. МЕТОД АДАПТАЦІЇ РЕКУРСИВНИХ СИСТЕМАТИЧНИХ ЗГОРТОЧНИХ КОДІВ ТУРБО КОДІВ В СУЧАСНИХ БЕЗПРОВОДОВИХ СИСТЕМАХ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ

2.1. Дослідження методів кодування та декодування турбо кодів в сучасних безпроводових системах передачі даних

На рис. 2.1 зображений компонентний рекурсивний систематичний згортковий кодер (РСЗК) виду $G(D) = [1, 5/7]$, який використовується в структурі турбо коду.

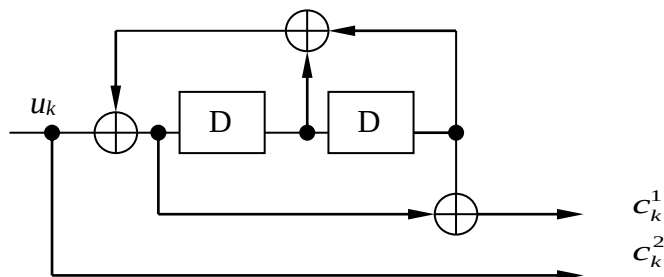


Рис. 2.1. Компонентний РСЗК турбо коду

На рис. 2.2 зображена схема декодера турбо коду, який також складається відповідно до кількості компонентних РСЗК кодера турбо кода..

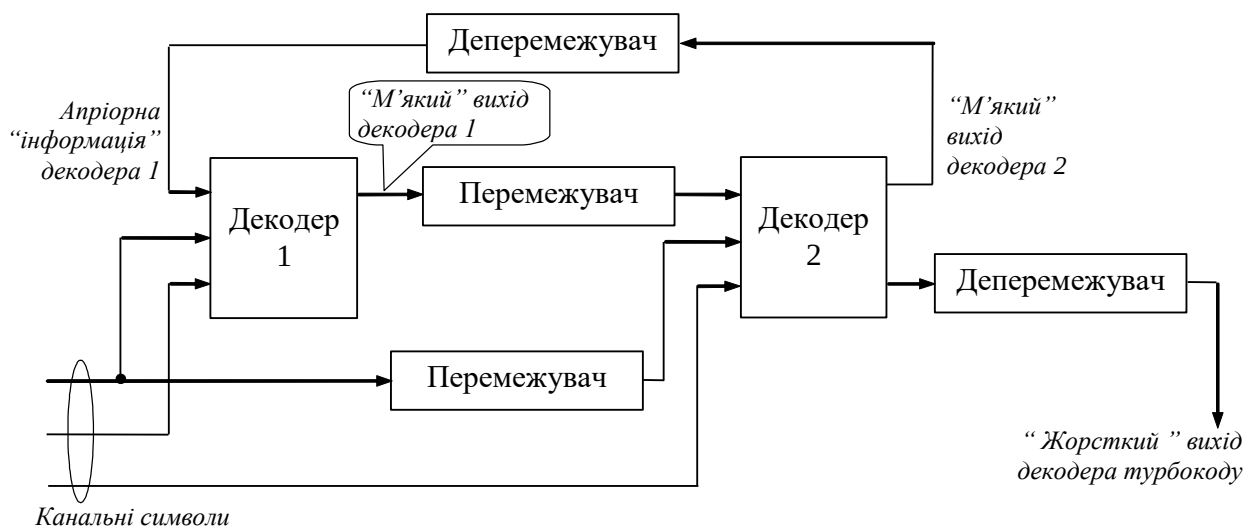


Рис. 2.2. Структурна схема декодера турбо коду

Для часу k u_k – біт кодера на вході, c_k – вироблений кодовий символ, y_k – прийнятий з виходу каналу символ з урахуванням зашумлення.

Для подальшого опису будемо використовувати:

N – розмір кадру;

k – дискретний відлік тактової роботи, $k \in \{1, N\}$;

$c_k = \{c_k^1, c_k^2, \dots, c_k^q\}$ – перевірочні символи даних на виході кожного компонентного з урахування модулятора, $c_k^m \in (-1, 1)$, $m \in (1, q)$;

$x_k = (x_k^{1,s}, x_k^{2,p}, x_k^{3,p}, \dots, x_k^{q,p}), \{x_k^{1,s}, x_k^{2,p}, x_k^{3,p}, \dots, x_k^{q,p}\} \in (-A, A)$ – символ з виходу векторного модулятора. A – деякий параметр, для АБГШ $A=1$;

$y_k = (y_k^{1,s}, y_k^{2,p}, y_k^{3,p}, \dots, y_k^{q,p})$ – символ на виході каналу з АБГШ;

$y_1^N = (y_1, y_2, \dots, y_N)$ – кадр на вході декодера.

Будемо використовувати деякі положення теорії ймовірності:

$$P(A, B) = P(A)P(B/A) \quad (2.1)$$

$$P(A, B/C) = P(A/C)P(B/A, C). \quad (2.2)$$

$$P(A) = \sum_B P(A, B). \quad (2.3)$$

$$P(A/B) = P(A). \quad (2.4)$$

$$P(AB) = P(A)P(B). \quad (2.5)$$

Вчені Bahl-Cocke-Jelinek-Raviv у 1974 році запропонували алгоритм алгоритм декодування MAP (maximum a posteriori probabilities), який також отримав назву у світі як BCJR [69].

Логарифм функцій правдоподібності (ЛФП) або відношень цих функцій (ЛВФП або LLR) $L(u_k)$ для u_k обчислюється [83-89]:

$$L(u_k) \triangleq \log\left(\frac{P(u_k = 1/y_1^N)}{P(u_k = 0/y_1^N)}\right). \quad (2.6)$$

Прийняття рішення відбувається як:

$$\tilde{u}_k = \text{sign}[L(u_k)]. \quad (2.7)$$

Враховуючи (2.1) – (2.5), (2.7) буде мати такий вигляд [85]:

$$L(u_k) = \log\left(\frac{P(u_k = 1, y_1^N) / P(y_1^N)}{P(u_k = 0, y_1^N) / P(y_1^N)}\right) = \log\left[\frac{\sum_{s'} P(s_{k-1} = s', u_k = 1, y_1^N) / P(y_1^N)}{\sum_{s'} P(s_{k-1} = s', u_k = 0, y_1^N) / P(y_1^N)}\right]. \quad (2.8)$$

Символ з виходу каналу можна представити трьома частинами:

$$y_1^N = \{y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N\}. \quad (2.9)$$

Враховуючи (2.9), отримуємо [85]

$$L(u_k) = \log\left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', u_k = 1, y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', u_k = 0, y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N) / P(y_1^N)}\right]. \quad (2.10)$$

$$\begin{aligned} L(u_k) &= \log\left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 1, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 0, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) / P(y_1^N)}\right] = \\ &= \log\left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 1, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 0, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') / P(y_1^N)}\right] \end{aligned} \quad (2.11)$$

Далі отримуємо наступне:

$$\begin{aligned} P(u_k = u, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') &= P(y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', u_k = u, y_k) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= P(y_{k+1}^N / s_k = s) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s'). \end{aligned} \quad (2.12)$$

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:

$$L(u_k) = \log \left[\frac{\sum_{u-} \alpha_{k-1}(s') \beta_k(s) \gamma_k(s', s) / P(y_1^N)}{\sum_{u+} \alpha_{k-1}(s') \beta_k(s) \gamma_k(s', s) / P(y_1^N)} \right], \quad (2.13)$$

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

$$\alpha_k(s) \triangleq P(s_k = s, y_1^k) = \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', u_k = u, y_1^{k-1}, y_k) = \\ = \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) = \\ = \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ = \sum_{s'/s_k=s} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) = \sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s), \quad (2.14)$$

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

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

$$\beta_{k-1}(s') \triangleq P(y_k^N / s_{k-1} = s') = \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(u_k = u, y_{k+1}^N, y_k / s_{k-1} = s') = \\ = \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', u_k = u, y_k) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ = \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(y_{k+1}^N / s_k = s) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ = \sum_{s/s_{k-1}=s'} \beta_k(s) \gamma_k(s', s), \quad (2.15)$$

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

Подальші розрахунки призводять до наступного:

$$L(u_k) = \log \left[\frac{\sum \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \beta_k(s) / P(y_1^N)}{\sum_{u-} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \beta_k(s) / P(y_1^N)} \right] = \quad (2.16)$$

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

Далі отримаємо:

$$L(u_k) = \log \left[\frac{\sum_{u+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{u-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)} \right]. \quad (2.17)$$

Так як

$$P(y_1^k) = \sum_s P(s_k = s, y_1^k) = \sum_s \alpha_k(s), \quad (2.18)$$

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

$$\begin{aligned} \tilde{\alpha}_k(s) &\triangleq \frac{\alpha_k(s)}{P(y_1^k)} = \frac{P(s_k = s, y_1^k)}{\sum_s P(s_k = s, y_1^k)} = \frac{\alpha_k(s)}{\sum_s \alpha_k(s)} = \\ &= \frac{\sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)} = \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}. \end{aligned} \quad (2.19)$$

$$P(y_1^N) = P(y_1^{k-1}, y_k^N) = P(y_1^{k-1}) P(y_k^N / y_1^{k-1}) = P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2}) P(y_1^{k-2}). \quad (2.20)$$

$$\begin{aligned} P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2}) &= P(y_1^{k-1}) \frac{P(y_k^N / y_1^{k-1})}{P(y_1^{k-2})} = \sum_s \sum_{s'} \alpha_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) \frac{P(y_k^N / y_1^{k-1})}{P(y_1^{k-2})} = \\ &= \sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) P(y_k^N / y_1^{k-1}). \end{aligned} \quad (2.21)$$

$$\begin{aligned}
\tilde{\beta}_{k-1}(s') &= \frac{\beta_{k-1}(s')}{P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2})} = \frac{\beta_{k-1}(s')}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) P(y_k^N / y_1^{k-1})} = \\
&= \frac{\tilde{\beta}_{k-1}(s')}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s)} = \frac{\sum_s \tilde{\beta}_k(s) \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s)}.
\end{aligned} \tag{2.22}$$

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

$$\begin{aligned}
L^e(u_k) &\triangleq \log \frac{P(u_k = 1)}{P(u_k = 0)} = \log \frac{P(c_k^1 = 1)}{P(c_k^1 = -1)} = \log \frac{P(c_k^1 = 1)}{1 - P(c_k^1 = 1)} = \\
&= L_a(c_k^1) = \log \frac{P_+}{P_-} = \log \frac{P_+}{1 - P_+},
\end{aligned} \tag{2.23}$$

$$P(c_k^1 = 1) = P_+ = \frac{\sqrt{P_- / P_+}}{1 + \sqrt{P_- / P_+}} \sqrt{P_+ / P_-} = \frac{\sqrt{P_- / P_+}}{1 + \sqrt{P_- / P_+}} \left(\sqrt{P_+ / P_-} \right)^{c_k^1}, \tag{2.24}$$

$$P(c_k^1 = -1) = P_- = \frac{\sqrt{P_- / P_+}}{1 + \sqrt{P_- / P_+}} \left(\sqrt{P_+ / P_-} \right)^{-1} = \frac{\sqrt{P_- / P_+}}{1 + \sqrt{P_- / P_+}} \left(\sqrt{P_+ / P_-} \right)^{c_k^1}. \tag{2.25}$$

$$P(c_k^1) = \frac{e^{-\frac{L_a(c_k^1)}{2}}}{1 + e^{-L_a(c_k^1)}} e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1} = A_k e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1}, \tag{2.26}$$

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

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

$$P(Y = y_k / c_k) = P(Y = y_k / u_k) \approx \lim_{\Delta \rightarrow 0} P(y_k \leq Y \leq y_k + \Delta / U = u_k) = \tag{2.27}$$

$$= \lim_{\Delta \rightarrow 0} p(y_k / u_k) \Delta = \lim_{\Delta \rightarrow 0} p(y_k / x_k) \Delta,$$

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

$$\gamma_k(s', s) = P(y_k / c_k = c) P(u_k = u) = B_k e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} A_k e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1}. \quad (2.28)$$

$$\begin{aligned} \gamma_k(s', s) &= B_k \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} \cdot A_k \cdot e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1} = A_k \cdot B_k \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} \cdot e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1} = \\ &= A_k \cdot B_k \cdot \exp \left[\frac{4 \cdot h_0^2}{p} \cdot \left(\frac{y_k^{1,s} \cdot A \cdot c_k^1}{2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot A \cdot c_k^i}{2} \right) + \frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 \right] = \end{aligned} \quad (2.29)$$

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

де

$$Lc \triangleq \frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p}, \gamma^e(s', s) \triangleq \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right]. \quad (2.30)$$

Враховуючи вище описане, маємо:

$$L(u_k) = \log \left[\frac{\sum \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{u-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)} \right], \quad (2.31)$$

$$\tilde{\alpha}_k(s) = \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}, \quad \tilde{\alpha}_0(s) = \begin{cases} 1, & s=1 \\ 0, & s \neq 1 \end{cases},$$

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

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

2.2. Метод адаптивного регулювання компонентних кодів турбо кодів із зміною станів вузлів просторової решітки

Станом на сьогодні у світі активно впроваджуються бездротові системи доступу на базі технології 5G, комерціалізація якої розпочалася орієнтовно у 2020 році. У подальшому очікується поява технології шостого покоління (6G), яка має забезпечити більш ефективні комунікації як для людини, так і для об'єктів Інтернету речей (IoT). Однією з ключових особливостей 6G стане підтримка інтелектуальних сервісів, заснованих на використанні штучного інтелекту (AI) та сенсорних систем, а також подальший розвиток сценаріїв, закладених у 5G: масового підключення пристроїв (mMTC), наднадійних низькозатримкових з'єднань (URLLC) та широкосмугової мобільної передачі даних (eMBB).

Ще у 1948 році Клод Шеннон у своїй фундаментальній роботі довів, що передача інформації з довільно малою імовірністю помилки можлива за наявності достатньо довгого випадкового кодового слова та ефективного каналного коду. Відтоді триває активний пошук методів кодування, які б дозволяли досягати пропускну здатності каналу, максимально наближеної до межі Шеннона.

На сьогодні найбільш поширеними типами коригувальних кодів у бездротових системах передачі даних є: згорткові коди, турбо коди, коди з низькою щільністю перевірок парності (LDPC-коди), полярні коди.

Для підвищення достовірності інформації в умовах впливу завад застосовуються методи адаптації зазначених кодів. Проте, більшість відомих підходів передбачає зміну лише одного параметра – швидкості кодування R , що обмежує загальну ефективність корекції помилок.

Суть методу полягає у модифікації параметрів РСЗК на основі аналізу топології просторової решітки (trellis diagram) — структурного представлення станів кодувального автомата. Пошук оптимальних комбінацій параметрів проводиться через обхід вузлів решітки з подальшим розрахунком цільової функції, яка враховує якісні показники — наприклад, частоту бітових помилок (BER) або енергетичну ефективність.

Рекурсивний систематичний згортковий код із швидкістю кодування $R = 1/2$ може бути отриманий з несистематичного згорткового коду (НЗК) шляхом введення зворотного зв'язку та встановлення одного з виходів (u_k або v_k) рівним інформаційному біту d_k . На рис. 2.3 представлено структуру РСЗК, у якій елемент a_k обчислюється за рекурсивним співвідношенням: $a_k = d_k + \gamma_i a_{k-1} \bmod 2$, де коефіцієнт зворотного зв'язку γ_1 визначається залежно від того, який з виходів встановлено рівним d_k : $\gamma_1 = g_{1i}$, якщо $u_k = d_k$, і g_{2i} — якщо $v_k = d_k$. При цьому можуть застосовуватися кілька прямолінійних з'єднань, кожне з яких характеризується своїм породжуючим поліномом.

Породжуючі поліноми (генератори) позначаються як: $G1:\{g_{1i}\}$, $G2:\{g_{2i}\}$ — і можуть бути представлені у двійковій, вісімковій або десятковій формах.

Наприклад, для випадку з трьома елементами пам'яті $M = 3$ можуть бути використані поліноми: $G1=\{111\}$ і $G2=\{101\}$, що у вісімковій системі запису мають вигляд.

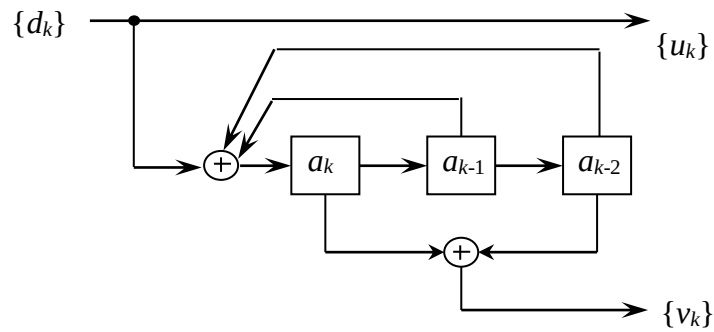


Рис. 2.3. Структурна схема кодера РСЗК

Кодер турбо коду поєднує через перемешувач два компонентні РСЗК (рис. 2.4).

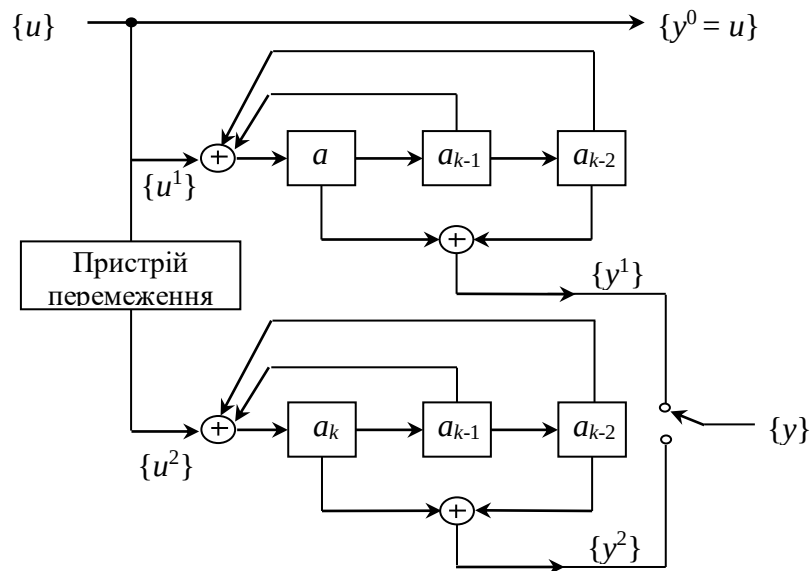


Рис. 2.4. Кодер турбо коду

Турбокод складається з кількох компонентних кодів, що мають відносно невелику довжину кодового обмеження, зазвичай у межах від 3 до 5 ($K = M+1 = 3 \dots 5$). У кодері, зображеному на рисунку 2, застосування ключа дозволяє досягти швидкості кодування $R = 1/2$. Якщо ж ключ не використовується, кодова швидкість становить $R = 1/3$, а при використанні кількох компонентних кодерів вона може бути змінена до співвідношення $1/n$. В основі цього турбокоду лежать два однакових рекурсивних систематичних згорткових кодери, кожен з яких має пам'ять $M_1 = M_2 = 2$. Перший кодер обробляє вхідну інформаційну послідовність бітів $u = (u_1, \dots, u_N)$ що має довжину N , і формує на

виході два вихідні потоки y_0 і y_1 . Після перемешування ця ж послідовність, перетворена в y_2 надходить до другого кодера, який також має довжину N .

Процес кодування в кожному з РСЗК відбувається відповідно до визначеної діаграми станів, яка описує всі допустимі стани кодера і переходи між ними при надходженні на вхід бітів зі значенням $\{0\}$ або $\{1\}$. Структура цієї діаграми суттєво залежить від поліномів, що задають прямі та зворотні зв'язки в кодері.

У процесі декодування використовується аналогічна діаграма станів, і для кожної бітової змінної u_k обчислюється логарифмічне відношення функцій правдоподібності (ЛВФП), яке дозволяє оцінити ймовірність її правильного значення наступним чином [85]:

$$L(u_k) \triangleq \log\left(\frac{P(u_k = 1 / y_1^N)}{P(u_k = 0 / y_1^N)}\right). \quad (2.32)$$

У процесі декодування турбокодів застосовуються алгоритми, що базуються на принципі максимізації правдоподібності.

При цьому важливу роль відіграє врахування параметрів кодування, зокрема поліномів, які визначають структуру кодера, а також швидкості кодування — ці аспекти безпосередньо впливають на обчислення перехідних метрик $\gamma_t(s', s)$ у декодуючих алгоритмах, як зазначено у [85].

Для прикладу, коли розглядається рекурсивний систематичний згортковий код (РСЗК) із кодовою швидкістю $1/q$ (тобто, кожному вхідному біту відповідає q вхідних бітів), тоді ймовірність прийому певного символу u_k за умови передачі символу c_k , $P(Y = u_k / c_k)$, може бути апроксимована відповідною математичною моделлю, що враховує характеристики каналу, тип завади та параметри кодування. Така апроксимація дозволяє ефективніше оцінити правдоподібність переданих даних на етапі декодування:

$$\begin{aligned}
P(Y = y_k / c_k) &= P(Y = y_k / u_k) \approx \lim_{\Delta \rightarrow 0} P(y_k \leq Y \leq y_k + \Delta / U = u_k) \\
&= \lim_{\Delta \rightarrow 0} p(y_k / u_k) \Delta = \lim_{\Delta \rightarrow 0} p(y_k / x_k) \Delta,
\end{aligned}
\quad (2.33)$$

де $p(y_k / x_k)$ – щільність ймовірності y_k при умові, що був переданий x_k ; Δ – дуже мале число із знаком «+», яке можна не враховувати. Тому $P(y_k / u_k) \sim p(y_k / x_k)$:

$$\begin{aligned}
P(y_k / u_k) &= P(y_k^{1,s}, y_k^{2,p}, y_k^{3,p}, \dots / c_k^1, c_k^2, c_k^3, \dots) = P(y_k^{1,s}, y_k^{2,p}, y_k^{3,p}, \dots / x_k^{1,s}, x_k^{2,p}, x_k^{3,p}, \dots) \\
&= P(y_k^{1,s} / x_k^{1,s}) P(y_k^{2,p} / x_k^{2,p}) P(y_k^{3,p} / x_k^{3,p}) \dots = P(y_k^{1,s} / x_k^{1,s}) \prod_{i=2}^q P(y_k^{i,p} / x_k^{i,p}).
\end{aligned}
\quad (2.34)$$

Далі припустимо, що використовується канал з відсутністю пам'яті:

$$\begin{aligned}
P(y_k / u_k) &\propto e^{-\frac{(y_k^{1,s} - x_k^{1,s})^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} - x_k^{i,p})^2}{2\sigma_n^2}} = e^{-\frac{(y_k^{1,s})^2 + (x_k^{1,s})^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p})^2 + (x_k^{i,p})^2}{2\sigma_n^2}}. \\
&\cdot e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} = B_k e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}}, \\
\text{де } B_k &= e^{-\frac{(y_k^{1,s})^2 + (x_k^{1,s})^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p})^2 + (x_k^{i,p})^2}{2\sigma_n^2}}.
\end{aligned}
\quad (2.35)$$

При цьому, $\gamma_k(s', s)$ можна представити як:

$$\gamma_k(s', s) = P(y_k / c_k = c) P(u_k = u) = B_k e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} A_k e^{\frac{L_u(c_k^1)}{2} - c_k^1}. \quad (2.36)$$

Уявимо, що використовується канал із білим шумом та нормальним розподілом:

$$h_0^2 = \frac{E_b}{N_0} = \frac{E_c}{R \cdot N_0}, \quad (2.37)$$

E_c – енергія сигналу, E_b – енергія біта. $E_c = R \times E_b$, і

$$\sigma_n^2 = \frac{N_0}{2} = \frac{E_c}{2 \cdot R \cdot h_0^2} = \frac{p}{2 \cdot h_0^2}, p \triangleq \frac{1}{R}, \text{ припустимо, що } E_c=1.$$

Підставляючи σ_n^2 в рівнянні (2.36), маємо наступний аналітичний вираз:

$$\begin{aligned} \gamma_k(s', s) &= B_k \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} \cdot x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} \cdot x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} \cdot A_k \cdot e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} \cdot c_k^1} = A_k \cdot B_k \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} \cdot x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} \cdot x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} \cdot e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} \cdot c_k^1} = \\ &= A_k \cdot B_k \cdot \exp \left[\frac{4 \cdot h_0^2}{p} \cdot \left(\frac{y_k^{1,s} \cdot A \cdot c_k^1}{2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} \cdot A \cdot c_k^i}{2} \right) + \frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 \right] = \\ &= A_k \cdot B_k \cdot \exp \left[\frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + \frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p} \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(\frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p} \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i \right) \right] = \\ &= A_k \cdot B_k \cdot \exp \left[\frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i \right) \right], \end{aligned} \quad (2.38)$$

Узагальнюючи аналіз виразу (2.38), можна зробити висновок, що при розрахунку перехідної метрики враховуються перевіірочні символи, які формуються відповідно до будь-якої структури РСЗК — це досягається шляхом використання прямих і зворотних породжуючих поліномів, а також визначеної швидкості кодування турбокоду.

У даному випадку розглядається адаптивна система передачі даних, в якій використовуються турбокоди. В якості адаптивних параметрів такої системи приймаються породжуючі поліноми прямого та зворотного зв'язку $g_0, g_1, \dots, g_m$ для рекурсивних систематичних згорткових кодів (РСЗК), а також коефіцієнт кодування R .

Оцінка ефективності роботи інформаційної системи з турбокодуванням здійснюється за допомогою деякого критерію J , який представляє собою числову характеристику якості. Мета процесу адаптації — досягти оптимального значення цього показника, наприклад, мінімізувати його. У разі, якщо необхідна максимізація значення J , задача зводиться до тієї ж формули оптимізації, просто з протилежним знаком.

Схематичне зображення механізму адаптації представлено на рис. 2.5.

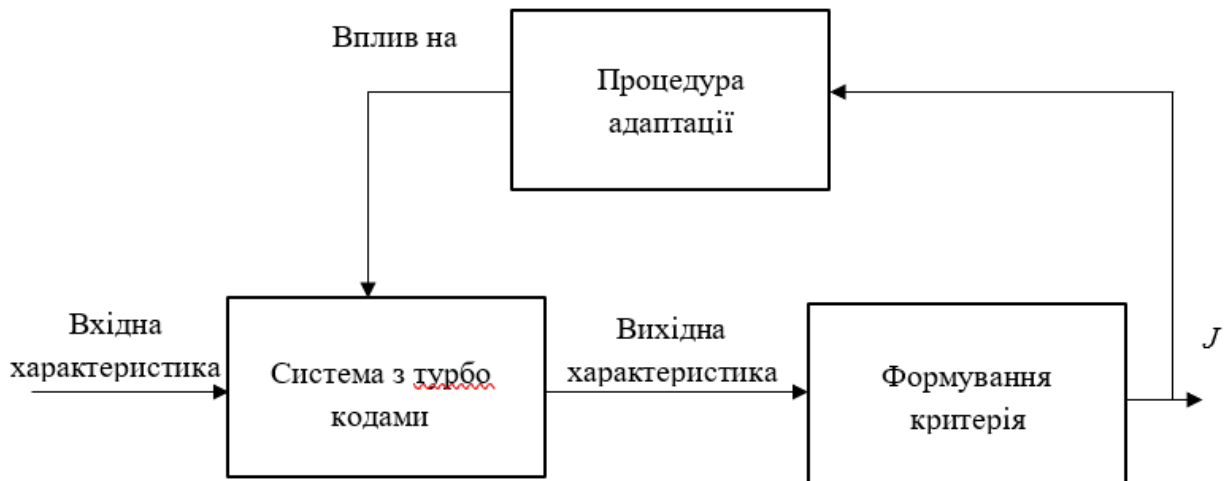


Рис. 2.5. Схема адаптивного регулювання параметрів турбо коду

Виходячи з відомого значення критерію, згідно з методом адаптації на систему (її динамічні властивості та параметри) спрямовується цілеспрямований вплив, результатом якого має стати досягнення мінімального значення J . Звідси випливає, що у загальному випадку показник системи визначається двома чинниками:

– наперед заданими характеристиками, які не підлягають процесу адаптації та описуються вектором

$$a = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}; \quad (2.39)$$

– характеристиками, визначеними в процесі адаптації, яка мають назву «вектор управління»

$$u = \{u_1, u_2, \dots, u_r\}. \quad (2.40)$$

Маємо наступну цільову функцію:

$$J = J(a, u). \quad (2.41)$$

Фактично, значення J визначається вхідними даними та початковим станом системи, однак, оскільки вона повинна забезпечувати коректну роботу за різних умов, ця залежність у самому критерії не враховується.

У процесі адаптації необхідно забезпечити

$$J^0 = J(a, u^0) = \min_{u \in U} J(a, u). \quad (2.42)$$

де u^0 – оптимальне керування, яке належить множині допустимих управлінь U . У випадку, коли u задається функцією, критерій J набуває вигляду функціонала, тобто змінної величини, що залежить від вибору змінної. Якщо ж керування системою здійснюється шляхом встановлення певного набору сталих значень параметрів, тобто описується сукупністю констант $u = \{u_1, u_2, \dots, u_r\}$, тоді функція J розглядається як критеріальна або цільова функція, яка визначає ефективність функціонування системи в залежності від обраного набору цих параметрів.

При розгляді системи з турбокодуванням у ролі цільової функції приймаємо BER. Для визначення BER в роботі використовуються БЧХ-коди. Це обумовлено тим, що турбокоди для оцінки BER використовують наближені аналітичні залежності. При певних значеннях відношення сигнал/шум можуть давати досить великі похибки.

Адаптацію параметрів турбокодів проводимо з використанням методу решітки станів. Кожний вузол відповідає набору векторних параметрів: коефіцієнтам поліномів прямих і обернених відношень $G : \{G_0, G_1\} = \{g_0, g_1, \dots, g_m\}$ для РСЗК та відповідних швидкостей кодування $R = \{R_1, R_2, \dots, R_h\}$.

Оскільки число незалежних змінних, тобто, параметрів турбокоду, x_i , $i \in 1, n$ є відносно невеликим, а їх допустимі діапазони обмежені, пошук мінімального значення J досягається завдяки виконанню перебору вузлів N -вимірної структури станів параметрів, де після цього буде обчислено величину J у кожному стані. Також не розглядаються точки, в яких (2.41) не

виконуються. Серед можливих варіантів обираються ті, які досягають екстремуму J .

У подальших розрахунках та під час вибору параметрів турбокодів враховуватимемо

- структури обернених станів РСЗК $G_0 = \{g_0\}$;
- структури прямих станів РСЗК $G_1 = \{g_1, g_2, \dots, g_h\}$;
- надлишковість РСЗК $R = \{R_1, R_2, \dots, R_h\}$.

Пошук екстремуму (2.41) полягає у знаходженні ефективних параметрів турбокоду G_0, G_1, R .

У аналітичному сенсі пошуку ефективних параметрів турбокоду формулюється як визначення параметрів G_1, G_0, R , щоб виконувалась наступна умова:

$$J = J(G_0, G_1, R) \rightarrow \min \quad (2.43)$$

При цьому маємо наступні обмеження:

$$J = J(G_0, G_1, R) \leq J_{\text{дон}} \quad (2.44)$$

$$G_0(G_1, R) \leq G_x \quad (2.45)$$

$$G_1(G_0, R) \leq G_y \quad (2.46)$$

$$R(G_0, G_1) \leq G_z \quad (2.47)$$

$$G_0 \geq 0, G_1 \geq 0, R \geq 0 \quad (2.48)$$

Сутність методу пошуку станів параметрів турбо коду можна представити як:

1. Етап перший полягає у введенні вихідних даних з урахуванням заданих обмежень.

2. Етап другий: одна з проекцій 3-вимірного простору параметрів структури зворотних елементів G_0 , структури прямих елементів G_1 , та надмірності біт даних R представляється проекцією $G_0 = \text{const}$.

Задана таким чином площина відповідає множині змінних $\{G_1, R\}$ при $\{G_0 = \text{const}\}$. Далі, на заданих проекціях наноситься сітка з приростами $\{\Delta G_1\}$ і $\{\Delta R\}$ по відповідним вісям.

3. Етап третій: пристрій послідовно проходить по всім станам, в яких визначені параметри турбо коду у відповідних проекціях $\{G_1\}$ і $\{R\}$. Для кожного стану виконується обчислення $J = J(G_0, G_1, R)$, після цього перевіряються обмеження. Ті дані турбокоду, які не відповідають обмеженням, не враховуються.

4. Етап четвертий: Далі починається знаходження нової проекції $\{G_1\}$ і $\{R\}$ (рис. 2.6). Стани параметрів обираються зверху вниз в одній площині, а площини також – справа і йдуть наліво.

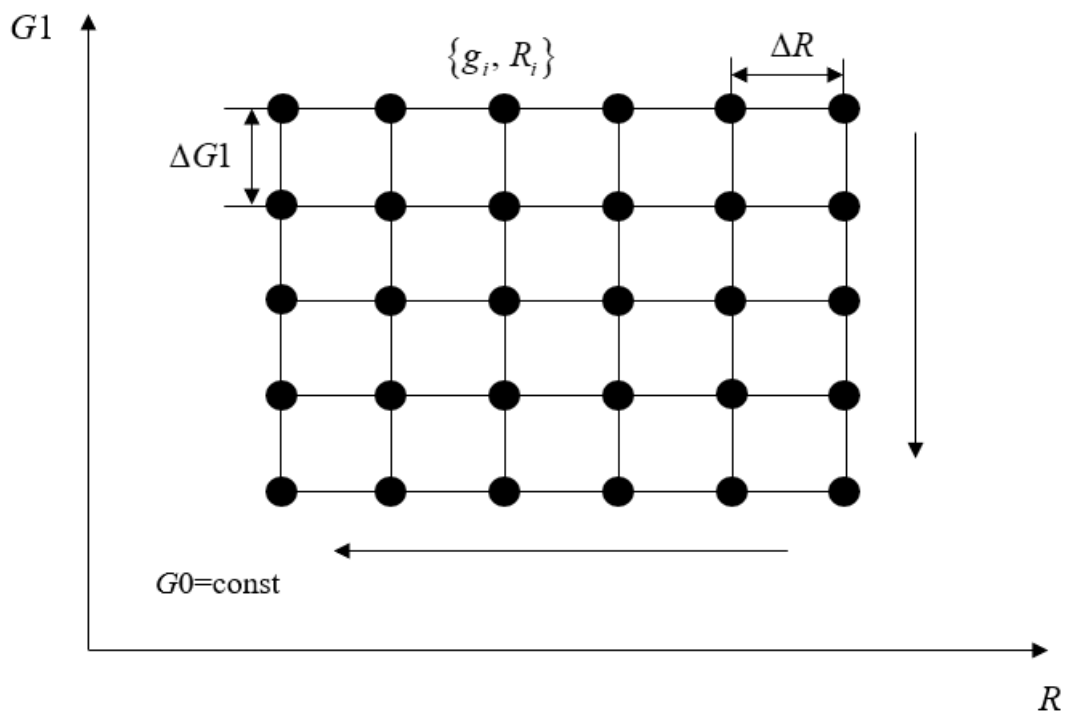


Рис. 2.6. Знаходження ефективних параметрів турбокодів, використовуючи діаграму станів

Зазначений метод дозволяє згідно з приростом ΔG_0 , ΔG_1 , ΔR визначити найоптимальніші $\{G_0, G_1, R\}$. При цьому знаходить екстремум J за певних обмежень.

5. Після завершення проходження усіх станів у межах даної проекції $\{G_1, R\}$ закінчується. Значення G_0 збільшується на значення $\{\Delta G_0\}$, а подальший пошук здійснюється в іншій площині параметрів, зокрема G_1, R .

6. Визначення ефективних параметрів турбокоду завершується, коли досягнуто граничне значення G_0 або знайдене $\min J$.

2.3. Оцінка ефективності методу адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів

Для адаптації РСЗК турбо коду була створена імітаційна модель системи передачі інформації з турбо кодами. За допомогою імітаційної моделі моделювався кодек турбо коду, модулятор НЧ, дискретно-неперервний канал зв'язку (ДНКЗ) із флуктуаційним шумом, завадами, модуляцією ФМ-2. Відношення сигнал-шум в каналі обрано від 0 до 2,5 дБ з шагом 0,5 дБ.

Обраний кодек із двома паралельно з'єднаними РСЗК, псевдовипадковим перемежувачем/деперемежувачем, $N = 1000$, алгоритмом декодування *Log Map* з п'ятиступінчатою апроксимацією. Використовувався РСЗК зі швидкістю кодування $1/q$ виду: $(1, g_1/g_0, \dots, g_{n-1}/g_0)$, де q – загальна кількість біт з виходу РСЗК. У якості $g_0, g_1, \dots, g_{n-1}$ використовувалися поліноми, що описують коди, у яких присутні відводи від першого та останнього елемента пам'яті кодера, тому що ці поліноми мають кращі характеристики. При адаптації в якості змінного параметра обрана довжина кодового обмеження та швидкості кодування.

Результати моделювання показані на рис. 2.7- 2.9.

Аналіз результатів моделювання показує, що адаптуючи довжину кодового обмеження від $K = 3$ до $K = 7$, можна забезпечувати задані показники достовірності інформації та одержати енергетичний вигравш кодування. Кількість помилок при цьому зменшується.

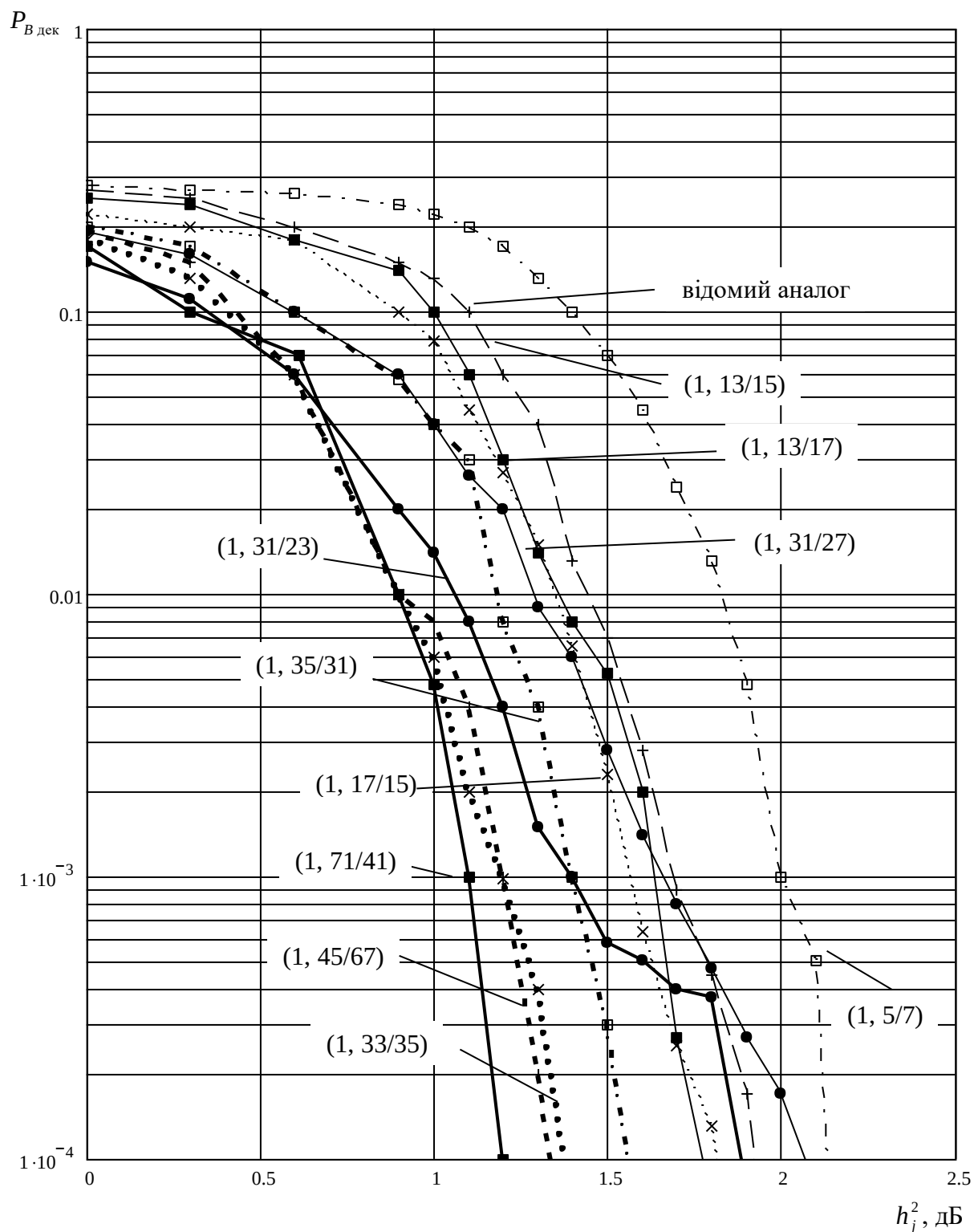


Рис. 2.7. Графік залежності $P_{B \text{ дек}}$ від ВСЗ h_j^2 при використанні різних поліномів РСЗК з довжиною кодового обмеження $K = 3, 4, 5, 6$ при використанні модуляції ФМ-2, ТК з псевдовипадковим перемежувачем, $N = 1000$, алгоритмом декодування *Log Map* з 5 ступінчастою апроксимацією, 8 ітерацій декодування, швидкістю кодування ТК $R = 1/3$

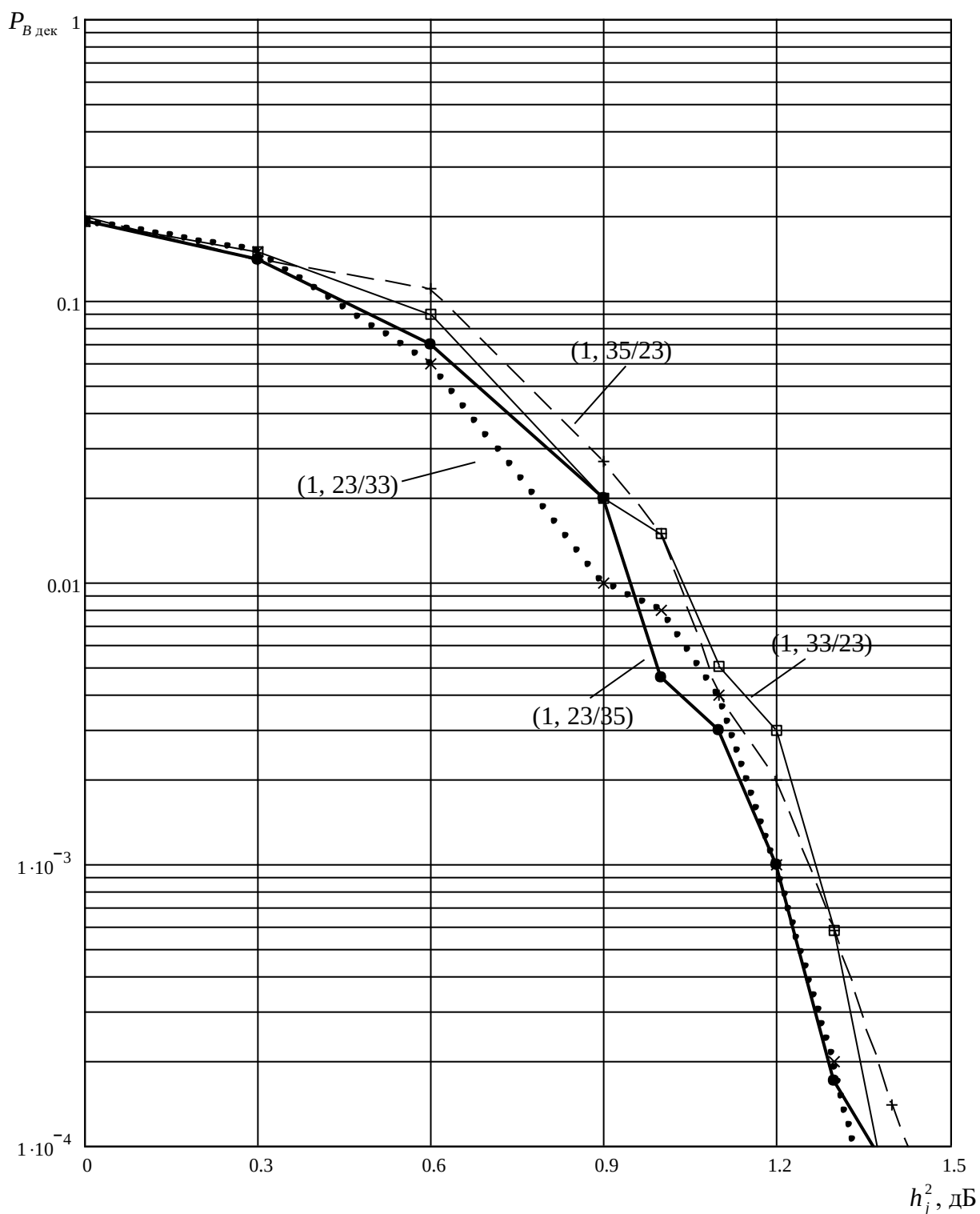


Рис. 2.8. Графік залежності $P_{В\text{ дек}}$ від ВСЗ h_j^2 при використанні різних поліномів РСЗК з значенням довжини кодового обмеження ($K = 5$) при використанні модуляції ФМ-2, ТК з псевдовипадковим перемежувачем, $N = 1000$, алгоритмом декодування *Log Map* з 5 ступінчастою апроксимацією, 8 ітерацій декодування, швидкістю кодування ТК $R = 1/3$

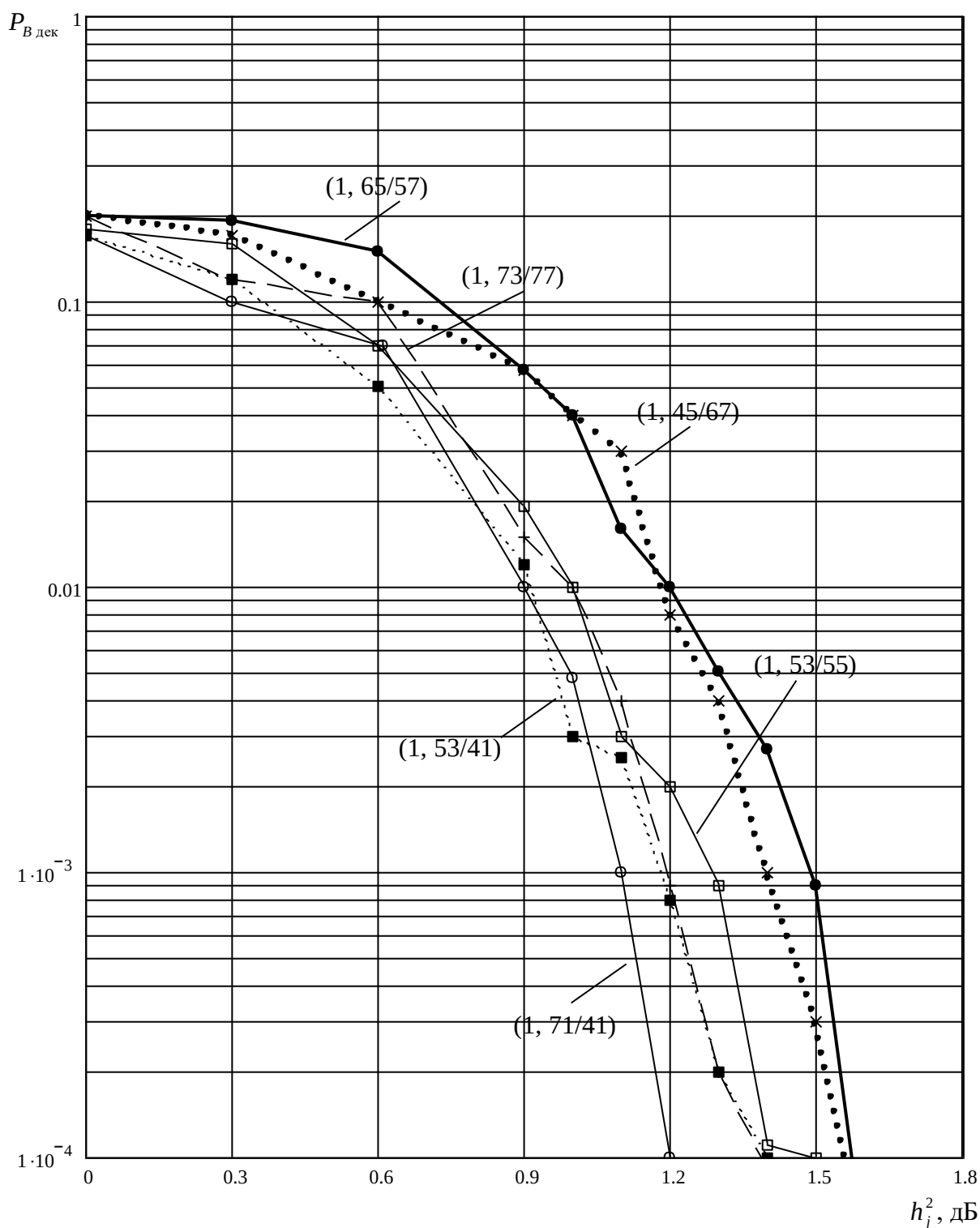


Рис. 2.9. Графік залежності $P_{B \text{ дек}}$ від ВСЗ h_j^2 при використанні різних поліномів РСЗК з значенням довжини кодового обмеження ($K = 6$) при використанні модуляції ФМ-2, ТК з псевдовипадковим перемежувачем, $N = 1000$, алгоритмом декодування *Log Map* з 5 ступінчастою апроксимацією, 8 ітерацій декодування, швидкістю кодування ТК $R = 1/3$

Отримані оптимальні параметри турбо кодів для різних довжин кодового обмеження та швидкостей кодування, що забезпечують досягнення заданої цільової функції — ймовірності бітової помилки декодування. Це дозволяє суттєво зменшити кількість помилок, що, у свою чергу, підвищує ефективність роботи безпроводових систем передачі інформації.

Висновки за розділом 2

1. Новим науковим результатом, отриманим у цьому розділі дисертаційної роботи, є вперше запропонований метод адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів шляхом обходу вузлів просторової решітки. Суть методу полягає у підвищенні ефективності функціонування безпроводових систем передачі інформації завдяки адаптації параметрів рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів із використанням обходу вузлів просторової решітки та обчислення цільової функції.

2. В якості цільової функції обрана ймовірність бітової помилки декодування. Для її розрахунку запропоновано застосовувати коди Боуза-Чоудхурі-Хоквінгема, оскільки для турбо кодів існують лише наближені асимптотичні характеристики, які дають значну похибку при малих значеннях відношення сигнал/шум.

3. Основною відмінністю розробленого методу від існуючих є комплексне застосування при адаптації як поліномів рекурсивних систематичних згорткових кодів (для різних довжин кодового обмеження), так і швидкостей кодування, залежно від значень цільової функції. Це дозволяє зменшити кількість помилок при передачі інформації в умовах впливу завад.

4. Отримані ефективні параметри турбо кодів дозволили знизити кількість помилок на 10–17 % залежно від відношення сигнал/шум у каналі, що призвело до підвищення ефективності функціонування безпроводових систем передачі інформації.

Найважливіші результати, показані в цьому розділі, опубліковані у роботі [38].

РОЗДІЛ 3. МЕТОД ПАРАМЕТРИЧНОЇ АДАПТАЦІЇ ПЕРЕВІРОЧНИХ ПОЛІНОМІВ КОМПОНЕНТНОГО РЕКУРСИВНОГО СИСТЕМАТИЧНОГО ЗГОРТОЧНОГО КОДУ ТУРБО КОДУ

3.1. Дослідження методів адаптації для вибору перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорточного коду

При розгляді реальних задач часто доводиться стикатися з невизначеністю. Умови протікання процесів і роботи систем не завжди можуть бути повністю передбачені, оскільки реальні процеси мають характерні особливості, що ускладнюють їх точне визначення, такі як випадковість, мінливість середовища і вплив зовнішніх факторів. Часто поява невизначеності пов'язана з обмеженістю (недостатністю) наших знань про процес, деякі сторони протікання процесів (функціонування систем) бувають недостатньо вивчені і тому неможливо розкрити справжні закономірності їх розвитку.

Зрештою, існують процеси та системи, розвиток яких не описується детермінованими законами – стохастичні процеси та системи. Зустрічаються завдання, у яких потрібно ухвалити рішення заздалегідь, тобто у невизначених умовах. Практично будь-який опис процесів і систем за допомогою строго детермінованих величин і закономірностей є більш менш далекосяжною ідеалізацією і пов'язане із заміною реальних процесів і систем їх моделями. Адекватне опис реального процесу чи системи детермінованою моделлю може бути отримано які завжди [86-89].

Таким чином, виникає задача пошуку оптимальних рішень в умовах невизначеності. При цьому невизначеність може виявлятися як невизначеність мети та умов, що характеризують перебіг процесу або функціонування системи, можливість та ефективність управлінь.

Наявність невизначеності в аналізованому процесі веде до появи невизначеності прийнятих рішеннях. Оптимальне рішення у разі розуміється не як безумовно найкраще, бо як найкраще у деяких умовах, наприклад, у середньому при численних повтореннях процесу чи його тривалості.

Невизначеність завжди небезпечна, рішення, прийняті умовах невизначеності, завжди призводять до результатам гіршим, ніж за повної визначеності. Крім того, зазвичай наявність невизначеності призводить до складніших обчислювальних методів. Тому завжди доцільно спробувати позбутися невизначеності, перейти від повної невизначеності до часткової, максимально використовувати апіорну та поточну інформацію, скоротити дисперсії розподілів або звужити безліч можливих значень невизначених величин тощо.

У загальному випадку оптимізаційна задача термінів оптимального управління подається в наступному вигляді.

Перебіг процесу (функціонування системи) спостерігається в кожний момент часу $t(0 \leq t \leq T)$ вектор-функцією стану $x(t)$ і неспостережуваною вектор-функцією умов $B(t)$. Вибирається вектор функціоналів управління $u = u(t, x(t))$, що залежить від часу t і спостерігається до моменту t реалізації вектор-функції стану $x(\tau)$, $0 \leq \tau \leq t$.

Заданий функціонал $F(x, B, u, T)$, що характеризує ефективність управління за час T . Будемо називати його виграшем. Існує ряд обмежень на допустимі управління $u(t, x(t))$. Взагалі кажучи, в момент обмеження залежать від t і пройдених станів $x(\tau)$ при $0 \leq \tau \leq t$.

Існують деякі закономірності, що пов'язують $x(t)$ і $B(t)$ між собою та з обраним управлінням $u(t, x(t))$.

Прагнуть вибрати керування $u(t, x(t))$ так, щоб оптимізувати $J(u, x)$. Математичне очікування показника ефективності управління

$$J(u, x) = M_{x, B} F(x, B, u, T),$$

де символ $M_{x, B}$ означає, що береться математичне очікування щодо процесів x і B . Таке управління називатимемо оптимальним.

Неспостережені умови $B(t)$ - випадковий процес, заданий своїми стохастичними характеристиками. Спостережуваний стан $x(t)$ – детермінований процес, що протікає незалежно від процесу, що не спостерігається $B(t)$.

Необхідно визначити управління $u^* = u^*(t, x(t))$ так, щоб максимізувати математичне очікування виграшу

$$J(u^*, x) = \max_{u=u(t, x(t))} J(u, x),$$

або мінімізувати математичне очікування ризику

$$J_1(u^*, x) = \min_{u=u(t, x(t))} J_1(u, x),$$

де $J(u, x) = M_B F(x, B, u, T)$; $J_1(u, x) = M_B R(x, B, u, T)$; символ M_B означає математичне очікування за умовами B ; $R(x, B, u, T)$ – ризик, що відповідає управлінню $u = u(t, x(t))$ в стані $x(\tau)$ та за умов $B(\tau)$ ($0 \leq \tau \leq T$).

Ризиком $R(x, B, u, T)$, що відповідає управлінню $u = u(t, x(t))$ з стані $x(\tau)$ та за умов $B(\tau)$ ($0 \leq \tau \leq T$), називається різниця виграшу, що отримується при оптимальному управлінні u^{**} в умовах повної визначеності, тобто при відомих векторних функціях $x(B)$, $B(\tau)$ ($0 \leq \tau \leq T$), та виграшу, що отримується при управлінні u :

$$R(x, B, u, T) = F(x, B, u^{**}) - F(x, B, u, T),$$

де $u^{**} = u^{**}(t, x(T), B(T))$;

Завдання зводиться до оптимізації функціоналу $J(u, x)$ за умов повної визначеності.

Байєсів випадок.

При вирішенні завдань теорії статистичних рішень, управління

багатоетапними процесами, планування експериментів і т. п. зустрічаються процеси, що розвиваються в деяких апіорно невідомих, безпосередньо неспостережуваних і незмінних умовах, що характеризуються вектором B . При цьому надається можливість як-небудь визначити апіорну функцію розподілу B наприклад, зі статистичного аналізу минулого досвіду або на основі статистичного прогнозування, або з евристичних міркувань, або за допомогою теоретичної моделі і т.д.

Розглянемо для прикладу найпростіше завдання виділення сигналу на фоні шуму. Нехай корисний сигнал може приймати два значення: 1 – є сигнал, 0 – немає сигналу. Нехай із статистичного аналізу відомі апіорні ймовірності цих значень $P(1)$ та $P(0)$. Отримуючи сигнал x , що є сумішшю корисного сигналу і шуму, потрібно прийняти рішення u : $u=1$ – корисний сигнал є, $u=0$ – корисного сигналу немає.

Вважатимемо, що відома умовна щільність розподілу сигналу $x - f(x/B)$ та задана функція виграшу $F(x, B, u) = F(B, u)$.

Потрібно визначити оптимальне управління $u(x)$ або, простіше, правило, що визначає u в залежності від прийнятого сигналу так, щоб максимізувати середній виграш.

За формулою Байєса маємо

$$P(B/x) = \frac{P(B)f(x/B)}{\sum_B P(B)f(x/B)}.$$

Якщо прийнявши сигнал x , ми ухвалимо рішення $u=0$, то отримаємо середній виграш

$$(0, x) = F(0,0)P(0/x) + F(1,0)P(1/x).$$

Якщо ж приймаємо рішення $u=1$, то середній виграш буде

$$J(1, x) = F(0, 1)P(0/x) + F(1, 1)P(1/x).$$

Якщо $J(0, x) > J(1, x)$, слід вважати, що корисного сигналу немає, якщо ж, навпаки, $J(0, x) < J(1, x)$, слід вважати, що корисний сигнал є, тобто:

$$u(x) = \begin{cases} 0, & \text{если } J(0, x) - J(1, x) > 0; \\ 1, & \text{если } J(0, x) - J(1, x) < 0. \end{cases}$$

Але так як $\Delta = J(0, x) - J(1, x) = [F(0, 0) - F(0, 1)]P(0/x) + [F(1, 0) - F(1, 1)]P(1/x)$ і за знаком збігається з виразом $[P(0, 0) - F(0, 1)][P(0)f(x/0)] + [F(1, 0) - F(1, 1)]P(1)f(x/1)$, то, вважаючи $F(0, 0) > F(0, 1)$ і $F(1, 1) > F(1, 0)$, умову $\Delta > 0$ можна переписати у вигляді:

$$\frac{f(x/0)}{f(x/1)} > \frac{[F(1, 1) - F(1, 0)]P(1)}{[F(0, 0) - F(0, 1)]P(0)} = A.$$

Якщо припустити, що $x = B + \eta$, де η – нормально розподілена з нульовим математичним очікуванням та середньоквадратичним відхиленням σ , то

$$f(x/0) = \frac{1}{\sigma\sqrt{2\pi}} \exp\left(-\frac{x^2}{2\sigma^2}\right);$$

$$f(x/1) = \frac{1}{\sigma\sqrt{2\pi}} \exp\left(-\frac{(x-1)^2}{2\sigma^2}\right).$$

Звідси

$$\frac{f(x/0)}{f(x/1)} = \exp\left(\frac{-2x+1}{2\sigma^2}\right).$$

Отже, якщо

$$x < \sigma^2\left(\frac{1}{2\sigma^2} - \ln A\right),$$

то $u^*(x) = 0$, інакше $u^*(x) = 1$.

Градієнтний спуск.

Градiєнтний спуск – це метод для безумовної математичної оптимізації. Це ітеративний алгоритм першого порядку, який використовується для знаходження локального мінімуму диференційованої функції багатьох змінних.

Сутність ідеї полягає в тому, щоб здійснювати повторювані кроки у напрямку, протилежному до градієнту (або приблизному градієнту) функції в поточній точці, оскільки це напрямок найшвидшого спуску (рис. 3.1). Цей метод особливо корисний в машинному навчанні для мінімізації функції витрат або втрат [90].

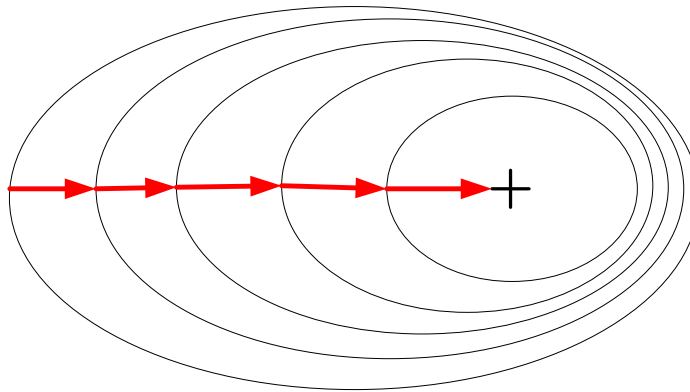


Рис. 3.1: Градієнтний спуск

Стохастичний градієнтний спуск.

Стохастичний градієнтний спуск є ітераційним методом для оптимізації об'єктивної функції з властивостями відповідної гладкості (рис. 2). Його можна розглядати як стохастичне наближення оптимізації градієнтного спуску, оскільки він замінює фактичний градієнт (розрахований з усього набору даних) на його оцінку (розраховану з випадково вибраного піднабору даних). Особливо у задачах високовимірної оптимізації це зменшує велике обчислювальне навантаження, досягаючи швидших ітерацій за рахунок меншої швидкості збіжності.

Особливості:

- зменшує кількість обчислень порівняно з градієнтним спуском;
- працює швидше і дуже ефективно на практиці, особливо для великих наборів даних;

- ця випадковість може допомогти запобігти переобладнанню, уникаючи зупинки алгоритму в локальних мінімумах;
- у випадках, коли об'єктивна функція гладка і добре змодельована, часті шуми, можуть бути необов'язковими.

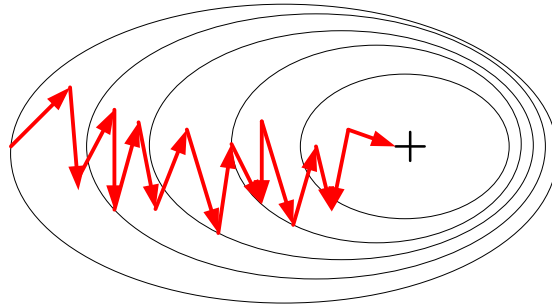


Рис. 3.2. Стохастичний градієнтний спуск

Міні-пакетний градієнтний спуск.

Міні-пакетний градієнтний спуск є варіацією алгоритму градієнтного спуску. Ідея цього алгоритму полягає в тому, щоб розділити тренувальні дані на пакети, які потім обробляються послідовно. На кожній ітерації ми оновлюємо ваги всіх тренувальних прикладів, які належать до певного пакету одночасно [91-93]. Цей процес повторюється з різними пакетами до тих пір, поки не буде оброблено весь тренувальний набір даних. У порівнянні з градієнтним спуском по всьому набору даних, основна перевага цього підходу полягає в тому, що він:

- значно зменшує час обчислень та використання пам'яті, оскільки дані обробляються частинами;
- вводить певний рівень шуму, який може мати певний ефект і допомогти моделі краще узагальнювати, потенційно уникнувши перенавчання;
- цей підхід дозволяє отримати більшу гнучкість у налаштуванні швидкості навчання порівняно зі стохастичним градієнтним спуском. Швидкості навчання можуть динамічно налаштовуватися з урахуванням характеристик оптимізації;
- вибір відповідного розміру пакета є гіперпараметром, який потрібно налаштовувати. Різні розміри пакетів можуть впливати на швидкість збіжності та загальну ефективність узагальнення алгоритму.

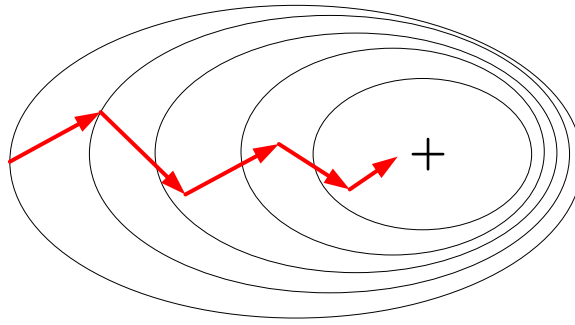


Рис. 3.3. Міні-пакетний градієнтний спуск

Оцінка максимальної ймовірності (MLE).

Представимо основні етапи.

- Розглянемо D як набір даних, який можемо представити як $D = \{(X_i, y_i)_{i \in \{1, 2, \dots, n\}}\}$.

- Кожне X_i може бути вектором, що складається з багатьох значень.

Розглянемо $y_i = w^T X_i + e_i$.

- Визначимо w як параметр θ .

- Ми хочемо знайти параметр θ , при якому дані мали найбільшу ймовірність виникнення. Це означає, що ми шукаємо

$$\theta_{MLE} = \arg \max_{\theta} P(D | \theta).$$

Приклад з підкиданням монети: Монета підкидається n разів і y_i – це j -й результат. y_i є випадковою величиною Бернуллі [94]:

$$y_i = \begin{cases} 1 & \text{with probability } \theta_i \\ 0 & \text{with probability } 1 - \theta_j \end{cases}$$

$$P(y_j | \theta) = \theta^{y_j} (1 - \theta)^{1 - y_j}.$$

Функція ймовірності (likelihood) визначається як:

$$P(y_j | \theta) = \prod_{j=1}^n \theta^{y_j} (1 - \theta)^{1 - y_j}.$$

Для отримання MLE необхідно максимізувати цю функцію відносно θ .

Оцінка з максимальною апостеріорною ймовірністю (MAP).

У байєсівській статистиці оцінка максимальної апостеріорної ймовірності (MAP) є оцінкою невідомої величини, яка дорівнює моді апостеріорного

розподілу. MAP можна використовувати для отримання точкової оцінки невідомої величини на основі емпіричних даних. Це тісно пов'язано з методом оцінки максимальної ймовірності (ML), але використовує розширену ціль оптимізації, яка включає апіорний розподіл (що кількісно виражає додаткову інформацію, доступну через попередні знання про пов'язану подію) щодо величини, яку потрібно оцінити.

Апіорний розподіл, ймовірність і апостеріорний розподіл в оцінці MAP:

Апіорний розподіл ($P(\theta)$):

Визначення: Апіорний розподіл відображає наші переконання або знання про параметри до спостереження будь-яких даних. Він охоплює наші початкові припущення або наявну інформацію про параметри.

Математично: Позначається як $P(\theta)$, де θ - параметр. Він забезпечує ймовірнісний розподіл для параметра перед врахуванням будь-яких нових даних.

Приклад: Якщо ми оцінюємо ймовірність успіху у підкиданні монети, наш апіорний розподіл може відображати наше переконання, що монета справедлива, що призводить до апіорного розподілу з центром навколо 0,5.

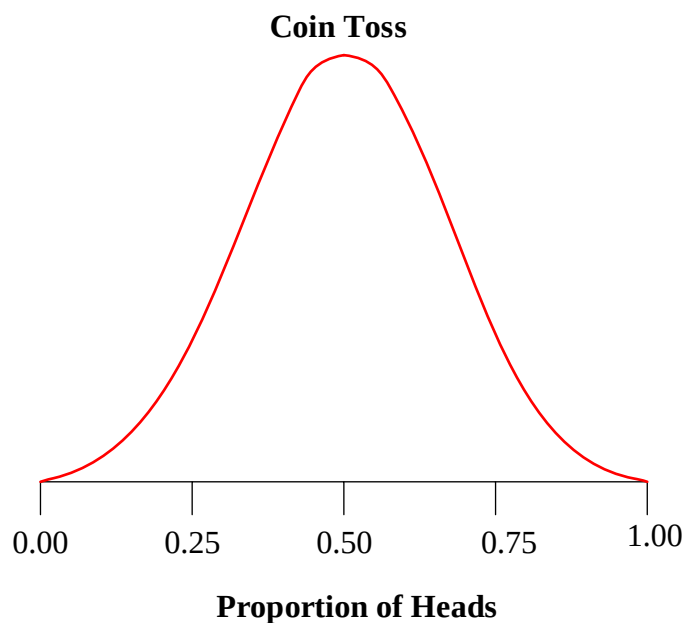


Рис. 3.4. Приклад: попередній розподіл чесної монети

Ймовірність ($P(D|\theta)$):

Визначення: Ймовірність представляє ймовірність спостереження вихідних даних за певних параметрів. Вона вимірює, наскільки добре параметри пояснюють спостережувані дані.

Математично: Позначається як $P(D|\theta)$, де D – спостережені дані, а θ – параметр. Ймовірність описує процес генерації даних за встановленими значеннями параметрів.

Приклад: Якщо ми оцінюємо ймовірність успіху у підкиданні монети, ймовірність може виражати ймовірність спостереження певної послідовності аверсів і реверсів за певної ймовірності успіху.

Апостеріорна ймовірність ($P(\theta|D)$):

Визначення: Апостеріорна ймовірність – це оновлений розподіл ймовірностей для параметрів після включення спостережуваних даних. Він поєднує попередню інформацію з новими доказами ймовірності.

Математично: Позначається як $P(\theta|D)$, де θ – параметр, а D – спостережені дані. Апостеріорна ймовірність пропорційна добутку апіорної інформації та ймовірності.

Приклад: Продовжуючи з прикладом підкидання монети, апостеріорний розподіл відображатиме наші оновлені вподобання щодо ймовірності успіху після спостереження конкретної послідовності.

MAP оцінка: MAP оцінка спрямована на пошук значень параметрів, які максимізують апостеріорний розподіл. Математично це можна виразити як: MAP оцінка:

$$\text{MAP Estimate} : \theta_{\text{MAP}} = \arg \max_{\theta} P(\theta|D)$$

Тепер, використовуючи теорему Байєса, ми можемо виразити апостеріорний розподіл через ймовірність і апіорний розподіл:

$$P(\theta|D) = \frac{P(D|\theta) \cdot P(\theta)}{P(D)}.$$

Беручи логарифм апостеріорного розподілу, маємо:

$$\log P(\theta|D) \propto \log P(D|\theta) + \log P(\theta).$$

Можна побачити, що МАР включає додатковий член, $\log P(\theta)$, який представляє внесок апіорного розподілу.

Отже, рівняння для θ_{MLE} та θ_{MAP} мають вигляд:

$$\theta_{MLE} = \arg \max P(D | \theta),$$

$$\theta_{MLE} = \arg \max_{\theta} (\log P(D | \theta) + \log P(\theta)).$$

Динамічне програмування.

Метод динамічного програмування спрямовано на визначення оптимального управління широкого класу систем і процесів, зокрема вирішення завдань планування, постачання, зв'язку, вирішення ігрових ситуацій, побудови алгоритмів та інших. У цьому сенсі динамічне програмування носить більш універсальний характер, ніж принцип максимуму.

Динамічне програмування з успіхом застосовується для оптимізації динамічних та статичних систем у випадках детермінізму та невизначеності.

Розглянемо момент $t = N - 1$, припустивши, що усі значення $u(n), n = 1, 2, \dots, N - 2$ якимось чином визначені, отже, відоме положення зображуючої точки $x(N - 1)$. Відповідно до принципу оптимальності управління на останній ділянці залежить лише від стану $x(N - 1)$ та критерію оптимальності. Зокрема, координати наприкінці процесу визначаються як $x(N) = f[x(N - 1), u(N - 1)]$. Збільшення функціоналу на N -му етапі є величиною $\Delta J_M = f_0[x(N - 1), u(N - 1)]$. Для останнього кроку стратегія формування оптимального управління відома: управління має бути таким, щоб, здійснюючи перетворення з $x(N - 1)$ в $x(N)$, забезпечити максимальне збільшення критерію. Отже, умова відшукання цього управління є

$$\Delta J_N^0[x(N - 1)] = \max_{u(N - 1) \in U} f_0[x(N - 1), u(N - 1)] \quad (3.1)$$

що дозволяє відшукати $u^0(N - 1)$ як функцію стану системи на передостанньому кроці (у квадратні дужки укладено аргумент):

$$u^0(N - 1)[x(N - 1)] \quad (3.2)$$

Тепер звернемося до передостаннього кроку $t = N - 2$. Знову зробимо припущення про відоме попереднє управління $u(n), n = 1, 2, \dots, N - 3$ і відповідне йому положення зображувальної точки в цей момент часу $x(N - 2)$. Збільшення функціоналу критерію на цьому кроці залежатиме від стану системи та управління, тобто $\Delta J_N = f_0[x(N - 2), u(N - 2)]$. Але вибір управління $u(N - 2)$ позначатиметься на стані системи наприкінці кроку $x(N - 1)$, тобто має місце наступна залежність: $x(N - 1) = f[x(N - 2), u(N - 2)]$. Тоді, прямо дотримуючись принципу оптимальності, управління на $(N - 1)$ -му кроці має вибиратися з умови максимізації критерію за два кроки $(N - 1)$ и N -й. Необхідно врахувати, що оптимальне управління на останньому кроці визначено як функція стану в кінці передостаннього кроку (3.2), тому на $(N - 1)$ -му кроці оптимізації піддається лише управління на цьому кроці. Ця обставина принципова і відбиває специфіку методу. Позначивши через $\Delta J_{N, N-1}$ збільшення функціоналу за два останні кроки, можна записати умову оптимальності для $u(N - 2)$:

$$\begin{aligned} \Delta J_{N-}^0[x(N - 2)] &= \max_{u(N-2) \in U} \{f_0[x(N - 2), u(N - 2)] + \Delta J_N^0[x(N - 1)]\} = \\ &= \max_{u(N-2) \in U} (f_0[x(N - 2), u(N - 2)] + \Delta J_N^0\{x(N - 1)\{x(N - 2), u\{N - 2\}\}\}), \end{aligned} \quad (3.3)$$

де у внутрішніх фігурних дужках міститься залежність фазової координати від попереднього кроку. При задовільненні (3.3) знаходиться оптимальне управління на $(N - 1)$ -му кроці:

$$u^0(N - 2)[x(N - 2)]. \quad (3.4)$$

Методом індукції отримуємо рекурентне співвідношення для визначення управління на другому кроці:

$$\Delta J_{N, N-1, \dots, k}^0[x(k - 1)] \max_{u(k-1) \in U} \{f_0[x(k - 1), u(k - 1)] + \Delta J_{N, N-1, \dots, k-1}^0\{x(k)\{x(k - 1), u(k - 1)\}\}\} \quad (3.5)$$

Яке дає можливість виразити залежність

$$u_0(k - 1)[x(k - 1)] \quad (3.6)$$

Послідовно використовуючи (3.5) для $n = N, N-1, \dots, k, \dots, 2, 1, 0$, в кінці процесу знайдемо $u^0(0)$, тобто оптимальне управління на 1-му кроці процедури, і відповідну сукупність початкових умов $x(0)$, впливаючи з якої при використанні оптимального управління (3.6) для $k = 0, 1, \dots, N$, можна досягти необхідних кінцевих умов $x(N)$. На цьому «зворотний» процес закінчується й для знаходження оптимального управління у загальному випадку потрібно один раз пройти всю послідовність кроків у прямому напрямку.

3.2. Метод параметричної адаптації перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду турбокоду на основі розв'язання оптимізаційної задачі

Основна ідея методу полягає у тому, щоб підвищити ефективність роботи бездротових систем передачі інформації шляхом адаптації прямих і зворотних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорткового коду (РСЗК), що входить до складу турбокоду. Адаптація здійснюється через розв'язання оптимізаційної задачі.

Структурні схеми компонентних кодів турбокодів наведено на рис. 3.5–3.8 із $R = 1/2$ для різних комбінацій значень поліномів і кодових обмежень. Їхня структура має вигляд: $(1, g_1/g_0)$, де g_0 є поліномом зворотного зв'язку, а g_1 являється прямою структурою.

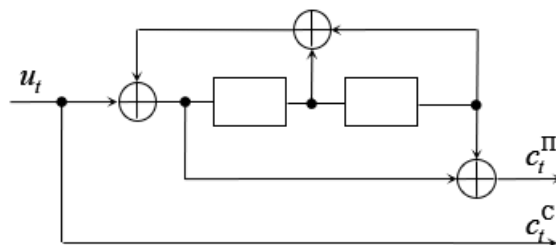


Рисунок 3.5 – Схема РСЗК для кодового обмеження $K = 3$

Зокрема, на малюнку 3.5 подано компонентний код типу $(1, 5/7)$ з $K = 3$. На іншому малюнку 3.6 можна представити компонентний код $(1, 13/11)$ з $K =$

4, а на рисунку 3.7 — РСЗК виду (1, 39/33) при $K = 6$, а на рис. 3.8 — РСЗК виду (1, 47/43) відповідно також із кодовим обмеженням $K = 6$.

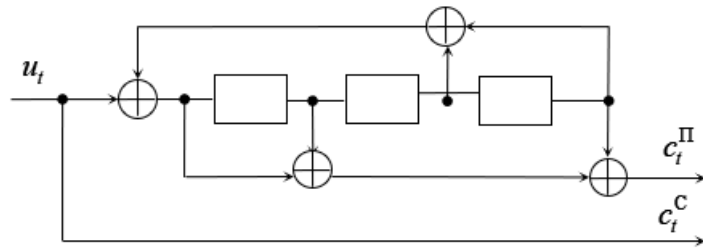


Рисунок 3.6 – Схема РСЗК для кодового обмеження $K = 4$

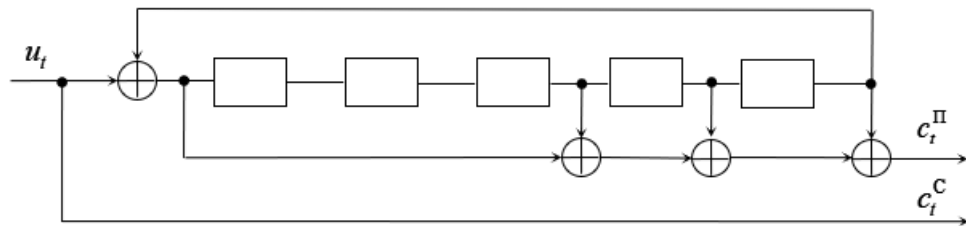


Рисунок 3.7 – РСЗК для кодового обмеження $K = 6$

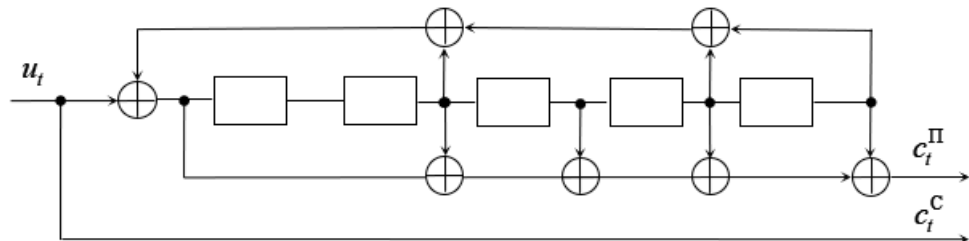


Рисунок 3.8 – РСЗК для кодового обмеження $K = 6$

Подані на рисунках схеми компонентних кодів виробляють до кожного вхідного інформаційного біта один перевірочний. При збільшенні K підвищуються коригувальні можливості кодера. Наприклад, турбокод на основі РСЗК з $K = 6$ здатний виправляти значно більше помилок, ніж код із $K = 3$.

Покращення завадостійкості РСЗК при фіксованому K можна досягти за рахунок введення додаткових прямих зв'язків у його структуру. Ці зв'язки описуються відповідними поліномами та забезпечують формування більшої кількості перевірочних бітів для масиву вхідних даних.

Розглянемо відповідні зміни на прикладі наведених вище схем РСЗК: додамо перевірочні біти даних. Такий підхід можливий для РСЗК із $K > 3$.

На рис. 3.9 - 3.10 наведені схеми компонентних кодів із $R = 1/3$ для різних структур кодів. Типи відповідних кодів мають вид : $(1, g_1/g_0, g_2/g_0)$, де g_0 – структура обернених ланцюгів, g_1 – перша структура для перевірного біта, а g_2 – друга структура для перевірного біта (на відповідних рисунках наведені різні структури компонентних кодів турбо коду: рис. 3.9 – типу $(1, 13/11, 15/11)$ з $K = 4$; на рис. 3.10 – типу $(1, 39/33, 49/33)$ з $K = 6$; на рис. 3.11 – типу $(1, 47/43, 53/43)$ з $K = 6$).

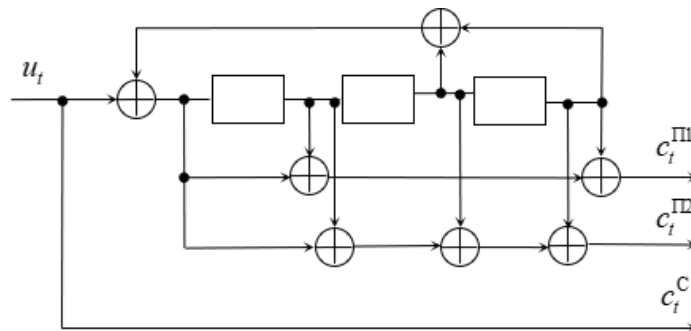


Рисунок 3.9 – Схема РСЗК для $K = 4$

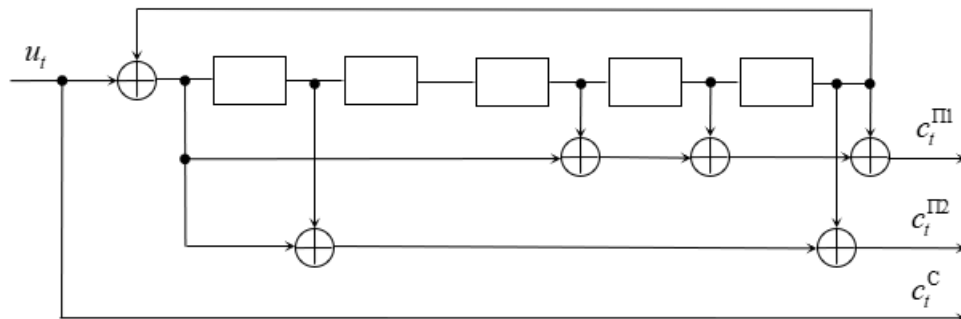


Рисунок 3.10 – Схема РСЗК для $K = 6$ типу $(1, 39/33, 49/33)$

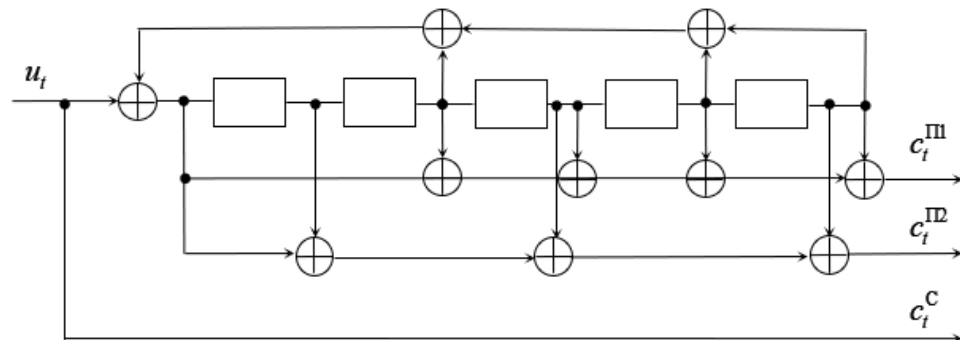


Рисунок 3.11 – Схема РСЗК для $K = 6$ типу $(1, 47/43, 53/43)$

структурами. Із зростанням порядку структури змінюється розмір решітчастої діаграми, який дорівнює 2^M (де M є кількістю елементів пам'яті РСЗК).

Процес кодування реалізується за допомогою спеціальної структури, яка відображає усі можливі варіанти компонентного коду та зміни станів між ними при наявності на вході: $\{0\}$ або $\{1\}$. Структури обернених та прямих ланцюгів визначають вигляд заданої діаграми.

Аналогічна структура переходів є і під час декодування. У цьому випадку обчислюються правдоподібності даних (LLR) $L(u_k)$ для переданого біта даних з використанням формули (3.7) [86]:

$$L(u_k) \triangleq \log\left(\frac{P(u_k = 1 / y_1^N)}{P(u_k = 0 / y_1^N)}\right). \quad (3.7)$$

Для декодування застосовуються алгоритми, що базуються на принципі максимуму правдоподібності.

У загальному випадку розглядається РСЗК із швидкістю кодування $1/q$, де на кожен інформаційний біт формується q вихідних бітів.

Врахування структури поліномів і швидкості кодування виконується під час обчислення перехідної метрики $\gamma_t(s', s)$ у декодувальних алгоритмах турбокодів [87]:

$$\begin{aligned} \gamma_k(s', s) &= B_k \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} \cdot x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} \cdot x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} \cdot A_k \cdot e^{\frac{L_a(c_k^1) \cdot c_k^1}{2}} = A_k \cdot B_k \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} \cdot x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} \cdot x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} \cdot e^{\frac{L_a(c_k^1) \cdot c_k^1}{2}} = \\ &= A_k \cdot B_k \cdot \exp\left[\frac{4 \cdot h_0^2}{p} \cdot \left(\frac{y_k^{1,s} \cdot A \cdot c_k^1}{2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} \cdot A \cdot c_k^i}{2}\right) + \frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1\right] = \\ &= A_k \cdot B_k \cdot \exp\left[\frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + \frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p} \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1\right] \exp\left[\sum_{i=2}^q \left(\frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p} \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i\right)\right] = \\ &= A_k \cdot B_k \cdot \exp\left[\frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1\right] \exp\left[\sum_{i=2}^q \left(Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i\right)\right], \end{aligned} \quad (3.8)$$

Згідно даної залежності у формулі перехідної метрики враховуються перевіірочні символи для будь-якого компонентного коду. Ці коди формуються за рахунок використання прямих та обернених ланцюгів і враховують швидкість кодування турбокоду.

При адаптації використовуються прямі структури $\{g_{11}, \dots, g_{1m}; g_{21}, \dots, g_{2m}; \dots g_{k1}, \dots, g_{km}\}$ компонентних кодів.

Оцінка якості системи інформації характеризується коефіцієнтом Q , що у процесі адаптації необхідно звести до мінімуму.

Так, при адаптації визначається оптимальне значення $Q(x_1, \dots, x_n)$ або змінних $x_1^*, \dots, x_n^*$, що забезпечують $\min Q^* = Q(x_1^*, \dots, x_n^*)$.

Нехай $Q(X)$ – функція, визначена у $X \in G$. Завдання полягає у знаходженні мінімального значення Q^* та координат точки мінімуму $X^*, Q(X^*) = Q^*$.

Метою задачі пошуку є знайти послідовність мінімізації $X^0, X^1, \dots, X^r, \dots$. Для цього будується мінімізуюча послідовність за формулою $X^{r+1} = X^r - \alpha \nabla Q(X^r)$, де $\nabla Q(X) \in G$ – градієнт функції $Q(X)$ у точці X .

Вважаємо, що відомо $Q(x_1, \dots, x_n)$ та $\{x_i^0, \dots, x_n^0\}$. Потрібно знайти $\min Q$ та координати вектора мінімуму $\{x_1^*, \dots, x_n^*\}$.

Сутність методу оптимізації полягає:

1. Визначення напрямку $\text{grad } Q$ у точці $\{x^0\}$.
2. Виконується зміна від $\{x^0\}$ до $\{x^1\}$ у напрямі $(-\text{grad } Q)$.
3. У стані $\{x^1\}$ необхідно визначити новий напрямок і зміну в наступний стан $\{x^2\}$. Такі дії продовжуються до кінця алгоритму

Для спрощення візьмемо такі умови:

- $x_i^0 \in G, (i = \overline{1, n})$;
- функція $Q(x_1, \dots, x_n)$ унімодальна;
- на параметри не накладено додаткових обмежень.

Геометричну інтерпретацію пошуку оптимальної кількості перевірючих поліномів РСЗК турбокоду можна показати на прикладі знаходження $\min Q = Q(x_1, x_2)$.

На рис. 3.14 наведено зміна значення Q ($Q^r = \text{const}, Q^0 > Q^1 > Q^2 > \dots$).

Точка $M - \min Q$, тобто $Q^* = Q(M)$

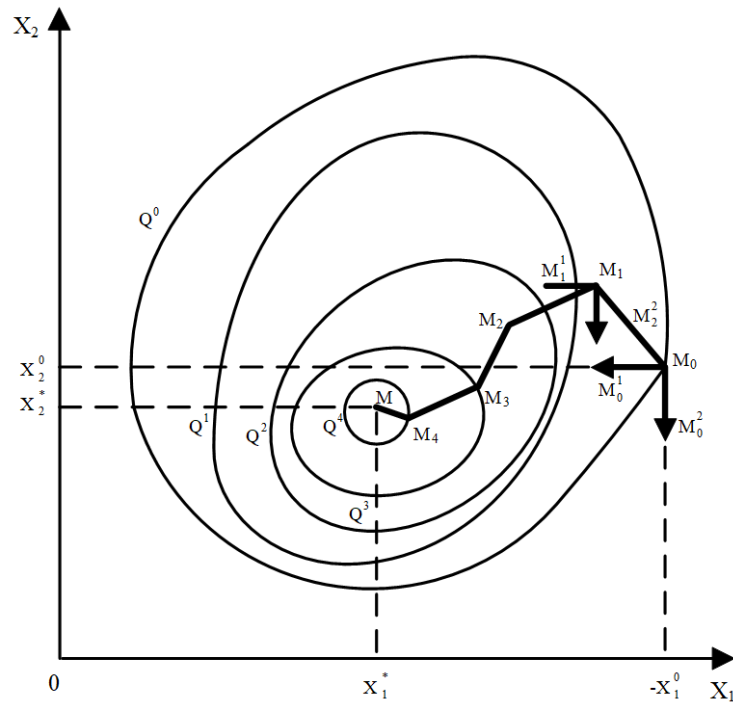


Рисунок 3.14 – Пошук перевірочних поліномів компонентного коду

Нехай на початку відомі значення параметрів x_1^0 і x_2^0 та значення функції $Q^0 = Q(x_1^0, x_2^0)$ у точці M_0 .

Само по собі знання величини Q^0 ще не дозволяє визначити напрямок руху до мінімуму функції Q . Тому напрямок визначають експериментально за допомогою серії пробних прирощень змінних. Перший крок – це зміна напрямку M_0 до M_0^1 . В цьому випадку змінюється x_1 і обчислюється відповідне збільшення ΔQ_1 функції Q .

Для достатньо малих прирощень воно пропорційне частковій похідній:

$$\partial Q / \partial x_i \approx \Delta Q_i / \Delta x_i.$$

Аналогічно, при збільшенні x_2 визначається:

$$\partial Q / \partial x_2 \approx \Delta Q_2 / \Delta x_2. \quad (3.9)$$

Таким чином, після цих обчислень, визначається $\text{grad} Q$. Робоче переміщення здійснюється вздовж лінії $M_0 M_1$, протилежної напрямку градієнта. Далі в новій точці M_1 обчислюється градієнт, виконується наступний крок у напрямку $(-\text{grad} Q)$ до M_2 і так дотягатиметься точка M .

Градiєнт функції $Q(X)$, позначений $gradQ$ або ∇Q , є вектором у точці X , що має напрям η до поверхні рівня функції:

$$gradQ^r = \sum_{i=1}^n \frac{\partial Q}{\partial x_i} j_i, \quad (3.10)$$

де j_i нормовані вектори координат, а $\partial Q / \partial x_i$ – часткові похідні.

У практичних задачах аналітичне визначення часткових похідних $\partial Q / \partial x_i$ часто неможливе. Градієнт оцінюють наближено за формулою

$$gradQ \approx \sum_{i=1}^n \frac{\Delta Q_i}{\Delta x_i} j_i \quad (3.11)$$

де послідовно кожній змінній x_i дають мале пробне прирощення Δx_i^n і обчислюють відповідне збільшення функції ΔQ_i до функції Q ,

$$\Delta Q_i^r = Q(x_1^r, \dots, x_i^r + \Delta x_i^n, \dots, x_n^r) - Q(x_1^r, \dots, x_i^r, \dots, x_n^r). \quad (3.12)$$

Робочі збільшення визначається формулою

$$\Delta x_i^p = -a \frac{\partial Q}{\partial x_i}, \quad (3.13)$$

де a – коефіцієнт пропорційності.

Розташування M_{r+1} після зміни визначаються як

$$x_i^{r+1} = x_i^r + \Delta x_i^p. \quad (3.14)$$

Швидкість збіжності та точність мінімізації значною мірою залежать від вибору величини a у формулі (3.13). Для прискорення руху далеко від мінімуму $\min Q$ бажано обирати більші значення a , проте при цьому проводиться наступна перевірка:

$$Q^{r+1} < Q^r \quad (3.15)$$

Якщо умова (3.15) не виконується, a поступово зменшують, наближаючи точку M_{r+1} до мінімуму M_r , поки не буде виконано умову (3.15)

Інколи величина робочого кроку Δx_i^p автоматично змінюється пропорційно складовій градієнта Q , тому може бути доцільним поєднувати різні значення a – невеликі далеко від мінімуму $\min Q$ і більші поблизу нього. З метою запобігання уповільненню пошуку в околиці $\min Q$ для стабілізації

величини робочого кроку можна зробити коефіцієнт a залежним від $\sum_{i=1}^n |\partial Q / \partial x_i|$ наприклад, зі зменшенням зі зростанням $\sum_{i=1}^n |\partial Q / \partial x_i|$.

Стратегія пошуку методом градієнта поєднує пробні кроки для визначення напрямку з робочими кроками у напрямку руху до $\min Q$. Для оптимального поєднання швидкості і точності зручно чергувати грубий і точний пошук залежно від відстані точки M_r до мінімуму. В якості міри близькості до мінімуму ε приймають суму абсолютних значень похідних $\partial Q / \partial x_i$:

$$\varepsilon = \sum_{i=1}^n |\partial Q / \partial x_i|. \quad (3.16)$$

Вводяться константи ε_1 та $\varepsilon_2 (\varepsilon_2 > \varepsilon_1)$, при цьому:

- якщо $\varepsilon \geq \varepsilon_2$, виконується грубий пошук із великим значенням коефіцієнта a у формулі (3.13);
- якщо $\varepsilon_1 \leq \varepsilon < \varepsilon_2$, то необхідно застосувати точний пошук;
- якщо $\varepsilon < \varepsilon_1$, то пошук закінчено.

Умови закінчення процесу пошуку, необхідні для побудови алгоритму пошуку, можуть бути наступними:

1. Пробні припущення змінних x^r_i у точці M_r обох знаків дають позитивне збільшення функції Q :

$$\Delta Q_{i+\Delta x} \geq 0; \Delta Q_{i-\Delta x} \geq 0 (i = \overline{1, n}). \quad (3.17)$$

2. Виконуються аналітичні необхідні та достатні умови для існування мінімуму функції:

$$\text{grad} Q = 0; \frac{\partial^2 Q}{\partial x_i^2} \geq 0 (i = \overline{1, n}). \quad (3.18)$$

3. Наближене значення градієнта $\text{grad} Q$ за модулем не перевищує завчасно задану величину ε :

$$|\text{grad} Q| \leq \varepsilon. \quad (3.19)$$

3.3. Оцінка ефективності методу адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів

Для пошуку поліномів РСЗК турбо коду була створена імітаційна модель системи передачі інформації з турбо кодами. За допомогою імітаційної моделі моделювався кодек турбо коду, модулятор НЧ, дискретно-неперервний канал зв'язку (ДНКЗ) із флуктуаційним шумом, завадами, модуляцією ФМ-2.

При адаптації в даному випадку розглядались параметри кількості перевіірочних символів в кодері турбо коду. Відповідно це враховано при побудові решітчастих діаграм станів в декодері турбо коду.

У таблиці 3.1 наведені значення ефективної кількості перевіірочних поліномів РСЗК турбокоду, які були визначені за допомогою запропонованого алгоритму, для заданої цільової функції $J = P_{\text{пом дек}} = 10^{-3}$ та розмірів блоку даних на вході кодера.

Таблиця 3.1

Типи перевіірочних поліномів компонентного коду турбо коду

Параметри турбо коду	Розмір вхідного блоку даних, біт						
	100	500	1000	2000	4000	8000	16000
G1	17	17	13	9	9	13	9
G2	19	19	11	13	11	-	-
G3	23	-	15	11		-	-

Результати моделювання показані на рис. 3.1, 3.2.

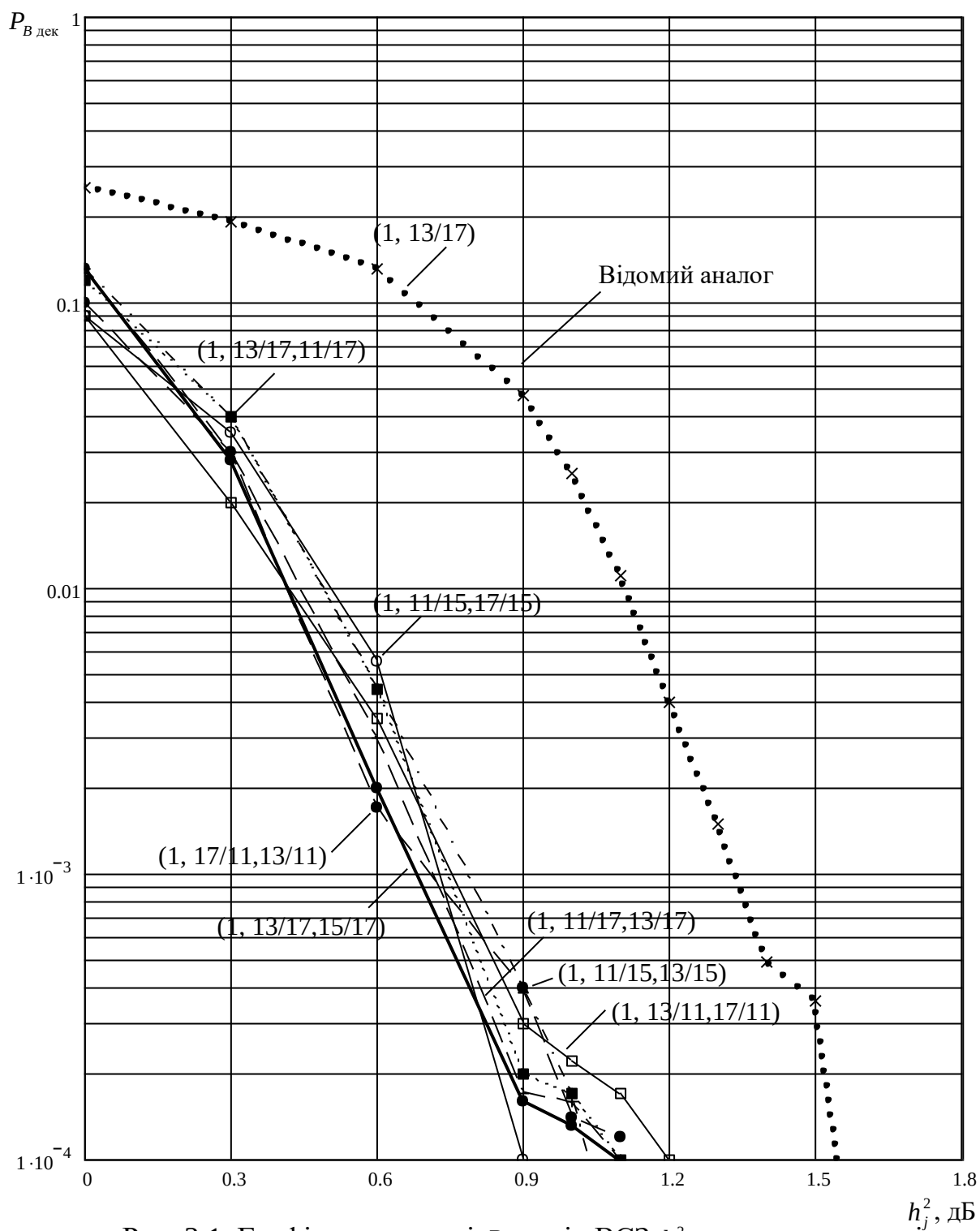


Рис. 3.1. Графік залежності $P_{B \text{ дек}}$ від ВСЗ h_j^2 при використанні різних поліномів РСЗК з значенням довжини кодового обмеження ($K = 4$) при використанні модуляції ФМ-2, ТК з псевдовипадковим перемежувачем, $N = 1000$, алгоритмом декодування *Log Map* з 5 ступінчастою апроксимацією, 8 ітерацій декодування, швидкістю кодування ТК $R = 1/5$

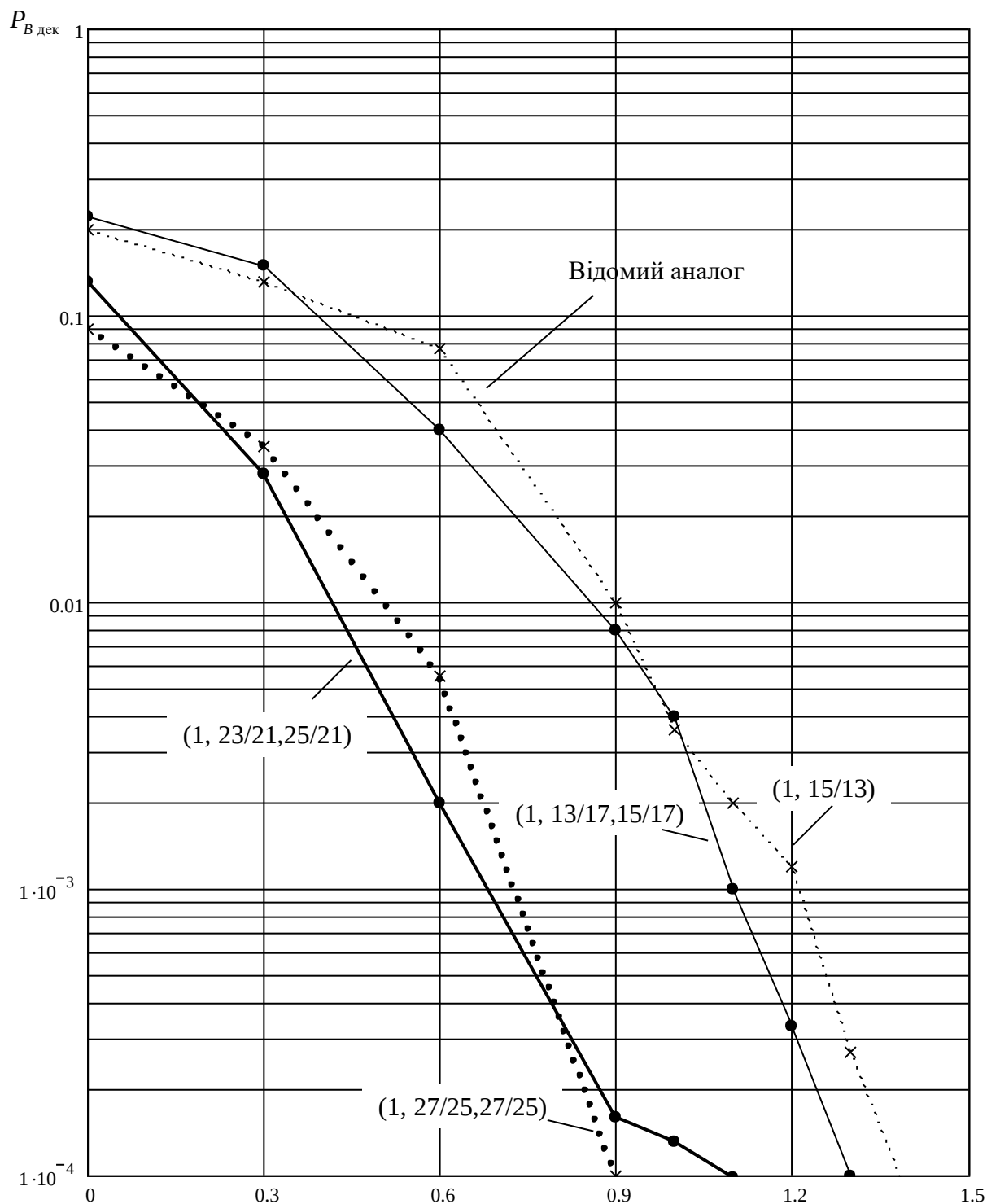


Рис. 3.2. Графік залежності $P_{В дек}$ від ВСЗ h_j^2 при використанні h_j^2 пБ різних поліномів РСЗК з довжиною кодового обмеження $K = 4$ при використанні модуляції ФМ-2, ТК з псевдовипадковим перемежувачем, $N = 1000$, алгоритмом декодування *Log Map* з 5 ступінчастою апроксимацією, 8 ітерацій декодування, швидкістю кодування ТК $R = 1/5$

Таким чином, були визначені ефективні перевірочні поліноми РСЗК турбо коду та їх необхідна кількість для досягнення заданої цільової функції — ймовірності бітової помилки декодування. Це сприятиме зниженню кількості помилок і, відповідно, підвищенню продуктивності безпроводових систем передачі інформації.

Висновки за розділом 3

1. Новим науковим результатом цього розділу є вперше запропонований метод параметричної адаптації перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згортчного коду турбо коду. Його суть полягає у підвищенні ефективності роботи безпроводових систем передачі інформації через адаптацію прямих і зворотних поліномів даного коду шляхом розв’язання оптимізаційної задачі.

2. В якості цільової функції обрана ймовірність бітової помилки декодування. Для її обчислення запропоновано використовувати циклічні коди.

3. Відмінність запропонованого методу від існуючих полягає у комплексному застосуванні адаптації як поліномів прямих та зворотних зв’язків, так і кількості перевірочних символів компонентного рекурсивного систематичного згортчного коду турбо коду. Це впливає на структуру діаграми станів кодера і декодера, а також на коригуючі можливості турбо коду, що дозволяє їх адаптувати.

4. Отримані ефективні перевірочні поліноми для РСЗК турбо коду забезпечують досягнення заданої цільової функції — ймовірності бітової помилки декодування, що дозволяє знизити кількість помилок на 8–13 % залежно від співвідношення сигнал/шум у каналі, тим самим підвищуючи ефективність роботи безпроводових систем передачі даних.

Основні наукові результати, отримані в цьому розділі, опубліковані у статті [39].

РОЗДІЛ 4. МЕТОД ПІДГОТОВКИ НАЧАЛЬНИХ ПОЛІНОМІВ ДЛЯ РЕКУРСИВНИХ СИСТЕМАТИЧНИХ ЗГОРТОЧНИХ КОДІВ ТУРБО КОДІВ З ВИКОРИСТАННЯМ ГЕНЕТИЧНОГО АЛГОРИТМУ

4.1. Обґрунтування та вибір алгоритму пошуку перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згорточного коду

Генетичний алгоритм (ГА) належить до класу класичних природних евристичних методів. Його концепцію вперше сформулював Джон Голланд (Університет Мічигану) ще у 1960-х роках. Виходячи з самої назви, цей алгоритм базується на принципах біологічної спадковості та природної еволюції. Із розвитком науки й техніки, а також завдяки зростанню обчислювальних потужностей комп'ютерів, генетичний алгоритм поступово перейшов із рівня теоретичних досліджень до широкого практичного застосування. Як універсальний каркасний підхід, здатний ефективно вирішувати задачі оптимізації високої складності, ГА отримав значне поширення. Сьогодні він активно використовується в різних сферах – від інформаційних технологій і торгівлі до промисловості та аграрного сектору [90-95].

Принцип роботи генетичного алгоритму ґрунтується на імітації еволюційних процесів живих організмів. Він відтворює основні механізми біологічного відбору та генетичної мінливості, переносячи їх у комп'ютерне моделювання для вирішення завдань оптимізації. ГА є глобальним пошуковим методом, що дозволяє уникати «застрягання» в локальних екстремумах. Алгоритм випадковим чином формує множину можливих рішень задачі, після чого за принципом «виживання найсильніших» обирає кращі варіанти. У подальшому ці рішення багаторазово комбінуються та модифікуються за рахунок операцій спадковості й варіацій, що нагадує механізми природної еволюції. Саме випадковість початкового відбору та постійні генетичні зміни

забезпечують вихід із пастки локальної оптимізації та роблять метод ефективним засобом глобального пошуку.

Генетичний алгоритм — це метод, що ґрунтується на принципах еволюційної теорії Дарвіна й орієнтований на розв’язання задач високої складності. Його відмінними рисами є властивості самонавчання, самоадаптації та самооптимізації. Сутність методу полягає в тому, що можливі рішення задачі кодуються у вигляді хромосом, де кожна хромосома відповідає окремому варіанту розв’язку. Оцінка та відбір особин відбуваються відповідно до їхньої пристосованості: кращі з них мають вищі шанси брати участь у процесах схрещування й мутації, формуючи нове покоління. У результаті еволюційних кроків формується індивід, який відповідає оптимальному розв’язанню задачі [91].

Робота генетичного алгоритму базується на трьох ключових операціях: відбір, схрещування та мутація. Ефективність, точність і оптимальність алгоритму напряду залежать від науково обґрунтованої комбінації цих операцій та адаптації схеми їх використання до конкретної задачі. Відбір передбачає вибір особин із вищим значенням функції пристосованості, які переходять у наступне покоління. Ймовірність відбору прямо пропорційна рівню придатності: чим він вищий, тим більше шансів на продовження «еволюції». Схрещування полягає у випадковому поєднанні пар батьківських особин із подальшим обміном генетичною інформацією між їхніми хромосомами. Для цього обирають одну чи кілька позицій у хромосомах, які підлягають заміні. Загальне емпіричне значення знаходиться між 0,01 і 0,99. Мутація виконується шляхом зміни одної або кількох точок у хромосомі вибраної особини. Її мета — зберегти різноманітність популяції та запобігти передчасній збіжності алгоритму до локального оптимуму. Ця операція стимулює пошук нових рішень поза поточними областями пошуку. Його загальне емпіричне значення становить від 0,0001 до 0,1 [93].

Для розв’язання оптимізаційних задач у різних сферах науковці розробили низку інтелектуальних методів, серед яких можна відзначити

алгоритм імітації відпалу та алгоритм рою частинок. Кожен із них ґрунтується на власній концептуальній основі, орієнтований на специфічні прикладні галузі та має як переваги, так і обмеження. Одним із найбільш універсальних і придатних до розв'язання складних задач методів є алгоритм спадщини, що характеризується такими особливостями:

1) Генетичний алгоритм належить до класу стохастичних оптимізаційних методів і не висуває значних математичних вимог до задачі оптимізації. Завдяки еволюційному підходу він не потребує врахування внутрішніх властивостей проблеми. Незалежно від того, чи є задача лінійною чи нелінійною, дискретною чи безперервною, алгоритм може ефективно працювати зі структурованими об'єктами, що забезпечує широкий спектр його застосувань.

2) У процесі роботи алгоритм використовує безпосередньо цільову функцію як основну пошукову інформацію. Оцінка рішень здійснюється на основі функції пристосованості без необхідності у складних похідних чи додаткових параметрах. Це знижує залежність від специфіки задачі та робить алгоритм гнучкішим.

3) Головною перевагою генетичного алгоритму є багатоточковий паралельний пошук, що дозволяє уникати передчасного зближення до локального оптимуму. Крім того, його природна схильність до паралельних обчислень робить можливим масштабування й прискорення оптимізаційного процесу, у тому числі для задач, що потребують обробки в режимі реального часу.

4) Генетичний алгоритм працює з кодуванням параметрів, а не з їхніми безпосередніми значеннями. Його механізми оптимізації базуються на ймовірнісних принципах, а не на детермінованих правилах. Завдяки цьому він виступає не лише як інструмент оптимізації, а й як універсальна основа для побудови систем оптимізаційного пошуку, що має значний потенціал подальшого розвитку.

4.2. Розробка методу підготовки початкових поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів за рахунок використання генетичного алгоритму

Сутність методу полягає у підвищенні ефективності роботи бездротових систем передавання інформації за рахунок оптимізації початкових поліномів рекурсивних систематичних згорткових кодів (РСЗК) турбокодів із застосуванням генетичного алгоритму.

Сьогодні у світі активно впроваджуються технології безпроводного доступу стандарту 5G.

У сучасних бездротових системах зв'язку для забезпечення високої достовірності передавання даних використовуються методи адаптивного кодування [96-101].

До складних задач оптимізації з обмеженнями належать ті, для яких немає апіорних відомостей про цільову функцію Q , які могли б бути використані для організації пошуку оптимального рішення, або ж отримання такої інформації є надзвичайно складним чи неприйнятним з практичної точки зору. Для подібних задач можна виділити низку характерних рис:

1. Цільова функція Q може визначатися через правила або алгоритми її обчислення.
2. Функція Q має негладкий характер.
3. Відсутні дані про похідні функції Q , або ж ці похідні не є неперервними.

У випадку бездротових систем із турбокодами відсутня інформація як про саму цільову функцію Q , так і про її похідні. Це суттєво ускладнює використання класичних методів пошуку оптимуму.

Усі розроблені на сьогодні методи розв'язання задач оптимізації можна умовно розділити на два основні класи залежно від вимог до точності отриманих результатів:

– методи, що гарантовано приводять до знаходження оптимального рішення, проте у найгіршому випадку потребують виконання неприпустимо великої кількості обчислювальних операцій;

– методи, що не завжди забезпечують отримання глобального оптимуму, однак дають змогу знайти рішення за прийнятною обчислювальною складністю.

Розглянуті вище особливості унеможливають застосування класичних чисельних методів для розв'язання задач оптимізації як задач багатofакторного пошуку екстремуму, оскільки вони належать до класу складних оптимізаційних задач. Водночас, з огляду на те, що область допустимих рішень є скінченною множиною, пошук може бути здійснений шляхом перебору всіх можливих значень вектора із застосуванням методів і алгоритмів послідовного звуження простору рішень (повний або спрямований перебір). Проте у випадку використання складного рекурсивного систематичного згорткового коду (РСЗК) турбокоду для формування початкових поліномів з метою ініціалізації початкового стану кодера в адаптивній системі метод повного перебору виявляється неприйнятним, оскільки потребує надмірно тривалих обчислювальних процесів. Саме тому для ефективного пошуку необхідно застосовувати методи, здатні забезпечити значно швидше знаходження необхідного результату, ніж метод повного перебору. До таких належать алгоритми послідовного покращення рішень [102-104].

Ітераційні методи відзначаються високою швидкістю збіжності, однак із ростом кількості вихідних даних похибка поступово збільшується.

У випадку ж використання випадкового чи спрямовано-випадкового пошуку, генетичні алгоритми (ГА) виявляються найбільш універсальними серед інших відомих підходів, оскільки характеризуються високою швидкістю збіжності, яка при цьому не залежить від цільової функції. Застосування ГА дозволяє віднайти глобальний екстремум цільової функції за мінімально можливою кількістю ітерацій [90–95].

Генетичний алгоритм можна розглядати як адаптивний метод пошуку, побудований на принципі селекції найпридатніших елементів популяції.

Його теоретичним підґрунтям стали моделі біологічної еволюції та методи випадкового пошуку.

У термінах інформаційного підходу еволюційний пошук можна інтерпретувати як послідовне перетворення однієї скінченної множини проміжних рішень в іншу. Сам процес перетворення виступає у ролі алгоритму пошуку, або ж генетичного алгоритму. Сутність ГА полягає у знаходженні балансу між ефективністю та якістю отриманих рішень за рахунок реалізації принципу «виживання найсильніших альтернативних рішень» в умовах невизначеності та неповноти інформації.

Ефективність турбокоду визначається його загальною швидкістю кодування - $R=1/3$. Кожен рекурсивний систематичний згортковий код (РСЗК) описується за допомогою поліноміальних генераторів [9–10]: $G(D)=\left[1, \frac{g_1(D)}{g_0(D)}\right]$, де, наприклад, $g_1(D)=1+D+D^3$ відповідають поліномам прямого зв'язку (їх може бути кілька), а $g_0(D)=1+D^2+D^3$ відповідають поліному зворотного зв'язку.

На рисунку 4.1 представлено приклад схеми РСЗК турбокоду з параметрами (1, 47/43, 53/43, 33/43) з кодовим обмеженням $K=6$ із швидкістю кодування $R=1/4$. У такому випадку структура матиме вигляд:

$$1, g_1/g_0, g_2/g_0, g_3/g_0$$

де g_0 – поліном зворотного зв'язку, а g_1, g_2, g_3 – відповідно перший, другий і третій поліноми прямого зв'язку.

Для даної конфігурації РСЗК можливий варіант побудови кодера турбокоду показано на рисунку 4.2. У схемі використовується пристрій П, який виконує перемеження бітів вхідної інформації.

Розглянуті схеми побудови РСЗК застосовуються безпосередньо в кодерах турбокодів. Відповідні ж їм решітчасті діаграми знаходять використання у декодерах, де процес декодування здійснюється за критерієм

максимуму апостеріорної ймовірності із застосуванням алгоритму BCJR або його модифікованих версій [97–100].

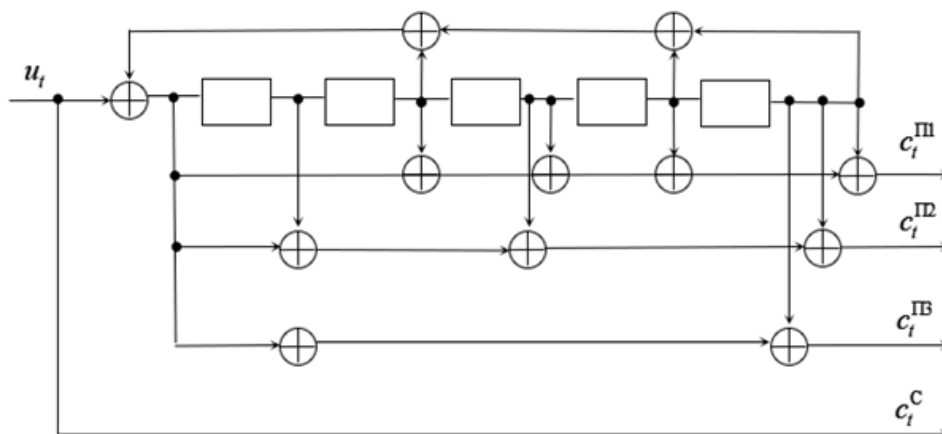


Рис. 4.1. Схема рекурсивного систематичного згорткового коду при $K = 6$
виду $(1, 47/43, 53/43, 33/43)$

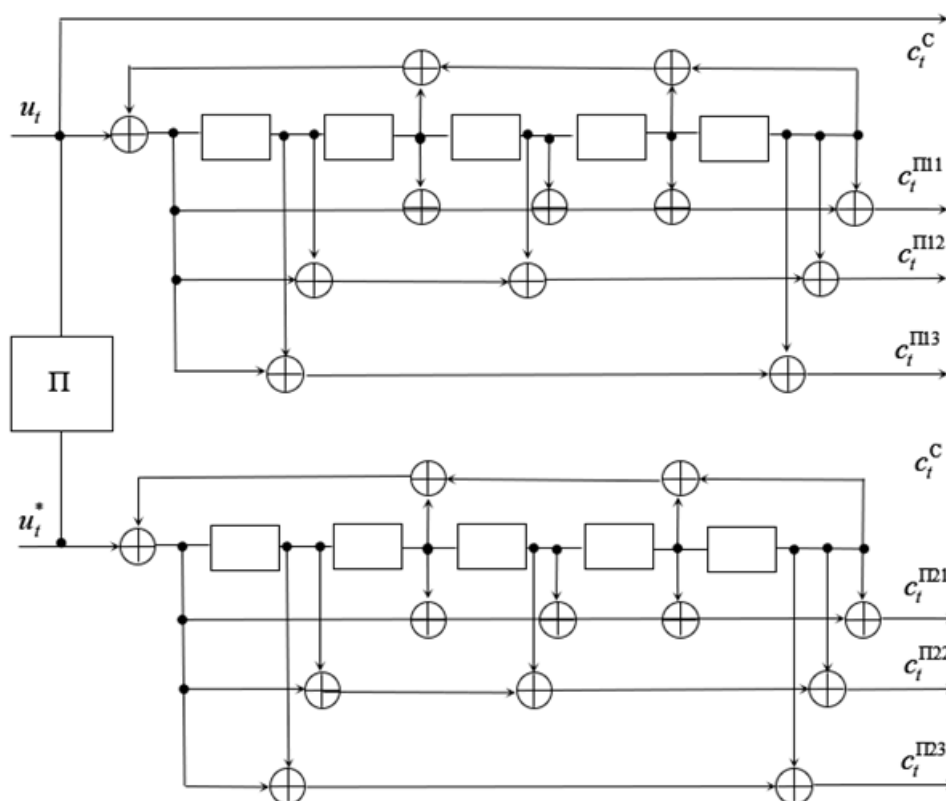


Рис. 4.2. Схема кодера турбо кода при використанні двох РСЗК $K = 6$
виду $(1, 47/43, 53/43, 33/43)$

Сам процес кодування даних у РСЗК реалізується через використання решітчастої діаграми, що описується системою поліноміальних генераторів.

При цьому зі зростанням порядку полінома розмір решітчастої діаграми також збільшується і визначається як 2^M , де M – кількість елементів пам'яті РСЗК.

Генетичні алгоритми (ГА) відрізняються від інших оптимізаційних і пошукових методів такими характерними особливостями:

1. Вони працюють не з безпосередніми параметрами задачі, а з їх закодованою формою.

2. Пошук здійснюється не через поступове покращення одного рішення, а шляхом одночасного аналізу множини альтернатив на заданому просторі рішень.

3. Оцінка якості рішень здійснюється безпосередньо через цільову функцію (ЦФ), без використання додаткових похідних або прирощень.

4. Використовуються не детерміновані, а імовірнісні правила для аналізу і прийняття рішень у процесі оптимізації. Для формалізації моделі запропоновано наступну структуру: нехай задано n елементів, $X_1, X_2, \dots, X_n$, де кожен елемент X_i представлений вектором із m ознаками $X_i = (x_{i,1}, x_{i,2}, \dots, x_{i,m})$, а також відомий ідеальний оптимальний розв'язок $\bar{X} = \{\bar{x}_1, \bar{x}_2, \dots, \bar{x}_m\}$. Мета полягає у формуванні X_{mix} комбінації елементів, максимально наближеної до "ідеального оптимального розв'язку". Комбінацію отримують як конвексну суму n елементів:

$$\begin{aligned} X_{mix} &= a_1 X_1 + a_2 X_2 + \dots + a_n X_n, \\ a_i &\geq 0, \quad \sum_{i=1}^n a_i = 1 \end{aligned} \quad (4.1)$$

Проблема полягає у тому, щоб знайти a_i $i = 1, \dots, n$, такі, щоб відстань $d(\bar{X}, X_{min})$ була якомога меншою.

Для реалізації ГА застосовується подвійне кодування хромосом: хромосома – X , батьківська особина – P , і дитина – C . Застосовується подвійне кодування таким чином, що кожен X , P або C завжди представлений двома векторами однакової розмірності n : бінарний вектор – відображає вибір

ТАК/НІ кожного елемента, та вектор відсоткових значень – показує конкретні вагові частки кожного елемента.

$$x_b = \{x_{b,1}, x_{b,2}, \dots, x_{b,i}, \dots, x_{b,n}\} \quad (4.2)$$

$$x_p = \{x_{p,1}, x_{p,2}, \dots, x_{p,i}, \dots, x_{p,n}\} \quad (4.3)$$

X_b показує бінарну хромосому з $x_{b,i} = 1$, що представляє, чи обрано i -й елемент ($x_{p,i} = 0$ в іншому випадку), X_p показує відсоткову хромосому, де $x_{p,i} \in [0,1]$, з $\sum_{i=1}^n x_{p,i} = 1$.

Генетичний алгоритм складається з двох основних фаз: формування першого покоління та обчислення наступних поколінь шляхом ітераційного оновлення. У початковій ітерації алгоритм працює так:

1) Формування батьківського покоління: генерується число d_{start} бінарних хромосом X_b . Потім для кожної з них N_{r_p} разів створюються відповідні відсоткові вектори, утворюючи до $d_{start} \cdot X_{r_p}$ відсоткових хромосом X_p .

Для генерації кожної відсоткової хромосоми X_p , нехай $k \leq n$ позначає кількість обраних елементів. Де $x_{b,i} = 0$, навіть $x_{p,i} = 0$, в той час як у випадку $x_{b,s} = 1$, нехай $1 \leq s \leq k$ вказує на обраний елемент s -го розглянутого для генерації відсоткового значення, а $rand(min; max)$ — це функція, яка генерує випадкове значення між мінімальним і максимальним краями виключно, кожне значення X_p обчислюється як:

$$x_{p,s} = \begin{cases} x_{p,s}; & k = 1, s = 1 \\ rand(0;1) & k \geq 2, s = 1 \\ rand(0; 1 - \sum_{i=1}^{s-1} x_{p,i}) & k \geq 2, 2 \leq s \leq k \\ 1 - \sum_{i=1}^{s-1} x_{p,i} & k \geq 2, s = k \end{cases} \quad (4.4)$$

2) Формування покоління нащадків: кожен відсотковий хромосоми X_p досліджують N_{Exp_p} разів шляхом випадкових зміщень точок відсоткових значень у фіксованому сусідньому середовищі відносно початкових вагових коефіцієнтів. При цьому забезпечується умова, що сума нових відсоткових значень залишається рівною одиниці. В результаті генеруються до $d_{start} \cdot N_{rp} \cdot N_{Exp_p}$ відсоткових нащадків C_p .

$$x_p = \{x_{p,1} + \Delta x_{p,1}, \dots, x_{p,n} + \Delta x_{p,i}, \dots, x_{p,i} + \Delta x_{p,n}\},$$

$$\sum_{i=1}^n x_{p,i} + \Delta x_{p,i} = 1 \quad (4.5)$$

Кількість елементів, які підлягають зміні на кожній ітерації, визначається випадковим чином, причому для проведення цього процесу необхідні як бінарні, так і відсоткові хромосоми. Якщо обирається один елемент ($k=1$), дослідження не проводиться. У разі вибору двох елементів ($k=2$), перший змінюється на $\Delta x_{p,1} \in [-\alpha; +\alpha]$, а другий на $-\Delta x_{p,1}$. Для трьох і більше елементів ($k \geq 3$), застосовується рекурсивна формула. Процес генерації нових відсоткових значень можна описати наступними рівняннями:

Перше змінення відсотку:

$$\Delta x_{p,1} = rand(-\alpha; +\alpha) \quad (4.6)$$

Від другого до передостаннього ($2 \leq s \leq k$):

$$\Delta x_{p,s} = rand(-L; +U) \quad \text{with} \quad \forall \Delta x_{p,i} > 0$$

$$\begin{cases} U = +\alpha - \sum_i \Delta x_{p,i} \\ L = -\alpha + \sum_i |\Delta x_{p,i}| \end{cases} \quad \forall \Delta x_{p,i} \neq 0$$

Останнє змінення ($s = k$):

$$\Delta x_{p,k} = -\left(\sum_{i=1}^{k-1} \Delta x_{p,i}\right) \quad (4.7)$$

Примітка: при кожному новому значенні $\Delta x_{p,i}$ алгоритм забезпечує дотримання умов:

$$\Delta x_{p,i} + x_{p,i} > 0, \text{ та } \Delta x_{p,i} + x_{p,i} < 1, \quad (4.8)$$

3) Оцінка та відбір: по завершенні ітерації формується набір пар бінарних та відсоткових хромосом (C_b, C_p). З цього набору необхідно відібрати кращі d . Для цього спершу обчислюється метрика придатності для кожного нащадка C , після чого відбираються хромосоми з найвищими оцінками.

Щоб порівняти нащадків C між собою, перш за все підраховуються кількості кожного елемента вздовж окремих ознак та сумуються по всіх ознаках. В результаті для кожного нащадка отримується значення суміші $x_{\min}$, яке порівнюється зі значенням бажаного результату. Цей процес можна представити у вигляді операції матричного множення:

$$X^T \cdot X_p = X_{mix} \quad (4.9)$$

$$\begin{pmatrix} x_{1,1} & x_{1,2} & \dots & x_{1,j} & \dots & x_{1,m} \\ x_{2,1} & x_{2,2} & \dots & x_{2,j} & \dots & x_{2,m} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_{i,1} & x_{i,2} & \dots & x_{i,j} & \dots & x_{i,m} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_{n,1} & x_{n,2} & \dots & x_{n,j} & \dots & x_{n,m} \end{pmatrix}^T \cdot \begin{bmatrix} x_{1,1} \\ x_{p,2} \\ \dots \\ x_{p,i} \\ \dots \\ x_{p,n} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \sum_{i=1}^n x_{i,1} \cdot x_{p,i} \\ \sum_{i=1}^n x_{i,2} \cdot x_{p,i} \\ \dots \\ \sum_{i=1}^n x_{i,j} \cdot x_{p,i} \\ \dots \\ \sum_{i=1}^n x_{i,m} \cdot x_{p,i} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} x_{mix,1} \\ x_{mix,2} \\ \dots \\ x_{mix,i1} \\ \dots \\ x_{mix,n} \end{bmatrix} \quad (4.10)$$

Кожний елемент матриці X_{mix} відображає значення суміші ознак.

Після цього кроку отримані значення X_{mix} порівнюють із бажаною оптимальною сумішню $\bar{X}$, застосовуючи об'єктивну функцію мінімізації, яка прагне до нуля, якщо поточна суміш X_{mix} близька до цільового значення $\bar{X}$.

Для роботи генетичного алгоритму (ГА) обирають множину параметрів оптимізаційного завдання та кодують їх у послідовності кінцевої довжини за допомогою певного алфавіту. Алгоритм працює доти, доки не буде досягнуто заданого числа генерацій (ітерацій) або не буде отримано рішення заданої якості. Також процес може зупинитися у разі знаходження локального оптимуму, коли відбувається передчасна збіжність, і алгоритм не здатен вийти з цього стану. На відміну від традиційних методів оптимізації, ГА одночасно аналізує різні області простору рішень, що робить його більш ефективним у пошуку нових регіонів із покращеними значеннями цільової функції (ЦФ).

Функціонування ГА можна схематично подати наступним чином (рис. 3):

1. Генерація популяції випадковим чином у розмірі V .
2. Обчислення ЦФ для кожного індивіда (рядка) популяції.
3. Виконання операції селекції (етап 1).
4. Виконання операції схрещування (етап 2).
5. Виконання операції мутації (етап 3).
6. Перевірка критерію зупинки: якщо він не досягнутий, перейти до кроку 2; у протилежному випадку – завершити роботу.

Популяція складається з бітових рядків, кожен з яких представляє закодоване рішення завдання. Для кожного рядка обчислюється цільова функція, що характеризує якість відповідного рішення. Початкова популяція може формуватися довільним набором рядків. Основні операції алгоритму (етапи 1–3) виконуються над усіма елементами популяції. Результатом є нове покоління, і процес повторюється ітераційно до досягнення критерію зупинки.

Ключовим моментом при формулюванні завдання оптимізації є вибір ЦФ Q , яка дозволяє кількісно оцінити ефективність роботи системи.

У даній роботі розглядається h -компонентний вектор $\vec{P} = (p_1, p_2, \dots, p_h)$, де: елемент p_1 відповідає швидкості кодування турбокоду; елемент p_2 – поліному зворотного зв'язку РСЗК турбокоду g_0 ; елементи $p_3, \dots, p_h$ – поліномам прямих зв'язків РСЗК турбокоду.

Завдання вибору початкових поліномів РСЗК турбо коду формулюється таким чином:

Дано: $V = (\vec{P}_1, \vec{P}_2, \dots, \vec{P}_l)$ – множина можливих конфігурацій РСЗК турбокоду.

Необхідно знайти: $\min Q_i(\vec{P}_i)$,

де $Q_i = \left(\sum_{h=1}^{N^*} \Theta_{ih}^* \right) / N^*$ – цільова функція, $i \in \overline{1, l}$, де N^* – кількість блоків символів з однаковою конфігурацією вектора $\vec{P}$, Нормований показник декодування прийнятої послідовності Θ_i^* .

При обмеженнях: $\vec{F}^* = const$, $\vec{L} = const$, $\vec{Z} = const$,

де $\vec{F}^*$ – вектор раціональної структури, $\vec{L}$ – вектор обмежень, $\vec{Z}$ – вектор завад.

Для пошуку початкових поліномів РСЗК турбокоду з урахуванням завад передбачається, що вектори сигнальної структури визначені, тобто $\vec{F}_i^* \in E_F^*$, $i \in \overline{1, n}$, де n – розмір отриманої підмножини.

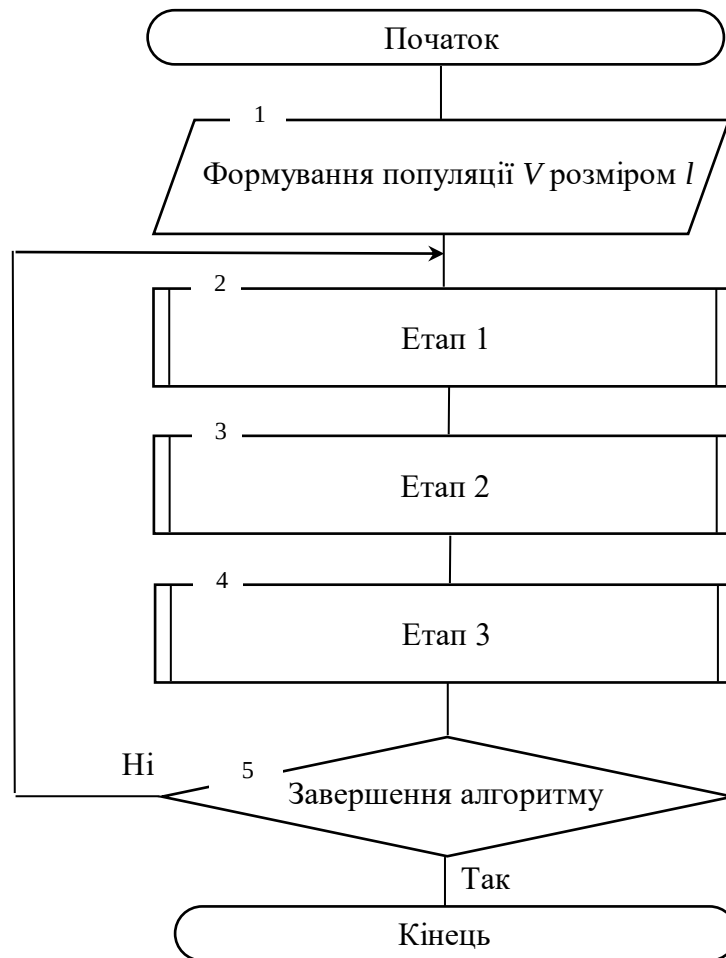


Рис. 4.3. Схема функціонування генетичного алгоритму

Для формування початкових поліномів РСЗК турбо коду використовуються елементи $g_1, g_2, \dots, g_h$. Для зручності їх можна представити у вигляді векторної структури $G' = \{g_1, g_2, \dots, g_h\}$.

Кожний бітовий рядок застосовується для кодування вихідної множини альтернатив і являє собою впорядкований набір із d елементів: $\vec{G}' = (g'_1, g'_2, \dots, g'_d)$, де кожен елемент кодується у двійковому алфавіті. Сукупність таких рядків

формує множину рішень (популяцію) $V = (\bar{G}_1, \bar{G}_2 \dots \bar{G}_l)$, де l – розмір популяції, а кожен рядок представляє можливу конфігурацію турбокоду.

Для кожного рядка популяції обчислюється цільова функція (ЦФ) за

правилом: $Q_i = \frac{\sum_{h=1}^{N^*} \Phi_{ih}^*}{N^*}$, $i \in \overline{1, l}$, де N^* – кількість переданих блоків символів із

однаковою конфігурацією вектора $\bar{G}'$, Φ_i^* – нормований показник декодування прийнятої послідовності. Для спрощення оцінки декодування визначають нормовану величину Φ^* наступним чином:

$$\Phi^* = \frac{\Phi - \Phi^{(-)}}{\Phi^{(+)} - \Phi^{(-)}} \cdot 100\% = \frac{\Phi - N}{N(I - 0,5)} \cdot 100\%. \quad (4.11)$$

Величина Φ^* приймає значення 100 % у випадку абсолютної неефективності декодера та 0 % – при повній ефективності ітеративного декодера під час обробки інформаційного блоку.

Використання N^* переданих блоків у формулі для ЦФ пояснюється випадковим характером цієї величини. Необхідна кількість блоків N^* визначається за функцією Лапласа.

Величина Φ також може визначатися як сумарна кількість змін знаків апріорної та апостеріорної інформації ψ_{kj} про переданий символ для всього блоку розміром N по всіх декодерах та ітераціях декодування:

$$\Phi = \sum_{j=1}^I \sum_{k=1}^2 \psi_{kj}, \quad (4.12)$$

де I – число ітерацій декодування.

Сутність величини Φ полягає у характеристиці правдоподібності даних, отриманих під час декодування інформаційного блоку: чим менше значення Φ , тим точніше декодовано прийнятий блок.

У роботі ітеративного декодера турбокоду можливі два граничні сценарії:

1. Канальні завади не впливають або вплив мінімальний, ним можна знехтувати. У цьому випадку величина Φ приймає мінімальне значення, яке чисельно дорівнює кількості переданих інформаційних бітів:

$$\Phi^{(-)} = N.$$

Це відповідає ситуації, коли прийнята послідовність успішно декодується на першому декодері першої ітерації.

2. Канальні завади значно впливають на передану послідовність, роблячи коректне декодування неможливим. У такому випадку величина Φ досягає максимального значення, яке можна визначити як:

$$\Phi^{(+)} = \frac{N}{2}(2I+1).$$

Значення показника декодування Φ для реального процесу ітеративного декодування лежить у межах між мінімальним та максимальним значенням:

$$\Phi^{(-)} \leq \Phi \leq \Phi^{(+)}.$$

Структура РСЗК турбо коду записується у вигляді $(1, g_1/g_0, \dots, g_{n-1}/g_0)$, де g_0 – поліном зворотнього зв'язку, а $g_1, \dots, g_{n-1}$ – поліноми прямих зв'язків. Перетворення полінома в бітовий рядок здійснюється наступним чином: на першу позицію записується одиниця, далі – бітові комбінації, які відповідають за формування перевірочних символів (кількість яких визначається значенням v , після чого – бітова комбінація, що формує зворотний зв'язок. Наприклад, для при $K = 3$ і $v = 2$ для полінома $[1, 1011/1101, 1001/1101]$ його бітове подання буде $\vec{G}' = 1101110011101$. Сукупність таких бітових рядків формує популяцію, де кожен рядок відповідає одному з можливих рішень завдання.

Традиційні ітеративні алгоритми займаються покращенням одного проміжного рішення для наближення його до точного значення. На відміну від них, ітеративний генетичний алгоритм (ГА) працює над удосконаленням усієї популяції в цілому, а не лише одного конкретного вектора $\vec{G}'$. Це особливо важливо під час початкової ініціалізації РСЗК для прискорення прийняття рішень.

У рамках процедури генетичного пошуку діють наступні обмеження:

- 1) Розмір популяції залишається постійним.
- 2) Довжина бітових рядків популяції не змінюється.

3) Критерієм зупинки є досягнення заздалегідь визначеної кількості ітерацій.

Етап 1 алгоритму відповідає за модифікацію популяції на кожній ітерації. Він полягає у видаленні менш ефективних рядків та розмноженні рядків із кращими значеннями цільової функції. Рядок із значенням ЦФ Q_i дає у новій популяції $\frac{Q_i}{\bar{Q}}$ рядків, де $\bar{Q}$ визначається як середнє значення ЦФ у поточній популяції.

Запропонований метод формує ряд чисел таким чином:

1. Перший член ряду дорівнює величині популяції, поділеній на 2.
2. Кожен наступний член дорівнює попередньому, поділеному на 2 і округленому до більшого.

Наприклад, для популяції з 25 рядків утворюється ряд: 25 – 12 – 6 – 3 – 2 – 11. Це означає, що найкращий рядок породжує 12 нових рядків, другий за рейтингом – 6, третій – 3, четвертий – 2, п'ятий і шостий – по 1. Мета етапу 1 – отримати нову популяцію того ж розміру з найбільш успішних рядків, розташованих у порядку рейтингу, утворюючи блоки однакових рядків, які будуть використані на етапі 2.

Етап 2 полягає у виконанні операції схрещування:

1. Вибрати пари рядків.
2. Для кожної пари із заданою ймовірністю виконати операції етапу 2, отримавши два нових рядки, які замінюють вихідні у популяції.

Операція має єдиний параметр – ймовірність схрещування (p_c).

Найпростіший варіант – однокрапкове схрещування, яке реалізується наступним чином:

1. Популяція розбивається на пари рядків.
2. Для кожної пари випадковим чином генерується число p'_c . Якщо $p'_c < p_c$ то вибирається випадкове ціле число i в інтервалі $[1, d-1]$, де d – довжина рядка, і обидва рядки обмінюються фрагментами, що йдуть після i -го біта. У протилежному випадку рядки залишаються без змін.

Пари для схрещування формуються наступним чином: перший рядок взаємодіє з останнім, другий – з передостаннім і так далі. Таким чином, кількість пар завжди дорівнює половині популяції. Якщо розмір популяції непарний, центральний рядок ігнорується. Рядки розташовані так, що уникнуто схрещування ідентичних рядків, оскільки перша половина популяції містить копії рядків з найкращим рейтингом (найменшим значенням цільової функції).

Етап 3 – мутація. На цьому етапі кожен біт кожного рядка інвертується з ймовірністю p_m (ймовірність мутації) за таким алгоритмом:

1. Для кожного біта генерується випадкове число p'_m .
2. Якщо $p'_m < p_m$ то біт інвертується.

Етапи реалізації методу наступні:

1. Задаються початкові дані.
2. Формування бітових рядків $\vec{P}_i''$, $i \in \overline{1, l}$, де l – розмір популяції, залежно від параметрів K і v .
3. Формування популяції V розміру l .
4. Ініціалізація імітаційної моделі системи передачі інформації з турбокодером та модулем генетичного пошуку початкових поліномів РСЗК у відповідності з параметрами $\vec{P}_i''$, $i \in \overline{1, l}$, $\vec{Z}$, $\vec{F}$, $\vec{L}^*$, елемента p_1 вектора $\vec{P}$).
5. Моделювання передачі кадру кодером ТК та декодування прийнятого кадру декодером ТК.
6. Обчислення поточного значення показника декодування Θ_i^* .
7. Перевірка умови $h \leq N^*$.

Якщо умова $h \leq N^*$ виконана, обчислюється функція ЦФ $X_{ih} = \sum_{h=1}^{N^*} \Theta_{ih}^*$ і здійснюється перехід до кроку 5.

Інакше обчислюється функція $Q_i = \frac{X_{ih}}{N^*}$ без зміни параметрів і переходу до кроку 5.

8. Запис значень Q_i у масив розмірності l .

9. Перевірка умови $i \leq l$.

Якщо умова $i \leq l$ виконана, присвоюються параметри $i = i + 1$ і відбувається перехід до кроку 4.

При невиконанні умови $i \leq l$ – перехід до кроку 15.

10. Моделювання операції етапу 1 (селекція) генетичного алгоритму у популяції V .

11. Моделювання операції етапу 2 (схрещування) генетичного алгоритму у популяції V .

12. Моделювання операції етапу 3 (мутація) генетичного алгоритму у популяції V . Результатом є нова популяція.

13. Перевірка умови $j \leq I_{\text{ГА}}$.

При виконанні умови $j \leq I_{\text{ГА}}$ відбувається ініціалізація тимчасових параметрів ($i = 0, h = 1$) і здійснюється перехід до кроку 4 (початок наступної ітерації ГА).

При невиконанні умови $j \leq I_{\text{ГА}}$ – вивід результатів.

Вибір поліноміальних генераторів з рядків популяції здійснюється на основі найменшого значення цільової функції Q_i

Генетичний алгоритм не гарантує знаходження єдиного оптимального рішення. Він видає множину близько-оптимальних рішень, серед яких остаточний варіант визначається шляхом імітаційного моделювання.

4.3. Оцінка ефективності методу адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів

Для пошуку раціональних поліномів РСЗК турбо коду з використанням ГА при впливі в каналі на передану інформаційну послідовність завад була створена імітаційна модель системи передачі інформації з турбо кодами та модулем генетичного пошуку раціональних поліномів РСЗК турбо коду. Для одержання одиничного значення Q_i за допомогою імітаційної моделі моделювався кодек турбо коду, модулятор НЧ, дискретно-неперервний канал зв'язку (ДНКЗ) із флуктуаційним шумом, модуляцією ФМ-2, модуль розрахунку цільової функції Q_i , модуль генетичного пошуку раціональних поліномів РСЗК турбо коду. Обрання для розгляду каналу з адитивним білим гаусівським шумом обумовлено, що для аналізу різних сучасних схем кодування і декодування з турбо кодами, LDPC-кодами та полярними кодами він є найбільш зручним [104-112].

Обраний кодек із двома паралельно з'єднаними РСЗК, псевдовипадковим перемежувачем/деперемежувачем, $N = 1000$, алгоритмом декодування *Log Map* з п'ятиступінчатою апроксимацією. Структура турбо коду задавалася відповідно до вектора $\vec{L}^*$. Використовувався РСЗК зі швидкістю кодування $1/q$ виду: $(1, g_1/g_0, \dots, g_{n-1}/g_0)$, де q – загальна кількість біт з виходу РСЗК. У якості $g_0, g_1, \dots, g_{n-1}$ використовувалися поліноми, що описують коди, у яких присутні відводи від першого та останнього елемента пам'яті кодера, тому що ці поліноми мають кращі характеристики [112-122].

Популяція формувалася при фіксованих значеннях K і v . Експерименти проводилися при 3 ітераціях генетичного алгоритму, при цьому для кожного елемента популяції виконувалося N_h експериментів, а як значення Q_i бралася середнє арифметичне. Розмір популяції генетичного алгоритму обраний рівним 50. Ймовірність схрещування - 80%, ймовірність мутації - 10%.

В табл. 1 представлені початкові поліноми, які були знайдені з використанням генетичного алгоритму при моделюванні модему ФМ-2, кодеку турбо коду із псевдовипадковим перемежувачем/деперемежувачем, $N = 1000$,

алгоритмом декодування *Log Map* з п'ятиступінчатою апроксимацією, 8 ітерацій декодування, моделі дискретно-неперервного каналу зв'язку із флуктуаційним шумом.

Таблиця 4.1

Начальні РСЗК при використанні турбо коду з псевдовипадковим перемешувачем, $N = 1000$, алгоритмом декодування *Log Map* для різних швидкостей кодування РСЗК R при впливі АБГШ

	Довжина кодового обмеження			
	$K = 3$	$K = 4$	$K = 5$	$K = 6$
$R = 1/2$ (для ТК $R = 1/3$)	(1,7/5)	(1,15/17)	(1,23/35)	(1,65/57)
	(1,5/7)	(1,17/15)	(1,23/33)	(1,45/67)
				(1,73/77)
				(1,53/55)
				(1,71/41)
				(1,53/41)
$R = 1/3$ (для ТК $R = 1/5$)	(1,7/5,7/5)	(1,13/17,15/17)	(1,25/37,33/37)	(1,47/53,75/53)
	(1,5/7,5/7)	(1,11/17,13/17)	(1,25/33,37/33)	(1,53/47,75/47)
		(1,13/11,17/11)	(1,27/21,33/21)	(1,45/41,55/41)
		(1,11/15,17/15)	(1,35/21,27/21)	(1,43/47,71/47)
		(1,13/17,11/17)	(1,27/25,31/25)	(1,63/43,45/43)
		(1,17/11,13/11)	(1,37/21,31/21)	(1,71/67,53/67)
		(1,11/15,13/15)	(1,31/27,35/27)	(1,53/67,41/67)
			(1,35/33,25/33)	(1,43/41,71/41)
			(1,25/31,23/31)	
			(1,37/31,25/31)	

Отримані початкові поліноми турбо кодів, які забезпечують виконання заданої цільової функції — мінімізації невизначеності декодування. Це сприятиме зменшенню кількості помилок і, як наслідок, підвищенню ефективності роботи безпроводових систем передачі інформації.

Висновки :

1. Новим науковим результатом, отриманим у цьому розділі дисертаційної роботи, є вперше запропонований метод підготовки початкових поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів із застосуванням генетичного алгоритму.

Суть запропонованого методу полягає в підвищенні ефективності роботи безпроводових систем передачі даних шляхом генерування оптимальних початкових поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів із використанням генетичного алгоритму. Це дозволяє врахувати специфіку завадового середовища та адаптувати структуру кодів для зменшення ймовірності помилок при декодуванні.

2. В якості цільової функції запропонований показник кількості змін знаку апіорно-апостеріорної інформації декодера турбо коду для певної вибірки біт даних.

3. Цей метод відрізняється від аналогів в тому, що при підготовці початкових структур компонентів кодів турбо кодів використовується генетичний алгоритм та показник якості декодування, що враховує зміни знаку апіорно-апостеріорної інформації декодера турбо коду.

4. Отримані результати оцінки ефективності запропонованого методу показали, що використовуючи початкові РСЗК, отримані за допомогою запропонованих поліномів, енергетичний виграш в завадозахищеності складає до 0,65 дБ для різних довжин кодового обмеження РСЗК і швидкостей кодування турбо коду при впливі завад у порівнянні із застосуванням поліномів при формуванні РСЗК, які запропоновані у відомих раніше роботах.

Наукові положення, представлені в розділі, висвітлено у наукових статтях статтях [37,40], у публікаціях на науково-практичній конференції [41].

ВИСНОВКИ

У дисертації показано нове вирішення наукової задачі, що полягає в забезпеченні цілісності та достовірності даних в безпроводових телекомунікаціях за рахунок розробки методів параметричної адаптації кодових конструкцій. Основні результати роботи такі:

1. Проаналізовано сучасні бездротові системи передачі даних та вивчено ключові чинники, що спричиняють зростання ймовірності помилок під час передавання інформації, існуючих методів зменшення помилок в сучасних безпроводових системах передачі даних, яке показало, що перспективним напрямком вирішення задачі забезпечення достовірності інформації за умов впливу потужних завад є використання адаптивного контура для зміни параметрів турбо кодів.

2. Вперше представлений метод зміни компонентних кодів турбо кодів шляхом обходу вузлів просторової решітки, що забезпечує підвищення ефективності роботи безпроводових систем передачі даних шляхом цілеспрямованого підбору параметрів РСЗК з урахуванням конфігурації решітки та розрахунку цільової функції.

Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в комплексному застосуванні при адаптації поліномів РСЗК та швидкостей кодування, в залежності від значень цільової функції, що призводить до зменшення помилок при передачі інформації в умовах впливу завад, при цьому зменшується кількість помилок на 10-17% в залежності від відношення сигнал-шум в каналі.

3. Вперше запропоновано метод параметричної регуляції кількості прямих поліномів, які задаються структуру кода, компонентного коду турбо коду.

Сутність методу полягає в підвищенні ефективності функціонування бездротових систем передачі інформації шляхом адаптації поліномів прямого та зворотного зв'язку компонентного рекурсивного систематичного згорткового

коду турбокоду. Це досягається через розв'язання оптимізаційної задачі, яка дозволяє підібрати найефективніші параметри кодування для зменшення ймовірності помилок.

Особливість запропонованого методу, яка визначає його наукову новизну, полягає у використанні підходу, що передбачає застосування при адаптації поліномів прямих та зворотних зв'язків компонентного рекурсивного систематичного згортчного коду турбо коду, що впливає на кодове обмеження, діаграму станів кодера та декодера турбо коду та на коригуючу здатність турбо коду, яку можна адаптувати

Використання методу дозволяє зменшити кількість помилок на 8-13 % в залежності від відношення сигнал-шум в каналі, тим самим підвищити ефективність безпроводових телекомунікацій.

4. Вперше запропоновано метод підготовки початкових поліномів для рекурсивних систематичних згортчних кодів турбо кодів з використанням генетичного алгоритму.

Унікальність розробленого методу, яка визначає його наукову новизну, полягає в застосуванні при підготовці початкових поліномів для рекурсивних систематичних згортчних кодів турбо кодів генетичного алгоритму та показника кількості змін знаку апіорно-апостеріорної інформації декодера турбо коду, який характеризує якість декодування.

Отримані результати оцінки ефективності запропонованого методу показали, що використовуючи початкові РСЗК, отримані за допомогою запропонованих поліномів, енергетичний виграш в завадозахищеності складає до 0,65 дБ для різних довжин кодового обмеження РСЗК і швидкостей кодування турбо коду при впливі завад у порівнянні із застосуванням поліномів при формуванні РСЗК, які запропоновані у відомих раніше роботах.

Запропоновані результати можна передбачити у застосуванні при забезпеченні цілісності та достовірності даних безпроводових телекомунікацій.

Основні результати дисертації впроваджено на підприємствах, і це підтверджується актами впровадження.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

- [1] Wan L. 5G System Design: An End to End Perspective / [Wan L., Soong C., Jianghua L., and others]. – Springer, 2021. – 702 p.
- [2] Neir P. Securing 5G and Evolving Architectures / P. Neir. – Addison-Weley Professional, 2021. – 624 p.
- [3] Hassan S. A Network Architects Guide to 5G / S. Hassan, A. Orel, K. Islam. – Addison-Weley Professional, 2022. – 432 p.
- [4] Jin J. Channel-StatisticsBased Hybrid Precoding for Millimeter-Wave MIMO Systems With Dynamic Subarrays / J. Jin, C. Xiao, W. Chen, S. Member and Y. Wu // IEEE Trans. Commun. – 2019. – Vol. 67. – P. 3991- 4003.
- [5] Huang H. Deep learning for physical-layer 5G wireless techniques: Opportunities, challenges and solutions / H. Huang // IEEE Wirel. Commun. – 2020. – Vol. 27. – P. 214–222.
- [6] Shannon C. E. A mathematical theory of communication / C. Shannon // The Bell System Technical Journal. – 1948. – Vol. 27, no. 3. – P. 379–423.
- [7] Shaska T. Advances in Coding Theory and Cryptography / T. Shaska, W. Huffman, D. Joyner, U. Ustimenko. – Series on Coding Theory and Cryptology, 2007. – Vol. 3. – 268 p.
- [8] McWilliams F.J. The theory of error-correcting codes / F.J. McWilliams, N.J. Sloane. North Holland. – 1997.
- [9] Gallager R. Low-Density Parity-Check Codes / Gallager R. // IEEE Transactions on Information Theory. – 1962. – Vol. 8, N 1. – P. 21 – 28.
- [10] Gallager R. Low-Density Parity-Check Codes / Gallager R. – M.I.T. Press, Cambridge, MA, 1963. – 90 p.
- [11] Wozenkraft J. Principles of Communication Engineering / J. Wozenkraft, M. Jacobs. – John Wiley&Sons, New York, 1965. – 713p.
- [12] Hamming R. Error Detecting and Error Correcting Codes. Bell Syst. Tech. J., 29. 1950; 147-160.

[13] 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.

[14] Berlekamp E. A Survey of Algebraic Coding Theory. No. 28. New York: Wien; 1970. 38P.

[15] 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.

[16] P. Elias, "Coding for two noisy channels," in *Information Theory, Third London Symposium*, pp. 61–76, 1955.

[17] Sklar, B. 2001. *Digital Communications*, vol. 2, Prentice Hall NJ.

[18] 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.

[19] 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.

[20] Berrou C. *Codes and Turbo Codes* / Berrou C. – Springer, 2010. – 415 p.

[21] 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.

[22] 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.

[23] E. Arıkan, "A Performance Comparison of Polar Codes and Reed-Muller Codes," *IEEE Communications Letter*, vol. 12, no. 6, 2008.

[24] E. Arıkan. 2009. "Channel Polarization: A Method for Constructing Capacity-Achieving Codes for Symmetric Binary-Input Memoryless Channels," *IEEE Transactions on Information Theory* 55 (7):3051–3073.

[25] E. Arıkan, E. Telatar, "On the Rate of Channel Polarization," Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory, Seoul, Jul. 2009.

[26] Arıkan, E. 2011. "Systematic Polar Coding," IEEE Communications Letters, vol. 15, no. 8, pp. 860-862.

[27] 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.

[28] 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.

[29] Зайцев С.В. Методи та моделі забезпечення сталої достовірності інформації у безпроводових системах передачі даних : дис. ... доктора техн. наук / Зайцев Сергій Васильович. – Чернігів, 2016. – 397 с.

[30] Zaitsev S. V. Method of Adaptive Decoding in Case of Information Transmission in Condition of Influence of Deliberate Noise / S. V. Zaitsev, V. V. Kazymyr // Radioelectronics and Communications Systems. – Allerton Press, Inc. – New York, 2015. – Vol. 58. – P. 30–40.

[31] Technology for improve cyber security using turbo codes / [V. Kazymyr, S. Zaitsev, Y. Ryndych, R. Zarovskyi] // Information Technologies in Innovation Business. – 2015. – № 4. – P. 85–88.

[32] Zaitsev S. V. Structural adaptation of the turbo code coder and decoder for generating the transmission repeat request under conditions of uncertainty / S. V. Zaitsev, V. V. Kazymyr // Radioelectronics and Communications Systems. – Springer, 2017. – Vol. 60. – P. 18–27.

[33] Zaitsev S. V. Adaptive selection of parameters of s-random interleaver in wireless data transmission systems with turbo coding / S. V. Zaitsev, V. V. Kazymyr, V.M. Vasilenko, A.V. Yarilovets // Radioelectronics and Communications Systems. – Allerton Press, Inc. – New York, 2018. – Vol. 61. – P.

[34] Zaitsev S. Retransmission Request Method for Modern Mobile Networks / Zaitsev S., Vasylenko V., Trofymchuk O., Tkach Y. // Mathematical Modeling and

Simulation of Systems. – Springer (Part of the Advances in Intelligent Systems and Computing book series (AISC, volume 1019)). – Selected Papers of 14th International Scientific-Practical Conference, MODS, 2019 June 24-26, Chernihiv, Ukraine. – 2019. – P. 113 – 121.

[35] Valenti M. The UMTS Turbo Code and an Efficient Decoder Implementation Suitable for Software-Defined Radios / M. Valenti, J. Sun // International Journal of Wireless Information Networks. – 2001. – Vol. 8. – P. 203–216.

[36] A. J. Goldsmith. Variable-rate variable-power M-QAM for fading channels / A. J. Goldsmith and S.-G. Chua // IEEE Transactions on Communications. – Oct. 1997. – Vol. 45, no. 10. – P. 1218–1230.

[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] 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>)

[39] Kurbet P. The method of parametric adaptation of the check polynomials of the component recursive systematic convolution code turbo code / P. Kurbet, O. Rudenok // Environmental Safety and Natural Resources. – 2024. – № 2 (50). – P. 157-172. (<https://doi.org/10.32347/2411-4049.2024.2.157-172>)

[40] Курбет П. Метод підготовки начальних поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів з використанням генетичного алгоритму / П. Курбет // Кібербезпека: освіта, наука, техніка. – 2024. – № 4 (24). – С. 266-281. (<https://doi.org/10.28925/2663-4023.2024.24.266281>)

[41] Method For Optimizing Encoder And Decoder Operation Of A Turbo Code Through The Use Of Adaptive Selection Of The State Diagrams Size / Sokorynska Nataliia, Zaitsev Sergei, Posternak Yuriy, Kurbet Pavel, Gorlinsky Boris // I International scientific-practical conference «SECURITY OF INFORMATION SYSTEMS RESOURCES» (Chernihiv, April, 16-17, 2020). – 2020. – P. 19–25.

[42] Сучасний стан та розвиток технологій п'ятого покоління 5G / В.М. Василенко, Н.В. Сокоринська, С.В. Зайцев, П.М. Курбет // Колективна монографія за матеріалами XXI Міжнародної науково-практичної конференції «Інформаційно-комунікаційні технології та сталий розвиток. – Київ, 14–16 листопада 2022 р. – С. 117–119.

[43] Pankaj S. Evolution of Mobile Wireless Communication Networks-1G to 5G as well as Future Prospective of Next Generation Communication Network / Pankaj S. // International Journal of Computer Science and Mobile Computing – 2013. – Vol. 2 (8). – P. 48 – 50.

[44] Lopa J. Vora. Evolution of mobile generation technology: 1G to 5G and review of upcoming wireless technology 5G / Lopa J. Vora // International Journal of Modern Trends in Engineering and Research – 2015. – Vol. 2 (10). – P. 281 – 285.

[45] Dahlman E. 4GLTE/LTE-Advanced for Mobile Broadband / Dahlman E., Parkvall S., Skold J. – Oxford: Academic Press is an imprint of Elsevier, 2011. – 431 p.

[46] Sesia S. LTE – The UMTS Long Term Evolution. From Theory to Practice / Sesia S., Toufik I., Baker M. – West Sussex : John Wiley & Sons, 2009. – 626 p.

[47] Holma H. HSDPA/HSUPA for UMTS: High Speed Radio Access for Mobile Communications / H. Holma, A. Toskala. – New York: John Wiley & Sons, 2006. – 268 p.

[48] Ergen M. Mobile Broadband. Including WiMax and LTE / Ergen M. – New York: Springer, 2009. – 513 p.

[49] Shukla S. Mobile Technology in 4G / Shukla, S., Shukla, S., Pandey, M .C. // Mobile Technology in 4G. International Conference on Recent Trends in Engineering & Technology – 2012. – P. 107 – 110.

[50] About mobile technology and IMT - 2000 [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <https://www.itu.int/osg/spu/imt-2000/technology.html>.

[51] 3GPP TS 36.201. “LTE. Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); LTE physical layer; General description”. – 2011. – April. – 15 p.

[52] 3GPP TS 36.201. “LTE. Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); LTE physical layer; General description”. – 2011. – April. – 15 p.

[53] Sesia S. LTE – The UMTS Long Term Evoluton. From Theory to Practice / Sesia S., Toufik I., Baker M. – West Sussex : John Wiley & Sons, 2009. – 626 p.

[54] Ergen M. Mobile Broadband. Including WiMax and LTE / Ergen M. – New York: Springer, 2009. – 513 p.

[55] Amey S. Laddad. Evolution of Mobile Technology / Amey S. Laddad, Gayatri M. Phade, Sagar P. Thombare, Manjul V. Nikumbh, Sagar A. Zalte // International Journal of Advanced Research in Electronics and Communication Engineering – 2015. – Vol. 4 (3). – P. 642 – 646.

[56] Meraj M. Evolution of Mobile Wireless Technology from 0G to 5G / M. Meraj, S. Kumar // International Journal of Computer Science and Information Technologies – 2015. – Vol. 6 (3). – P. 2545 – 2548.

[57] Mousa A. Prospective of Fifth Generation Mobile communications / A. Mousa // International Journal of Next – Generation Networks (IJNGN) – 2012. – Vol. 4 (3). – P. 1 – 30. Mousa A. Prospective of Fifth Generation Mobile communications / A. Mousa // International Journal of Next – Generation Networks (IJNGN) – 2012. – Vol. 4 (3). – P. 1 – 30.

[58] Salima, B., Abdelmounaim, M. L., & Ridha, I. B. (2021). Performance comparison of channel coding schemes for 5G massive machine type communications. Indonesian Journal of Electrical Engineering and Computer Science, 22(2), 294–300.

[59] A. Ahmed, A. Al-Dweik, et al., “Hybrid automatic repeat request (HARQ) in wireless communications systems and standards: A contemporary survey,” *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 23, no. 4, pp. 2711–2752, 2021.

[60] G. Qiu, M. Zhao, et al., “Throughput maximization for polar coded IR-HARQ using deep reinforcement learning,” in *IEEE 31st Annual International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, pp. 1–6, London, UK, 2020.

[61] Y. Lang, D. Wubben, et al., “Improved HARQ based on network coding and its application in LTE,” in *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, pp. 1958–1963, Shanghai, China, Apr. 2012.

[62] R. Zhang and L. Hanzo, “Superposition-coding-aided multiplexed hybrid ARQ scheme for improved end-to-end transmission efficiency,” *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 58, no. 8, pp. 4681–4686, Oct. 2009.

[63] Q. Wang, S. Cai, et al., “Spatially coupled LDPC codes via partial superposition and their application to HARQ,” *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 70, no. 4, pp. 3493–3504, Apr. 2021.

[64] С.В. Зайцев. Модифікований метод декодування багатокomпонентних турбо кодів / С.В. Зайцев, Б.В. Горлинський // Математичне та імітаційне моделювання систем. МОДС 2017. Тези доповідей Дванадцятої міжнародної науково-практичної конференції. – Чернігів, 26–29 червня 2017. – С. 324–327.

[65] X. Li and T. F. Wong, “Turbo equalization with nonlinear kalman filtering for time-varying frequency-selective fading channels,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 6, no. 2, pp. 691–700, February 2007

[66] Vishwanath S. Adaptive turbo-coded modulation for flat-fading channels / S. Vishwanath, A. Goldsmith // *IEEE Transactions on Communications*. – 2003. – Vol. 51. – P. 964–972.

[67] S. Liu, Y. Hong and E. Viterbo, “Adaptive polar coding with high order modulation for block fading channels,” *IEEE Int. Conf. on Commun. Workshops*, pp. 755–760, May, 2017

[68] Morelos-Zaragoza R. The Art of Error Correcting Coding / Morelos-Zaragoza R. – New York: John Wiley & Sons, 2002. – 221 p.

[69] L. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek, and J. Raviv, “Optimal decoding of linear codes for minimizing symbol error rate (corresp.),” *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 20, no. 2, pp. 284–287, 1974.

[70] T. Richardson and S. Kudekar, “Design of low-density parity check codes for 5G new radio,” *IEEE Commun. Mag.*, vol. 56, no. 3, pp. 28–34, Mar. 2018.

[71] Akhil Gupta and Rakesh Kumar Jha. A survey of 5g network: Architecture and emerging technologies. *Access, IEEE*, 3:1206–1232, 2015.

[72] R. Trestian, P. Shah, H. X. Nguyen, Q.-T. Vien, O. Gemikonakli, and B. Barn, “Towards connecting people, locations and real-world events in a cellular network,” in *Telematics and Informatics*, vol. 34, no. 1, pp. 244–271, February 2017.

[73] CATALÀ-PÉREZ, J. M., LACRUZ, J. O., GARCIA-HERRERO, F., et al. Second minimum approximation for min-sum decoders suitable for high-rate LDPC codes. *Circuits, Systems, and Signal Processing*, 2019, vol. 38, no. 11, p. 5068–5080. DOI: 10.1007/s00034-019-01107-z

[74] CHO, K., LEE, W. H., CHUNG, K. S. Simplified 2-dimensional scaled min-sum algorithm for LDPC decoder. *Journal of Electrical Engineering & Technology*, 2017, vol. 12, no. 3, p. 1262–1270. DOI: 10.5370/JEET.2017.12.3.1262

[75] CUI, H., GHAFARI, F., LE, K., et al. Design of highperformance and area-efficient decoder for 5G LDPC codes. *IEEE Transactions on Circuits and Systems I: Regular Papers*, 2020, vol. 68, no. 2, p. 879–891. DOI: 10.1109/TCSI.2020.3038887

[76] TRAN-THI, B. N., NGUYEN-LY, T. T., HONG, H. N., et al. An improved offset min-sum LDPC decoding algorithm for 5G new radio. In *2021 International Symposium on Electrical and Electronics Engineering (ISEE)*. Ho Chi Minh City (Vietnam), 2021, p. 106–109. DOI: 10.1109/ISEE51682.2021.9418782

[77] HUI, D., SANDBERG, S., BLANKENSHIP, Y., et al. Channel coding in 5G new radio: A tutorial overview and performance comparison with 4G LTE. *IEEE*

Vehicular Technology Magazine, 2018, vol. 13, no. 4, p. 60–69. DOI: 10.1109/MVT.2018.2867640

[78] Mensouri M. Adaptive Encoding/Decoding for Turbo codes / M. Mensouri, A. Aaround // Proceedings of the International Conference on Big Data and Advanced Wireless Technologies (BDAW`16). – No. 11. – 2016. – P. 1-7.

[79] Xie C. Machine learning assisted adaptive LDPC coded system design and analysis / C. Xie, M. El-Hajjar, S. Xin Ng // IET Communications. – Vol. 18. – 2023. – P. 1-10.

[80] Azougaghe E. Turbo decoding of concatenated codes based on RS codes using adapted scaling factors / E. Azougaghe, A. Farchane, S. Said, M. Belkasmi // Infocommunications Journal. – Vol. 14, No. 1. – 2022. – P. 11-16.

[81] Kovaci M. Performance Comparison of Punctured Turbo Codes and Multi Binary Turbo Codes / M. Kovaci, H. Balta, A. Baynast, M. Naornita // 2007 International Symposium on Signals, Circuits and Systems (IEEE Xplore). – 2007.

[82] Vaz A. Decoding of Turbo Code and Polar Code using Deep Learning for Visible Light Communication / A. Vaz, G. Nayak, D. Nayak, N. Hegde // Journal of Engineering Science and Technology. – Vol. 17, No. 4. – 2022. – P. 2776-2787.

[83] Barbulescu A. Turbocodes: a tutorial on a new class of powerful error correcting coding schemes. Part I: Code Structures and Interleaver Design / A. Barbulescu, S. Pietrobon // University of South Australia. – 1998. – October. – P. 15 – 20.

[84] Berrou C. Codes and Turbo Codes / Berrou C. – Springer, 2010. – 415 p.

[85] Woodard J. Comparative Study of Turbo Decoding Techniques: An Overview / J. Woodard, L. Hanzo // IEEE Transactions on Vehicular Technology. – 2000. – Vol. 49, N 6. – P. 2208 – 2232.

[86] Robertson P. Comparison of Optimal and Sub-Optimal MAP Decoding Algorithms Operating in the Log Domain / P. Robertson, E. Villebrun, P. Hoeher // IEEE International Conference “Gateway to Globalization”. – Seattle, 1995. – Vol. 2. – P. 1009 – 1013.

[87] Classon B. Turbo decoding with the constant-log-MAP algorithm / B. Classon, K. Blankenship, V. Desai // Proc. of the International Symposium on Turbo Codes. – Brest, France, 2000. – Sept. – P. 467 – 470.

[88] Wang H. Improved log-MAP decoding algorithm for turbo-like codes / H. Wang, H. Yang, D. Yang // IEEE Communications Letters. – 2006. – Vol. 10. – P. 186 – 188.

[89] Lim L. Hybrid Log-MAP Algorithm for Turbo Decoding Over AWGN Channel / L. Lim, G. Lim // The Seventh International Conference on Wireless and Mobile Communications. – Luxembourg, 2011. – P. 211 – 214.

[90] Mirjalili, Seyedali. (2019). Genetic algorithm, *In Evolutionary algorithms and neural networks*. 43-55. Springer, Cham. https://doi.org/10.1007/978-3-319-93025-1_4

[91] Kramer, Olive. (2017) Genetic algorithm essentials, Vol. 679. Springer, 2017. <https://doi.org/10.1007/978-3-319-52156-5>

[92] Hariyadi, Putri Mutira, Phong Thanh Nguyen, Iswanto Iswanto, and Dadang Sudrajat. (2020). Traveling Salesman Problem Solution using Genetic Algorithm. *Journal of Critical Reviews*, Vol 7, No. 1. 56-61. <http://dx.doi.org/10.22159/jcr.07.01.10.10>

[93] Katoch, S., Chauhan, S. S., & Kumar, V. (2021). A review on genetic algorithm: Past, present, and future. *Multimedia Tools and Applications*, Vol. 80. Springer. 8091–8126. PMID:33162782 <https://doi.org/10.1007/s11042-020-10139-6>

[94] Shrivastava, P., Dhingra, S.L. and Gundaliya, P.J. (2010). Application of genetic algorithm for scheduling and schedule coordination problems. *Journal of advanced transportation*, Vol.36 No1. 23-41. <https://doi.org/10.1002/atr.5670360103>

[95] Nugroho, E.D., Wibowo, M.E. and Pulungan, R. (2017). Parallel implementation of genetic algorithm for searching optimal parameters of artificial neural networks. In *2017 3rd International Conference on Science and Technology-Computer (ICST)*. 136-141.

[96] F. Li, A. Wu, —On the New Stopping Criteria of Iterative Turbo Decoding by Using Decoding Threshold, *IEEE Trans Signal Process*, vol. 55, pp. 5506–5516, November 2007.

[97] A. Hunt, S. Crozier, K. Gracie, J. Lodge. —A completely safe earlystopping criterion for max-log turbo code decoding. 4th international symposium on turbo codes & related topics, Munich, Germany. April3-7 2006.

[98] L. Erl-Huei, L. Yi-Nan, H. Wei-Wen, —Improvement of turbo decoding using cross-entropy. *Computer Communications* vol. 32, pp. 1034-1038, 2009.

[99] F. Li, A. Wu, —A new stopping criterion for efficient early termination in turbo decoder designs, *Proceedings of the IEEE Int Symposium on Intelligent Signal Processing and Communication Systems*, pp. 585- 588, Hong Kong, December 13-16, 2005

[100] Z. Wu, M. Peng, and W. Wang, —A new parity-check stopping criterion for turbo decoding, *IEEE Commun. Lett.*, vol. 12, no. 4, pp. 304306, Apr. 2008.

[101] H. Li, B. Bai, X. Mu, J. Zhang, and H. Xu, “Algebra-assisted construction of quasi-cyclic LDPC codes for 5G new radio,” *IEEE Access*, vol. 6, pp. 50229–50244, 2018.

[102] T. B. Nguyen, T. N. Tan, and H. Lee, “Low-complexity highthroughput QC-LDPC decoder for 5G new radio wireless communication,” *Electronics*, 2021, vol. 10, p. 51

[103] F. H. Sepehr, A. Nimbalkar, and G. Ermolaev, “Analysis of 5G LDPC codes rate-matching design,” in *Proc. 2018 IEEE 87th Vehicular Technology Conference (VTC Spring)*, Porto, Portugal, 2018, pp. 1–5.

[104] Y. Dong, J. Dai, K. Niu, S. Wang, and Y. Yuan, “Joint sourcechannel coding for 6G communications,” *China Communications*, vol. 19, no. 3, pp. 101–115, March 2022.

[105] J. Bae, A. Abotabl, H. Lin, K. Song, and J. Lee, “An overview of channel coding for 5G NR cellular communications,” *APSIPA Transactions on Signal and Information Processing*, vol. 8, 2019

[106] T. Richardson and S. Kudekar, “Design of low-density parity check codes for 5G new radio,” in *IEEE Communications Magazine*, vol. 56, no. 3, pp. 28–34, March 2018.

[107] C.-F. Teng, C.-H. D.Wu, A. K.-S. Ho, and A.-Y. A.Wu, “Low-complexity recurrent neural network-based polar decoder with weight quantization mechanism,” in *Proc. IEEE Int. Conf. Acoust., Speech, Signal Process.*, May (2019), pp. 1413–1417.

[108] Warren J.Gross, Nghia Doan, Elie Ngomseu Mambou and Seyyed Ali Hashemi, “Deep Learning Techniques for decoding polar codes” *Machine learning for future wireless communications*, (2020), pp.287-301.

[109] Yaohan Wang, Zhichao Zhang, Shunqing Zhang, Shan Cao and Shugong Xu,” A Unified Deep Learning Based Polar-LDPC Decoder for 5G Communication Systems” 9781-5386-6119/(2018) IEEE.

[110] Jiafei Fang , Meihua Bi ,Shilin Xiao ,Hang Yang, Zhiyu Chen, Zhiyang Liu, and Weisheng Hu, “Neural Successive Cancellation Polar Decoder With Tanh-Based Modified LLR Over FSO Turbulence Channel” *IEEE Photonics Journal* Vol. 12, No 6, Dec (2020).

[111] M. Benammar, V. Bioglio, F. Gabry, and I. Land. Multi-kernel polar codes: Proof of polarization and error exponents. In *2017 IEEE Information Theory Workshop (ITW)*, pages 101–105. IEEE, 2017.

[112] Arman Fazeli, Hamed Hassani, Marco Mondelli, and Alexander Vardy. Binary linear codes with optimal scaling: Polar codes with large kernels. In *2018 IEEE Information Theory Workshop (ITW)*, pages 1–5, 2018.

[113] F.Gabry, V.Bioglio, I. Land, and J. Belfiore. Multi-kernel construction of polar codes. In *2017 IEEE International Conference on Communications Workshops (ICC Workshops)*, pages 761–765. IEEE, 2017.

[114] Venkatesan Guruswami, Andrii Riazanov, and Min Ye. Arikan meets shannon: Polar codes with near-optimal convergence to channel capacity. In *Proceedings of the 52nd Annual ACM SIGACT Symposium on Theory of Computing, STOC 2020*, page 552–564, New York, NY, USA, 2020.

[115] Venkatesan Guruswami and Patrick Xia. Polar codes: Speed of polarization and polynomial gap to capacity. In Proceedings of the 54th Annual Symposium on Foundations of Computer Science (FOCS), pages 310–319, October 2013.

[116] Noam Presman, Ofer Shapira, and Simon Litsyn. Mixed-kernels constructions of polar codes. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 34(2):239253, 2015.

[117] Hsin-Po Wang and Iwan M. Duursma. Polar codes' simplicity, random codes' durability. *IEEE Transactions on Information Theory*, 67(3):1478–1508, 2021.

[118] Chand J. Performance Analysis of Turbo Coded OFDM System / J. Chand, D. Pandey // *International Journal of Engineering Research and Applications*. – 2014. – Vol. 4. – P. 121 – 126.

[119] T. Breddermann. Rate-Compatible Insertion Convolutional Turbo Codes: Analysis and Application to LTE / T. Breddermann, P. Vary // *IEEE Transactions on Wireless Communications*. – March 2014. – Vol. 13, no. 3. – P. 1356–1366.

[120] H. Mukhtar. Turbo Product Codes: Applications, Challenges, and Future Directions / H. Mukhtar, A. Al-Dweik, A. Shami // *IEEE Communications Surveys & Tutorials*. – Fourth Quarter 2016. – Vol. 18, no. 4. – P. 3052–3069.

[121] S. Iqbal. An Experimental Demonstration of Rate-Adaptation Using Shaped Polar Codes for Flexible Optical Networks / S. Iqbal, E. P. da Silva, M. P. Yankov, L. K. Oxenløwe, S. Forchhammer // *Journal of Lightwave Technology*. – 1 July 2019. – Vol. 37, no. 13. – P. 3357–3364.

[122] X. Wei. The Design and Implementation of Neural Network Encoding and Decoding / X. Wei, A. Yong // *International Journal of Simulation – Systems, Science & Technology*. – 2016. – Vol. 17, no. 38. – P. 17.1–17.5.

Додаток А

Документи, що підтверджують практичне використання результатів
дисертаційної роботи

НІКС

ТОВАРИСТВО З ОБМЕЖЕНОЮ ВІДПОВІДАЛЬНІСТЮ

NICS

Ліцензія Адміністрації Держспецв'язку
(наказ Адміністрації Держспецв'язку № 67 від 27.01.2017 р.).
Код ЄДРПОУ 25196435, IBAN UA57380805000000026008148951
в АТ «Райффайзен Банк», МФО 380805, ІПН № 251964326106

02002, Київ,
вул. Є. Сверстюка, 19, офіс 409
тел./факс: 541-15-49

<http://www.nics.com.ua>
mail: office@nics.com.ua

ЗАТВЕРДЖУЮ

Т.в.о. директора ТОВ «НІКС»

Сергій МАКАРОВ

«03» вересня 2025



АКТ

про реалізацію результатів дисертаційної роботи «Методи параметричної адаптації турбо кодів в безпроводових засобах передачі даних» здобувача наукового ступеня доктора філософії Курбета Павла Миколайовича, представленої на здобуття наукового ступеня доктора філософії

Для моделювання та створення захищеної мережі передачі були використані наступні наукові результати дисертаційної роботи Курбета Павла Миколайовича:

1. Метод адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів шляхом обходу вузлів просторової решітки.

Сутність методу полягає підвищення ефективності функціонування безпроводових систем передачі інформації за рахунок адаптації параметрів рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів шляхом обходу вузлів просторової решітки та розрахунку цільової функції.

В якості цільової функції обрана ймовірність білової помилки декодування інформації. Для розрахунку обрана ймовірність білової помилки декодування інформації запропоновано використовувати коди Боуза-Чоудхурі-Хоквінгема, так як для турбо кодів існують тільки наближені асимптотичні характеристики, які дають велику помилку при малих значеннях відношення сигнал/шум.

Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в комплексному застосуванні при адаптації поліномів рекурсивних систематичних згорткових кодів (для різних довжин кодового обмеження) та швидкостей кодування, в залежності від значень цільової

функції, що призводить до зменшення помилок при передачі інформації в умовах впливу завад.

Отримані ефективні параметри турбо кодів для забезпечення заданої цільової функції (ймовірності бітової помилки декодування), що дозволило зменшити кількість помилок на 10-17% в залежності від відношення сигнал-шум в каналі, тим самим підвищити ефективність функціонування безпроводових систем передачі інформації.

2. Метод підготовки начальних поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів з використанням генетичного алгоритму.

Сутність методу полягає в підвищенні ефективності функціонування безпроводових систем передачі інформації за рахунок підготовки начальних поліномів рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів з використанням генетичного алгоритму.

В якості цільової функції запропонований показник кількості змін знаку апіорно-апостеріорної інформації декодера турбо коду для певної вибірки біт даних.

Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в застосуванні при підготовці начальних поліномів для рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів генетичного алгоритму та показника кількості змін знаку апіорно-апостеріорної інформації декодера турбо коду, який характеризує якість декодування.

Отримані результати оцінки ефективності запропонованого методу показали, що використовуючи початкові РСЗК, отримані за допомогою запропонованих поліномів, енергетичний виграш в завадозахищеності складає до 0,65 дБ для різних довжин кодового обмеження РСЗК і швидкостей кодування турбо коду при впливі завад у порівнянні із застосуванням поліномів при формуванні РСЗК, які запропоновані у відомих раніше роботах.

Заступник начальника відділу ТЗІ ТОВ «НІКС»



Андрій ІВАНОВ



ISZ
ІНФОРМАЦІЙНІ
СИСТЕМИ
ЗАХИСТУ

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

№ 113 від 01.09.2025 р.

ЗАТВЕРДЖУЮ

Директор товариства з обмеженою
відповідальністю
«Інформаційні системи захисту»

О.А. Руденко

« 01 »

вересня 2025 р.



АКТ

про реалізацію результатів дисертаційної роботи
здобувача наукового ступеня доктора філософії Курбета Павла Миколайовича,
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 розробці архітектури завадозахищених засобів передачі даних реалізовано наступні наукові результати дисертаційної роботи Курбета Павла Миколайовича «Методи параметричної адаптації турбо кодів в безпроводових засобах передачі даних»:

1. Метод адаптації рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів шляхом обходу вузлів просторової решітки, що дозволяє підвищити ефективності функціонування безпроводових систем передачі інформації за рахунок адаптації параметрів рекурсивних систематичних згорткових кодів турбо кодів шляхом обходу вузлів просторової решітки та розрахунку цільової функції.

Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в комплексному застосуванні при адаптації поліномів рекурсивних систематичних згорткових кодів та швидкостей кодування, в

залежності від значень цільової функції, що призводить до зменшення помилок при передачі інформації в умовах впливу завади, при цьому зменшується кількість помилок на 10-17% в залежності від відношення сигнал-шум в каналі.

2. Метод параметричної адаптації перевірочних поліномів компонентного рекурсивного систематичного згортного коду турбо коду.

Сутність методу полягає в підвищенні ефективності функціонування безпроводових систем передачі інформації за рахунок адаптації прямих та зворотніх поліномів компонентного рекурсивного систематичного згортного коду турбо коду шляхом рішення оптимізаційної задачі.

Відмінність розробленого методу від існуючих, що визначає його новизну, полягає в застосуванні при адаптації поліномів прямих та зворотніх зв'язків компонентного рекурсивного систематичного згортного коду турбо коду, що впливає на кодове обмеження, діаграму станів кодера та декодера турбо коду та на коригуючу здатність турбо коду, яку можна адаптувати

Використання методу дозволяє зменшити кількість помилок на 8-13 % в залежності від відношення сигнал-шум в каналі, тим самим підвищити ефективність функціонування безпроводових систем передачі інформації.

Головний фахівець із захисту інформації
товариства з обмеженою відповідальністю
«Інформаційні системи захисту»

« 01 » вересня 2025 р.



Є.О. Ребенко