

Інститут телекомунікацій і глобального інформаційного простору
Національної академії наук України

Кваліфікаційна наукова
праця на правах рукопису

Василенко Владислав Михайлович

УДК 004.415.3: 004.7(043)

**ЗАСОБИ АДАПТИВНОГО УПРАВЛІННЯ СИСТЕМОЮ ПЕРЕДАЧІ
ІНФОРМАЦІЇ В УМОВАХ АПРІОРНОЇ НЕВИЗНАЧЕНОСТІ**

05.13.06 – Інформаційні технології
05 Технічні науки

Подається на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук

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

Василенко В.М.

Науковий керівник
Трофимчук Олександр Миколайович,
доктор технічних наук, професор,
член-кореспондент НАН України

Київ – 2018

АНОТАЦІЯ

Василенко В. М. Засоби адаптивного управління системою передачі інформації в умовах апіорної невизначеності. – Кваліфікаційна наукова праця на правах рукопису.

Дисертація на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук за спеціальністю 05.13.06 «Інформаційні технології» – Інститут телекомунікацій і глобального інформаційного простору Національної академії наук України, Київ, 2018.

Дисертація присвячена дослідженню актуальних проблем безпроводових систем передачі даних, їх подальшого розвитку, а також створення та впровадження засобів та методів для забезпечення заданого рівня достовірності інформації за рахунок багаторівневої параметричної адаптації кодових конструкцій під впливом завад в процесі передачі даних.

У дисертаційній роботі в першому розділі розглядається сучасний стан та розвиток систем безпроводового зв'язку, таких як систем мобільного зв'язку першого покоління 1G, другого покоління 2G, третього покоління 3G, четвертого покоління 4G LTE-Advanced, п'ятого покоління 5G та їх основні особливості та характеристики.

Також в першому розділі розглянуто завадостійкі коди, а саме їх класифікацію, принцип побудови, застосування завадостійких кодів в безпроводових системах та особливості їх використання. Проведено аналіз, де представлені основні області використання завадостійких кодів.

Проведено аналіз методів забезпечення достовірності інформації в системах безпроводового зв'язку. Виділено ряд ознак, які впливають на методи оптимізації систем та моделей. Також розглянуті об'єкти оптимізації та класифікація методів оптимізації.

В другому розділі розглянуто основні алгоритми декодування турбокодів: алгоритм декодування по максимуму апостеріорної ймовірності MAP, алгоритм декодування MAX-LOG-MAP, алгоритм декодування LOG-MAP, алгоритм

декодування Вітербі з “м’яким” виходом SOVA, а також їх принцип використання, основні недоліки та переваги.

Також в другому розділі розроблено метод трирівневої адаптації турбокодів, який включає триступеневу параметричну адаптацію турбокодів. На першому етапі задаються початкові значення параметрів турбокодів, а саме: розмір блоку даних, значення параметру розносу S -випадкового перемешувача, швидкість кодування, алгоритм декодування, початкова кількість запитів на повторну передачу. На другому етапі виконується процес декодування, де формуються множини апріорних та апостеріорних логарифмічних відношень функцій правдоподібності. Для аналізу якості результатів декодування та параметричної адаптації запропоновано використання середнього показника невизначеності, отриманого за результатами декодування прийнятих блоків даних, який приймає рішення про помилкове декодування біта даних за результатами змін знака значень апостеріорно-апріорних логарифмічних відношень функцій правдоподібності декодера турбокоду та характеризує ефективність декодування прийнятої інформаційної послідовності. На третьому етапі, за значеннями апріорних та апостеріорних логарифмічних відношень функцій правдоподібності обчислюється показник невизначеності в залежності від якого в процесі адаптації за методом градієнта функції змінюються параметри турбокоду: розмір блоку даних, значення параметра рознесення S -випадкового перемешувача, швидкість кодування, алгоритм декодування, кількість запитів на повторну передачу.

Для визначення ефективності роботи методу показано результати імітаційного моделювання адаптації кодових конструкцій завадостійких кодів в безпроводових засобах передачі даних у часі. Метод дозволяє досягти заданого значення достовірності передачі інформації.

В третьому розділі розглянуто поняття та призначення перемешувача. Розглянуто основні типи перемешувачів, регулярні та псевдовипадкові, а саме: псевдовипадковий перемешувач, S -випадковий, сильно-розсіюючий випадковий, діагонально-переставляючий, перемешувач типу «рядок-

стовпчик», перемежувач типу «спіральний», перемежувач типу «парний-непарний», перемежувач Берроу-Глав'є, UMTS-перемежувач, перемежувач «рядок за рядком», перемежувач «чотири на чотири», York-перемежувач, рівномірний перемежувач, які використовуються в турбокодах, їх структура, умови використання, ефект від використання.

Визначено, що від оптимального вибору перемежувача залежить ефективність процесів кодування та декодування турбокодів, а тому і достовірності передачі інформації.

Представлено структурну схему модифікованого ітеративного декодера турбокоду. Основою модифікації є впровадження блоку прийняття рішень декодера турбокоду, де основною частиною є блок розрахунку середнього показника невизначеності, за допомогою якого відбувається зміна параметра S -випадкового перемежувача кодека турбокоду.

Представлений алгоритм реалізації метода параметричної адаптації S -випадкового перемежувача турбокоду.

На першому етапі формуються множини значень систематичних інформаційних бітів, генерованих кодером турбокодів. На другому етапі визначається початкове значення S -випадкового перемежувача. На третьому етапі формуються множини апіорних та апостеріорних логарифмічних відношень функцій правдоподібності та відбувається розрахунок середнього показника невизначеності, за допомогою якого вибирається параметр розносу перемеження біт даних S для S -випадкового перемежувача.

Показано результати імітаційного моделювання для метода адаптивного вибору параметрів S -випадкового перемежувача в безпроводових системах передачі даних з турбокодуванням, проведених для визначення ефективності роботи методу. Як результат використання методу за рахунок адаптації S -випадкового перемежувача дозволяє одержати енергетичний вигреш 0,03–0,15 дБ у порівнянні з відомими методами.

В четвертому розділі представлено класифікацію систем контролю за помилками, їх особливості та відмінності.

Представлені основні типи ARQ, а саме: stop-and-wait ARQ, go-back-N ARQ та ARQ вибіркового повтору та їх процес роботи та головні особливості.

Представлено основні типи HARQ систем, які використовуються для підвищення надійності передачі даних в бездротові стандарти, такі як LTE, LTE-Advanced та WiMAX. Представлена класифікація систем HARQ за типом передачі.

Показаний модифікований метод формування гібридного запиту на повторну передачу в умовах невизначеності. Суть методу полягає в повторній передачі біт даних, які визначилися як помилкові, з використанням додаткової інформації про логарифмічне відношення функцій правдоподібності для цих біт при обчисленні результуючих функцій правдоподібності декодером турбокоду.

На першому етапі вводяться початкові дані, а саме: кількість автоматичних запитів на повторну передачу, кількість ітерацій декодування турбокоду, розмір блоку даних в бітах, вид перемежувача, кількість компонентних кодерів (декодерів), вектор поліномів кодера турбокоду, швидкість кодування турбокоду. На другому етапі розраховуються та формуються матриці значень апіорно-апостеріорних логарифмічних відношень функцій правдоподібності за якими приймаються рішення про значення декодованих біт інформації. На третьому етапі виконується контроль наявності помилок в прийнятому блоці даних та формування сигналу HARQ, який передається на декодер для модифікації алгоритму декодування і надходить по каналу зворотного зв'язку для повторної передачі блоку з помилками.

Показано результати імітаційного моделювання модифікованого методу формування гібридного запиту на повторну передачу в умовах невизначеності, проведених для визначення ефективності роботи методу. Результати імітаційного моделювання показали, що використання модифікованого методу гібридного запиту на повторну передачу дозволяє зменшити кількість повторно переданих біт в 1.9~16 разів в залежності від блоку передані даних.

Ключові слова: передача даних, системи безпроводового зв'язку, завадостійкі коди, турбокод, адаптація, логарифмічне відношення функцій правдоподібності, перемешувач.

Список опублікованих праць за темою дисертації

Праці, в яких опубліковані основні наукові результати дисертації:

1. Зайцев С.В. Оцінювання завадозахищеності безпроводних мереж із сигналами OFDM з внутрібітовою псевдовипадковою перебудовою піднесучих частот / С.В. Зайцев, В.В. Приступа, В.М. Василенко // Вісник Чернігівського державного технологічного університету, 2013. №. 2(65). С. 192 – 202.

2. Зайцев С.В. Адаптивный выбор параметров S-случайного перемешителя в беспроводных системах передачи данных с турбокодированием / С.В. Зайцев, В.В. Казимир, В.М. Василенко, А.В. Яриловец // Радиоэлектроника. Известия высших учебных заведений, 2018. Том 61, №1(667). С. 22 – 33.

3. Vasylenko V. M. Adaptive turbo codes for safety in wireless Internet of Things / V. M. Vasylenko, V.V. Kazymyr, S.V. Zaitsev, A. M. Usik // The 9th IEEE International Conference on Dependable Systems, Services and Technologies, DESSERT'2018, 2018. С. 195 – 200.

4. Василенко В.М. Дослідження ефективності детермінованих та псевдовипадкових перемешувачів турбокодів / В.М. Василенко // Математичне моделювання в економіці, 2018. Том. 2 (11). С. 40 – 49.

5. Василенко В.М. Метод параметрической адаптации в условиях неопределенности / В.М. Василенко // ISSN 1028-9763. Математичні машини і системи, 2018. № 3. С. 76 – 88.

6. Трофимчук О.М. Аналіз систем автоматичного запиту на повторну передачу / О.М. Трофимчук, В.М. Василенко, С.В. Зайцев // Математичне моделювання в економіці, 2018. Том. 3 (12). С. 41 – 51.

Праці, що засвідчують апробацію матеріалів дисертації:

7. Василенко В.М., Зайцев С. В., Лівенцев С. П., Дунай В. П. Адаптація s-випадкового перемешувача кодеків турбокоду. Сучасні інформаційні технології

управління екологічною безпекою, природокористуванням, заходами в надзвичайних ситуаціях : зб. наук. праць за матеріалами XV міжнар. наук.-практ. конф. (м. Київ, Пуща-Водиця, 3-6 жовтня 2016 р.). К. ; Х. : НАН України, Ін-т телекомунікацій і глоб. інформ. простору [та ін.], 2016. С. 189–192.

8. Василенко В.М. Адаптивный выбор параметров турбокодов в условиях действия мощных шумовых помех. Сучасні інформаційні технології управління екологічною безпекою, природокористуванням, заходами в надзвичайних ситуаціях : зб. наук. праць за матеріалами XVII міжнар. наук.-практ. конф. (м. Київ, 25-26 вересня 2018 р.). К. ; Х. : НАН України, Ін-т телекомунікацій і глоб. інформ. простору [та ін.], 2018. С. 106–108.

9. Владислав Василенко, Сергей Зайцев, Формирование гибридного запроса повторной передачи в условиях неопределенности. IV Міжнародна науково-практична конференція «Україна – ЄС. Сучасні технології, економіка та право» (м. Кошице, Словаччина, 2018 р.). С. 123–126.

10. Василенко В.М. Аналіз ефективності перемежувачів турбокодів. III Міжнародна науково-практична конференція «Теорія та практика актуальних наукових досліджень» (м. Запоріжжя, 2018 р.). С. 27–31.

11. Р.Б. Андрущенко, А.Д. Бескостий, С.В. Зайцев, Я.Ю. Усов, М.А. Письменюк, В.М. Василенко. Методи підвищення цілісності пакетів передачі даних систем публічного управління. Тридцята міжнародна науково-практична конференція «Математичне та імітаційне моделювання систем МОДС 2018» (м. Київ-Чернігів-Жукін, 25-29 червня 2018 р.) М-во освіти і науки України, Нац. Акад. наук України, Академія технологічних наук України, Інженерна академія України та ін. – Чернігів : ЧНТУ, 2018. С. 139–141.

Vasylenko Vladyslav. Means adaptive management of the system of information transmission in a priori uncertainty. – Manuscript.

Dissertation research for degree of PhDs. by specialty 05.13.06 – Information technology. Institute of Telecommunications and Global Information Space of the National Academy of Sciences of Ukraine, Kyiv, 2018.

The dissertation is devoted to the research of the actual problems of wireless data transmission systems, their further development, as well as the creation and implementation of tools and methods to provide a given level of reliability of information at the expense of multilevel parametric adaptation of code designs under the influence of obstacles in the process of data transmission.

In the dissertation, the first chapter deals with the current state and development of wireless communication systems, such as first generation mobile systems 1G, second generation 2G, third generation 3G, fourth generation 4G LTE-Advanced, fifth generation 5G and their main features and characteristics.

Also, the first chapter deals with noise immunity codes, namely, their classification, the principle of construction, the use of noise immunity codes in wireless systems and the peculiarities of their use. The analysis, which presents the main areas of use of noise immunity codes, was carried out.

The analysis of methods of ensuring the reliability of information in wireless communication systems is carried out. A number of features are highlighted which influence the methods of optimizing systems and models. Also reviewed are optimization objects and the classification of optimization methods.

The second chapter discusses the basic algorithms for decoding turbo codes: the algorithm for decoding the maximum of a posterior probability MAP, the MAX-LOG-MAP decoding algorithm, the LOG-MAP decoding algorithm, algorithm for decoding Viterbi with "soft" output SOVA, and their use principle, the basic disadvantages and advantages.

Also, in the second section the method of three-level adaptation of turbo codes is developed, which includes a three-stage parametric adaptation of turbo codes. At the first stage, the initial values of the turbo code parameters are given, namely: the size of the data block, the value of the S -random variable readout parameter, the encoding rate, the decoding algorithm, the initial number of retransmission requests. At the second stage, the decoding process is performed, where sets of a priori and a posteriori logarithmic relationships of plausibility functions are formed. To analyze the quality of the results of decoding and parametric adaptation, we propose the use

of an average uncertainty obtained by the decoding of received data blocks, which decides on erroneous decoding of the data bits by the results of changes in the sign of the values of the a posteriori and a priori logarithmic ratios of the likelihood of the decoder turbo code and characterizes the decoding efficiency of the adopted information sequences. In the third stage, according to the a priori and a posteriori logarithmic relationships of plausibility functions, the uncertainty index is calculated, depending on which parameters of the turbo code change in the process of adaptation by the method of the gradient of the function: the size of the data block, the value of the parameter of the diversity of the S-random interleaver, the coding rate, the decoding algorithm, the number requests for retransmission.

To determine the efficiency of the method, the results of the simulation modeling of the adaptation of code designs of noise immunity codes in wireless means of data transmission in time are shown. The method allows you to achieve a given value of the authenticity of the transfer of information.

The third section deals with the concept and purpose of an interleaver. The main types of interleavers are considered, regular and pseudo-random, namely: pseudo-random interleaver, S-random, strongly-dispersive random, diagonal-repositioning, interleaver of type "string-column", interleaver of type "spiral", interleaver of type "pairwise-odd" Barrow-Glavlee interleaver, UMTS-interleaver, line-by-line interleaver, four-to-four interleaver, York-interleaver, evenly spaced interleaver used in turbo codes, their structure, terms of use, effect from use.

It is determined that the efficiency of the coding and decoding of turbo codes depends on the optimal choice of an interleaver, and therefore on the reliability of the transmission of information.

The structural scheme of the modified turbo code iterative decoder is presented. The basis of the modification is the introduction of a decoder decoder decoder decoder unit for turbo code, where the main part is the unit of calculating the average uncertainty, which changes the S-random variable codec turbo code parameter.

The algorithm for realizing the parametric adaptation of the *S*-random turbo code interleaver is presented.

At the first stage, sets of values of systematic information bits generated by the coder of turbo codes are formed. At the second stage, the initial value of the *S*-random variableizer is determined. In the third stage, sets of a priori and a posteriori logarithmic ratios of plausibility functions are formed, and the calculation of the mean uncertainty indicator is used to select the parameter for the interpolation of the data bits for the *S*-random interleaver.

The results of simulation modeling for the method of adaptive selection of parameters of the *S*-random interleaver in the wireless data transmission systems with turbo coding, conducted to determine the efficiency of the method, are shown. As a result of using the method due to the adaptation of the *S*-random interleaver, an energy gain of 0.03-0.15 dB can be obtained in comparison with known methods.

In the fourth section, the classification of error-control systems, their features and differences is predefined.

The main types of ARQs are presented, namely: stop-and-wait ARQ, go-back-*N* ARQ and ARQ selective repeats and their workflow and key features.

The main types of HARQ systems that are used to improve the reliability of data transfer to wireless standards, such as LTE, LTE-Advanced and WiMAX, are presented. Classification of HARQ systems by type of transmission is presented.

The modified method of forming a hybrid request for retransmission in conditions of uncertainty is shown. The essence of the method is to retransmit the data bits that were identified as false, using additional information about the logarithmic ratio of the likelihood functions for these bits in the calculation of the resulting functions of the likelihood of the turbo code decoder.

In the first step, initial data is entered, namely: the number of automatic retransmission requests, the number of iteration of the decoding of the turbo code, the size of the block of data in bits, the type of the interleaver, the number of component encoders (decoders), the turbo code encoder polynomial vector, the turbo code encoding rate. In the second stage, the matrixes of the a priori-a posterior logarithmic

relations of functions of likelihood are calculated and formed on which decisions are made about the value of the decoded bits of information. In the third stage, the control of errors in the received data block and the formation of the HARQ signal is carried out, which is transmitted to the decoder for modification of the decoding algorithm and enters the feedback channel for retransmission of the error block.

The results of the simulation modeling of the modified method for the formation of a hybrid request for retransmission in conditions of uncertainty conducted to determine the efficiency of the method are shown. The simulation results showed that the use of the modified Hybrid Repeat Request Method reduces the number of retransmitted bits by 1.9~16 times, depending on the data transfer block.

Keywords: data transmission, wireless communication systems, jamming codes, turbo code, adaptation, logarithmic ratio of likelihood functions, interleaver.

List of the candidate's publications

Articles in scientific and professional publications and foreign magazines:

1. Зайцев С.В. Оцінювання завадозахищеності безпроводних мереж із сигналами OFDM з внутрібітовою псевдовипадковою перебудовою піднесучих частот / С.В. Зайцев, В.В. Приступа, В.М. Василенко // Вісник Чернігівського державного технологічного університету, 2013. №. 2(65). С. 192 – 202.

2. Зайцев С.В. Адаптивный выбор параметров S-случайного перемежителя в беспроводных системах передачи данных с турбокодированием / С.В. Зайцев, В.В. Казимир, В.М. Василенко, А.В. Яриловец // Радиоэлектроника. Известия высших учебных заведений, 2018. Том 61, №1(667). С. 22 – 33.

3. Vasylenko V. M. Adaptive turbo codes for safety in wireless Internet of Things / V. M. Vasylenko, V.V. Kazymyr, S.V. Zaitsev, A. M. Usik // The 9th IEEE International Conference on Dependable Systems, Services and Technologies, DESSERT'2018, 2018. С. 195 – 200.

4. Василенко В.М. Дослідження ефективності детермінованих та псевдовипадкових перемежувачів турбокодів / В.М. Василенко // Математичне моделювання в економіці, 2018. Том. 2 (11). С. 40 – 49.

5. Василенко В.М. Метод параметрической адаптации в условиях неопределенности / В.М. Василенко // ISSN 1028-9763. Математичні машини і системи, 2018. № 3. С. 76 – 88.

6. Трофимчук О.М. Аналіз систем автоматичного запиту на повторну передачу / О.М. Трофимчук, В.М. Василенко, С.В. Зайцев // Математичне моделювання в економіці, 2018. Том. 3 (12). С. 41 – 51.

Published approbatory works:

7. Василенко В.М., Зайцев С. В., Лівенцев С. П., Дунай В. П. Адаптація s-випадкового перемежувача кодеків турбокоду. Сучасні інформаційні технології управління екологічною безпекою, природокористуванням, заходами в надзвичайних ситуаціях : зб. наук. праць за матеріалами XV міжнар. наук.-практ. конф. (м. Київ, Пуща-Водиця, 3-6 жовтня 2016 р.). К. ; Х. : НАН України, Ін-т телекомунікацій і глоб. інформ. простору [та ін.], 2016. С. 189–192.

8. Василенко В.М. Адаптивный выбор параметров турбокодов в условиях действия мощных шумовых помех. Сучасні інформаційні технології управління екологічною безпекою, природокористуванням, заходами в надзвичайних ситуаціях : зб. наук. праць за матеріалами XVII міжнар. наук.-практ. конф. (м. Київ, 25-26 вересня 2018 р.). К. ; Х. : НАН України, Ін-т телекомунікацій і глоб. інформ. простору [та ін.], 2018. С. 106–108.

9. Владислав Василенко, Сергей Зайцев, Формирование гибридного запроса повторной передачи в условиях неопределенности. IV Міжнародна науково-практична конференція «Україна – ЄС. Сучасні технології, економіка та право» (м. Кошице, Словаччина, 2018 р.). С. 123–126.

10. Василенко В.М. Аналіз ефективності перемежувачів турбокодів. III Міжнародна науково-практична конференція «Теорія та практика актуальних наукових досліджень» (м. Запоріжжя, 2018 р.). С. 27–31.

11. Р.Б. Андрущенко, А.Д. Бескостий, С.В. Зайцев, Я.Ю. Усов, М.А. Письменюк, В.М. Василенко. Методи підвищення цілісності пакетів передачі даних систем публічного управління. Тридцята міжнародна науково-практична конференція «Математичне та імітаційне моделювання систем МОДС 2018» (м. Київ-Чернігів-Жукін, 25-29 червня 2018 р.) М-во освіти і науки України, Нац. Акад. наук України, Академія технологічних наук України, Інженерна академія України та ін. – Чернігів : ЧНТУ, 2018. С. 139–141.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ.....	16
ВСТУП	18
РОЗДІЛ 1. АНАЛІЗ НАЯВНОЇ ЗАДАЧІ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ДОСТОВІРНОСТІ ПЕРЕДАЧІ ІНФОРМАЦІЇ В СИСТЕМАХ БЕЗПРОВОДОВОГО ЗВ'ЯЗКУ	24
1.1 Аналіз сучасного стану систем безпроводового зв'язку	24
1.1.1 Перше покоління безпроводових телефонних технологій та мобільних телекомунікацій 1G	26
1.1.1.1 Advanced Mobile Phone Service	26
1.1.2 Друге покоління безпроводових телефонних технологій та мобільних телекомунікацій 2G	28
1.1.3 Третє покоління безпроводових телефонних технологій та мобільних телекомунікацій 3G.....	29
1.1.4 Четверте покоління безпроводових телефонних технологій та мобільних телекомунікацій 4G	31
1.2 Застосування завадостійкого кодування в системах безпроводового зв'язку.....	32
1.2.1 Задачі завадостійкого кодування	32
1.2.2 Принципи побудови завадостійких кодів	35
1.2.3 Параметри завадостійких кодів	37
1.2.4 Класифікація завадостійких кодів	40
1.2.5 Особливості використання завадостійкого кодування	44
1.3 Аналіз методів забезпечення достовірності інформації в системах безпроводового зв'язку	46
1.3.1 Градієнтні методи	51
1.3.1.1 Методи, які засновані на пошуку градієнта функції	53
1.3.1.2 Метод найшвидшого спуску	55
1.4 Формулювання наукової задачі й часткових завдань дослідження ...	56
Висновки за розділом 1	57
РОЗДІЛ 2. МАТЕМАТИЧНА МОДЕЛЬ ПАРАМЕТРИЧНОЇ АДАПТАЦІЇ КODOVIХ КОНСТРУКЦІЙ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ В БЕЗПРОВОДОВИХ ЗАСОБАХ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ	59
2.1 Аналіз основних алгоритмів декодування турбокодів	59
2.1.1 Алгоритм декодування по максимуму апостеріорної ймовірності MAP	62
2.1.2 Алгоритм декодування MAX-LOG-MAP	70
2.1.3 Алгоритм декодування LOG-MAP.....	72
2.1.4 Алгоритм декодування Вітербі з “м’яким” виходом SOVA	73
2.2 Дослідження та аналіз існуючих моделей параметричної адаптації... ..	76
Висновки за розділом 2	85
РОЗДІЛ 3. МЕТОД АДАПТИВНОГО ВИБОРУ ПАРАМЕТРІВ S- ВИПАДКОВОГО ПЕРЕМЕЖУВАЧА В БЕЗПРОВОДОВИХ СИСТЕМАХ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ З ТУРБОКОДУВАННЯМ	87

3.1 Дослідження характеристик основних типів перемешувачів, які використовуються в турбокодах.....	87
3.2 Метод адаптивного вибору параметрів S-випадкового перемешувача в безпроводових системах передачі даних з турбокодуванням	103
3.3 Дослідження ефективності запропонованого методу	110
Висновки за розділом 3	114
РОЗДІЛ 4. МОДИФІКОВАНИЙ МЕТОД ФОРМУВАННЯ ГІБРИДНОГО ЗАПИТУ НА ПОВТОРНУ ПЕРЕДАЧУ В УМОВАХ НЕВИЗНАЧЕННОСТІ	115
4.1 Аналіз існуючих систем ARQ, HARQ	115
4.1.1 Системи ARQ.....	116
4.1.1.1 Stop-and-wait ARQ	116
4.1.1.2 Go-back-N ARQ	117
4.1.1.3 ARQ вибіркового повтору	118
4.1.2 Аналіз HARQ систем	119
4.1.2.1 Тип-I HARQ	124
4.1.2.2 Тип-II HARQ	125
4.1.2.2.1 Системи з відслідковуючим комбінуванням (Chase Combining (CC) Schemes)	125
4.1.2.2.2 Системи з інкрементальною надлишковістю (Incremental Redundancy (IR) Schemes).....	126
4.2 Модифікований метод формування гібридного запиту на повторну передачу в умовах невизначеності	128
4.3 Дослідження ефективності запропонованого методу	137
Висновки за розділом 4	141
ВИСНОВКИ	142
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ	144
Додаток А. Список опублікованих праць за темою дисертації	163
Додаток Б. Відомості про апробацію результатів дисертації	165
Додаток В. Акти впровадження	166
Додаток Г. Імітаційні моделі систем передачі інформації з турбокодами	169

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ

3GPP – 3G Partnership Projekt (проект партнерства третього покоління).

ARQ – Automatic Repeat reQuest (автоматичний запит на повторну передачу).

CDMA – Code Division Multiple Access (множинний доступ з кодовим розділенням).

CRC – Cyclic Redundancy Check (циклічний надмірний код).

EDGE – Enhanced Data rates for GSM Evolution (цифрова технологія безпроводової передачі даних для мобільного зв'язку).

ETSI – European Telecommunications Standards Institute (Європейський інститут по стандартизації в області телекомунікацій).

GPRS – General Packet Radio Service (пакетна передача даних загального призначення).

GSM – Global System for Mobile (глобальний стандарт мобільного зв'язку).

HARQ – Hybrid ARQ (гібридний автоматичний запит на повторну передачу).

HSDPA – High-Speed Downlink Packet Access (високошвидкісна пакетна передача даних від базової станції до мобільного телефону).

HSUPA – High-Speed Uplink Packet Access (високошвидкісна пакетна передача даних від мобільного телефону до базової станції).

IEEE – Institute of Electrical and Electronics Engineers (інститут інженерів по електротехніці і електроніці).

ISDN – Integrated Services Digital Network (цифрова мережа з інтегрованими службами).

LDPC – Low-density parity-check code (коди з малою щільністю перевірок на парність).

LTE – Long Term Evolution (стандарт довготермінової еволюції).

MAP – Maximum a posteriori probabilities (максимум апостеріорної ймовірності).

OFDM – Orthogonal Frequency-Division Multiplexing (ортогонально-частотне мультиплексування).

TDMA/CDMA – широкопasmовий множинний доступ з кодово-часовим розділенням каналів.

UMTS – Universal Mobile Telecommunication System (технологія стільникового зв'язку 3-го покоління 3G).

W-CDMA – широкопasmовий множинний доступ з кодовим розділенням каналів.

АБГШ – адитивний білий гаусівський шум.

БЧХ – коди Боуза-Чоудхурі-Хоквінгема.

ВСШ – відношення сигнал-шум.

ЕВК – енергетичний виграш кодування.

ЗК – згорточні коди.

ЛВФП – логарифмічне відношення функцій правдоподібності.

РСЗК – рекурсивні систематичні згорточні коди.

ТК – турбокод.

ВСТУП

Актуальність теми. Аналіз сучасного стану та розвитку систем безпроводового зв'язку, таких як систем мобільного зв'язку першого покоління 1G, другого покоління 2G, третього покоління 3G, четвертого покоління 4G LTE-Advanced, п'ятого покоління 5G, WiMax та WiFi, вимагає застосування інформаційних технологій, які дозволяють ефективно передавати дані в режимі реального часу [1-33]. В таких системах забезпечення заданого рівня достовірності передачі інформації здійснюється за рахунок використання інформаційних технологій адаптації та кодування. Значний внесок у розвиток цього напрямку зроблений такими вченими, як А. Г. Зюко, Д. Д. Кловський, М. Л. Теплов, Л. М. Фінк, Л. Є. Варакін, В. Л. Банкет, В. В. Квашенников, В. І. Борисов, С.В. Зайцев, К. Шеннон, Д. Форні, Ф. Дж. Мак-Вільямс, К. Берроу, Л. Хензо, А. Голдсміт, М. Валенті та ін [34-52].

У випадку підвищення рівня шумів, існуючі методи забезпечення достовірності інформації на основі корегуючих кодів не забезпечують заданих показників ефективності передачі інформації. При обмеженнях на параметри кодів в системах з адаптацією у випадку підвищення рівнів шумів до певного рівня забезпечення заданих характеристик достовірності інформації стає неможливим. Тому постає питання застосування багаторівневої параметричної адаптації параметрів турбокодів.

При декодуванні кодованих даних стають необхідні апріорні відомості, щодо знання функцій правдоподібності прийнятих даних з урахуванням процедури декодування алгоритмів, які засновані на ймовірнісному декодуванні, а саме для турбокодів. Можна сформулювати оцінки невизначеності інформації при декодуванні, мінімізувати ці оцінки вибором правил рішення за допомогою методів параметричної адаптації та забезпечити достовірність передачі інформації.

Тому науково-прикладна задача, яка полягає у забезпеченні достовірності передачі інформації в системах безпроводового зв'язку в умовах апріорної

невизначеності за рахунок розроблення моделей і методів, багаторівневої параметричної адаптації турбокодів є актуальною.

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

Напрямки досліджень дисертаційної роботи пов'язані з реалізацією розпорядження Кабінету Міністрів України від 15.05.2013 року №386-р «Про схвалення Стратегії розвитку інформаційного суспільства в Україні». Дисертаційну роботу виконано згідно плану науково-дослідних робіт Інституту телекомунікацій і глобального інформаційного простору НАН України у рамках держбюджетних тем: «Розробка нових програмних засобів і технологій пошуку, впорядкування, обробки та представлення інформації у інформаційному просторі» 2014-2016 рр. (0114U000798); «Розробка методологічних засад інтеграції інформаційно-комунікаційних систем на базі єдиної інформаційної платформи» 2017-2019рр. (0117U000002).

Отримані результати досліджень впроваджені при розробці комплексних систем захисту інформації в інформаційно-телекомунікаційних системах ТОВ «Інформаційна безпека» та при створенні комплексів захисту цілісності інформації ТОВ «НікС».

Автор дисертаційної роботи брав участь у цих науково-дослідних роботах як співвиконавець, що підтверджується відповідними актами реалізації в додатку дисертаційної роботи.

Мета і задачі дослідження. Мета дисертаційної роботи полягає у є підвищенні ефективності безпроводових систем передачі даних в умовах апріорної невизначеності через забезпечення достовірності інформації за рахунок створення інформаційної технології, моделей і методів, що використовують багаторівневу параметричну адаптацію кодових конструкцій турбокоду.

Для досягнення поставленої мети необхідно вирішити такі задачі:

- 1) проаналізувати існуючі методи забезпечення достовірності інформації в умовах апріорної невизначеності;
- 2) проаналізувати математичні методи адаптивного управління;

- 3) сформулювати критерії достовірності інформації;
- 4) розробити методи забезпечення достовірності інформації в умовах апіорної невизначеності;
- 5) розробити метод трирівневої адаптації каскадних кодів, який на відміну від наявних, включає триступеневу адаптацію параметрів турбокодів;
- 6) розробити метод адаптивного вибору параметрів S-випадкового перемежувача в безпроводових системах передачі даних з турбокодуванням;
- 7) удосконалити метод формування гібридного запиту на повторну передачу в умовах невизначеності;
- 8) розробити інформаційну технологію забезпечення достовірності інформації за рахунок багаторівневої параметричної адаптації турбокодів.

Об'єкт дослідження – процеси формування і переробки кодованих даних у безпроводових інформаційно-телекомунікаційних системах.

Предмет дослідження – методи забезпечення достовірності інформації у безпроводових системах передачі даних.

Методи дослідження. Для вирішення поставлених задач були використані такі методи: *для створення інформаційної технології, моделей і методів, що використовують багаторівневу параметричну адаптацію кодових конструкцій турбокоду* – методи теорії кодування; *для розроблення методів параметричної адаптації кодів* – теорії управління, у процесі декодування турбокодів – методу прийняття рішень; *для розробки та реалізації імітаційної моделі процесу функціонування безпроводової системи передачі даних* – методи імітаційного моделювання та об'єктно-орієнтованого програмування.

Наукова новизна одержаних результатів:

1. Вперше запропоновано метод трирівневої адаптації параметрів турбокодів, який, на відміну від наявних, включає триступеневу адаптацію параметрів турбокодів за запропонованим показником невизначеності.
2. Вперше запропоновано метод адаптивного вибору параметрів S-випадкового перемежувача в безпроводових системах передачі даних з

турбокодуванням, який, на відміну від відомих, здійснює вибір параметра розносу S в залежності від значень показника невизначеності декодування.

3. Вдосконалено процес прийняття рішення при декодуванні турбокодів за рахунок використання додаткової апріорної інформації та невизначеності декодування.

4. Отримав подальший розвиток метод формування гібридного запиту на повторну передачу, який, на відміну від існуючих, для забезпечення заданих показників достовірності здійснює повторну передачу тільки помилкових біт даних, отриманих за результатами декодування з урахуванням невизначеності.

5. Встановлено, що використання інформаційної технології забезпечення достовірності інформації за рахунок багаторівневої параметричної адаптації турбокодів дозволяє забезпечити задане значення достовірності інформації при зменшенні значення відношення сигнал/шум (ВСШ) на 0.4 дБ в залежності від розміру блоку переданих даних.

Практичне значення одержаних результатів.

Наведені вище наукові результати у своїй сукупності утворюють нову інформаційну технологію забезпечення достовірності інформації в безпроводових системах передачі даних в умовах апріорної невизначеності за рахунок багаторівневої параметричної адаптації турбокодів.

Особливу практичну цінність мають такі розроблені та апробовані схемні рішення та алгоритми:

1. Структурна схема модифікованого ітеративного декодера турбокоду з урахуванням зміни параметра розносу S -випадкового перемежувача, розміру блока даних, алгоритму декодування, швидкості кодування та кількості запитів на повторну передачу.

2. Алгоритм вибору параметрів (параметра розносу S -випадкового перемежувача, розміру блока даних, алгоритму декодування, швидкості кодування та кількості запитів на повторну передачу) турбокоду.

3. Структурна схема модифікованого ітеративного декодера турбокоду з урахуванням зміни параметра розносу S -випадкового перемежувача.

4. Алгоритм вибору параметра розносу S -випадкового перемежувача турбокоду.

5. Структурна схема модифікованого адаптивного ітеративного декодера турбокоду з урахуванням зміни кількості запитів на повторну передачу.

6. Алгоритм вибору кількості запитів на повторну передачу.

Результати дисертаційної роботи використані в ТОВ «Інформаційна безпека» при розробці комплексних систем захисту інформації в інформаційно-телекомунікаційних системах та в ТОВ «НікС» при створенні комплексів захисту цілісності інформації. Також використані при впровадженні в навчальний процес Чернігівського національного технологічного університету при викладенні дисципліни «Технології програмування». Акти впровадження подані у додатку до дисертації.

Особистий внесок здобувача. Всі результати, які виносяться на захист, автор отримав самостійно. Роботи [53–54] виконувались без співавторів. У роботах, написаних у співавторстві, автору належить алгоритм вибору параметру розносу S -випадкового перемежувача [55], алгоритм параметричної адаптації кодових конструкцій та вибору параметрів турбокоду [56], оцінка завадозахищеності моделі [57], аналіз систем гібридного автоматичного запиту на повторну передачу [171].

Апробація результатів роботи. Основні наукові результати дисертаційної роботи були обговорені та викладені на: XV і XVII Міжнародних науково-практичних конференціях «Сучасні інформаційні технології управління екологічною безпекою, природокористуванням, заходами в надзвичайних ситуаціях» (м. Київ, Пуща-Водиця, 2016 р., 2018 р.), IV Міжнародна науково-практична конференція «Україна – ЄС. Сучасні технології, економіка та право» (м. Кошице, Словаччина, 2018 р.), III Міжнародна науково-практична конференція «Теорія та практика актуальних наукових досліджень» (м. Запоріжжя, 2018 р.), Тридцята міжнародна науково-практична конференція «Математичне та імітаційне моделювання систем МОДС 2018» (м. Київ-Чернігів-Жукін, 25-29 червня 2018 р.).

Публікації. Основні результати дисертаційної роботи повно викладені в 6 публікаціях, що включають: 4 наукові статті у фахових українських наукових журналах та 2 одноосібні, 2 статті у зарубіжних фахових наукових журналах, 1 свідоцтво про реєстрацію авторського права на твір та 5 публікацій у збірниках матеріалів наукових конференцій.

РОЗДІЛ 1. АНАЛІЗ НАЯВНОЇ ЗАДАЧІ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ДОСТОВІРНОСТІ ПЕРЕДАЧІ ІНФОРМАЦІЇ В СИСТЕМАХ БЕЗПРОВОДОВОГО ЗВ'ЯЗКУ

1.1. Аналіз сучасного стану систем безпроводового зв'язку

З початку 1970-х років мобільний безпроводовий зв'язок почав своє створення та еволюцію технологій. З початку 1990-х років мережі безпроводного зв'язку почали стрімко зростати, що засвідчує щорічний приріст користувачів мобільного зв'язку приблизно на 40%. Дана тенденція призвела до розробки більш нових безпроводових систем та стандартів для багатьох інших видів телекомунікаційного трафіку.

Основними перевагами безпроводових технологій є:

- підвищена ефективність;
- більша гнучкість при користуванні;
- зниження вартості при розширенні систем та їх обслуговуванні.

На Рис. 1.1 представлений розвиток основних стандартів мобільного зв'язку, що включає в себе чотири покоління 1G-4G [58-61].

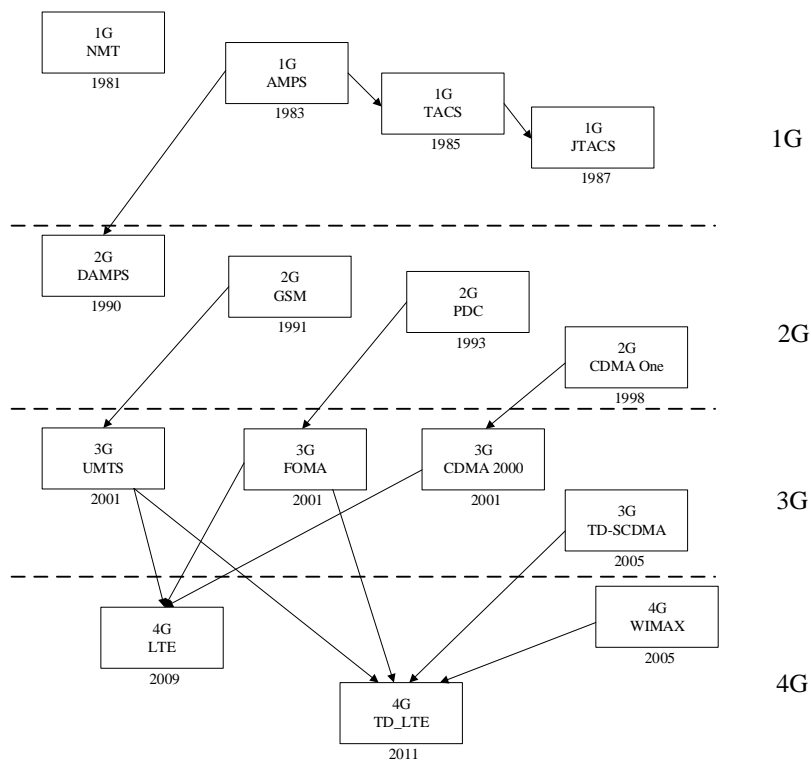


Рис. 1.1. Розвиток стандартів мобільного зв'язку

У Таблиці 1.1 представлені основні характеристики поколінь мобільних безпроводових систем.

Таблиця 1.1. Основні характеристики мобільних безпроводових систем [59].

Покоління/ Особливості	1G	2G	3G	4G
Розгортання	1970-1980	1990-2001	2001-2010	2011
Швидкість передачі даних	2 кБ/с	14.4 - 64 кБ/с	2 МБ/с	200 МБ/с – 1 ГБ/с
Технологія	Аналогова стільникова технологія	Цифрова стільникова технологія: пакетні дані	Цифрова широкосмугова пакетна передача	Цифрова широкосмугов а пакетна передача
Обслуговування	Аналоговий голосовий сервіс, Немає служби передачі даних	Цифровий голос з більш високою чіткістю, SMS, MMS,	Покращена трансляція аудіо- відео, Підтримка відеоконференцій, Перегляд веб- сторінок на високій швидкості, IPTV підтримка	Покращена трансляція аудіо-відео, IP-телефонія, мобільне HD TV
Мультиплексува ння	FDMA	TDMA, CDMA	CDMA	CDMA
Основна мережа	PSTN	PSTN	Пакетна мережа	Internet
Стандарти	MTS AMTS IMTS	2G:GSM 2.5:GPRS 2.75:EDGE	IMT-2000 3.5G-HSDPA 3.75G:HSUPA	Єдиний уніфікований стандарт LTE, WiMAX
Веб-стандарти		www	www(IPv4)	www (IPv4)
Недоліки	Низька ємність, ненадійна переадресація, слабкі голосові поширення	Якість цифрових сигналів залежить від місця розташування та близькості до об'єкта	Необхідно забезпечити більшу пропускну здатність мережі	Розгортається

Розглянемо більш детально розвиток стандартів мобільного зв'язку.

1.1.1. Перше покоління безпроводових телефонних технологій та мобільних телекомунікацій 1G

Сполучені Штати, Японія та західна Європа очолили розвиток першого покоління мобільних безпроводових систем. Системи першого покоління характеризувалися своїми схемами аналогової модуляції і були розроблені в основному для надання голосових послуг. Вони відрізнялися від попередніх систем мобільних комунікацій, оскільки вони використовували концепцію стільникового зв'язку та забезпечували автоматичне переключення та передачу дзвінків. Японська компанія Nippon Telephone and Telegraph (NTT) реалізувала першу в світі комерційну стільникову систему в 1979 році. Система Nordic Mobile Telephone (NMT-400) була розгорнута в Європі в 1981 році та є першою системою, яка підтримувала автоматичну передачу та міжнародний роумінг. NMT-400 була розгорнута у Данії, Фінляндії, Швеції, Норвегії, Австрії та Іспанії.

Більш успішними системами першого покоління є Advanced Mobile Phone Service (AMPS), який використовувався у США та її аналог Total Access Communications Systems (ETACS та NTACS), який використовувався у Європі та Японії. Ці системи є майже ідентичними з точки зору радіозв'язку, головною відмінністю є пропускна здатність каналу. Система AMPS побудована на розмірі каналу в 30 кГц, тоді як ETACS та NTACS використовують 25 кГц і 12,5 кГц відповідно [60].

1.1.1.1. Advanced Mobile Phone Service

AMPS був розроблена AT&T Bell Labs в кінці 1970-х років і вперше була розгорнута в 1983 році в Чикаго і прилеглих передмістях. Перша система використовувала великі області комірок і всеспрямовані антени базової станції. Система покрила 2100 квадратних миль всього десяткама базовими станціями, кожна з яких мала висоту антенної вежі у межах 150-550 футів. Більшість ранніх систем були розроблені для відношення несучої до перешкоди у 18 дБ

для задовільної якості голосу, і були розгорнуті в шаблоні повторного використання частоти з 7 комірками, які мали 3 сектори на комірку.

Крім Сполучених Штатів, AMPS було розгорнуто в ряді країн Південної Америки, Азії та Північної Америки. З 416 каналів для керуючої інформації був призначений 21 канал, а інші 395 каналів для голосового трафіку. Системи AMPS використовували частотну модуляцію (FM) для передачі аналогового голосу і частотну маніпуляцію (FSK) для каналу керування. Навіть після розгортання систем другого покоління (2G) AMPS продовжували використовуватися операторами Північної Америки в якості загальної резервної служби, а також в контексті забезпечення роумінгу між різними мережами операторів, які розгорнули несумісні 2G системи. В Таблиці 1.2 наведено опис основних систем першого покоління [61].

Таблиця 1.2. Основні системи першого покоління 1G.

	AMPS	ETACS	NTACS	NMT-450 /NMT-900
Рік запровадження	1983	1985	1988	1981
Частотні діапазони	Низхідна:869-894 МГц Висхідна:824-849 МГц	Низхідна:916-949 МГц Висхідна:871-904 МГц	Низхідна:860-870 МГц Висхідна:915-925 МГц	NMT-450:450-470 МГц NMT-900:890-960 МГц
Пропускна здатність каналу	30 кГц	25 кГц	12.5 кГц	NMT-450: 25 кГц NMT-900: 12.5 кГц
Множинний доступ	FDMA	FDMA	FDMA	FDMA
Дуплексний	FDD	FDD	FDD	FDD
Голосова модуляція	FM	FM	FM	FM
Кількість каналів	832	1240	400	NMT-450: 200 NMT-900: 1999

1.1.2. Друге покоління безпроводових телефонних технологій та мобільних телекомунікацій 2G

Поліпшення можливостей обробки апаратних платформ з плином часу дозволило розробити 2G бездротові системи. Системи 2G також були спрямовані насамперед на голосовий ринок, але, на відміну від систем першого покоління, використовувала цифрову модуляцію. Перехід від аналогового (1G) до цифрового дозволив покращити продуктивність системи. Також була покращена пропускна здатність системи за рахунок використання цифрових мовних кодеків та мультиплексування декількох користувачів на одному і тому ж частотному каналі за допомогою методів мультиплексування з тимчасовим або кодовим розподілом каналів. Також покращилась якість передачі голосу за рахунок використання кращих мовних кодеків і надійної обробки сигналів на рівні каналу. Системи 2G почали використовувати цифрове шифрування для забезпечення безпеки від підслуховування і шахрайства.

Прикладами 2G систем є Global System for Mobile Communications (GSM), IS-95 (CDMAOne) та IS-136 (D-AMPS, заснований на TDMA) [62]. GSM на сьогодні є найбільш широко розгорнутою системою. IS-95 розгортається в Північній Америці та частинах Азії. IS-54 (пізніше розширена до IS-136) спочатку була розгорнута в Північній Америці, але пізніше її розгортання було припинено і замінено переважно на GSM [63]. IS-136 була системою на основі TDMA, яка була розроблена як цифрова еволюція AMPS з використанням каналів в 30 кГц. Крім забезпечення покращеної якості та безпеки голосу, 2G-системи також почали включати нові додатки. Серед них служба коротких повідомлень, більш відома, як SMS. SMS вперше була розгорнута в Європі в 1991 році і швидко стала популярним додатком для спілкування серед більш молодих абонентів мобільного зв'язку. Сьогодні, наприклад, в Сполучених Штатах щодня відправляється понад 2,5 млрд. SMS-повідомлень і дана служба, крім іншого, використовується для відправки оновлень новин, повідомлень про бізнес-процеси, мобільних платежів, голосування та ін.

В додаток до SMS, системи 2G також підтримували додатки безпроводової передачі даних, які мали низьку швидкість передачі даних.

У Таблиці 1.3 представлено коротке порівняння основних систем другого покоління 2G.

Таблиця 1.3. Основні системи другого покоління 2G.

	GSM	IS-95	IS-54/IS-136
Рік запровадження	1990	1993	1991
Частотні діапазони	850/900 МГц, 1.8/1.9 ГГц	850 МГц /1.9 ГГц	850 МГц /1.9 ГГц
Пропускна здатність каналу	200 кГц	1.25 кГц	30 кГц
Множинний доступ	TDMA/FDMA	CDMA	TDMA/FDMA
Дуплексний	FDD	FDD	FDD
Голосова модуляція	GMSK	DS-SS:BPSK, QPSK	$\pi/4$ QPSK
Макс. швидкість передачі даних	GPRS:107 кБ/с; EDGE:384 кБ/с	IS-95-B:115 кБ/с	~ 12 кБ/с
Середня швидкість при користуванні	GPRS:20-40 кБ/с; EDGE:80-120 кБ/с	IS-95B: <64 кБ/с;	9.6 кБ/с

1.1.3. Третє покоління безпроводових телефонних технологій та мобільних телекомунікацій 3G

Очевидно, що 2G системи забезпечили значне збільшення пропускної здатності голосу, поліпшили якість голосу і почали підтримку додатків для даних, таких як доступ в Інтернет. Парадигма з комутацією каналів, на основі якої були побудовані ці системи, зробила системи 2G дуже неефективними для передачі даних та забезпечила тільки підтримку низьких швидкостей при передачі даних – як правило, десятки кілобіт в секунду та обмежену ємність при передачі.

Системи третього покоління 3G [61] стали значним стрибком у порівнянні з системами 2G, забезпечуючи набагато більш високі швидкості передачі даних, значне збільшення пропускної здатності голосу і підтримку

розширених сервісів і додатків, включаючи мультимедіа. Робота в області 3G почалася на початку 1990-х років, коли Міжнародний союз електрозв'язку (англ. International Telecommunications Union – ITU) почав вносити та розробляти пропозиції для систем 3G (відомий як IMT-2000) та визначати спектр робіт для нього. Метою ITU було створення узгодженої на глобальному рівні специфікації для мобільного зв'язку, яка сприяла б глобальній функціональній сумісності та забезпечувала б більш низьку вартість. В якості критерію для IMT-2000 ITU виклав наступні вимоги до швидкості передачі даних [64]:

- 2 кб/с в фіксованих або в будівельних середовищах;
- 384 кб/с в міському середовищі;
- 144 кб/с в широкосмугових автомобільних середовищах.

Крім високої швидкості передачі даних, системи 3G також передбачали надання кращої якості обслуговування (QoS), адаптованого для різних додатків – від голосової телефонії та інтерактивних ігор, до веб-браузера, електронної пошти і потокових мультимедійних додатків. Одним з найбільш цікавих пропозицій 3G був вибір CDMA, як пріоритетний метод доступу для більшості 3G-систем. Таким чином, з'явилися такі технології як CDMA 2000 (на базі CDMAOne) та W-CDMA на базі GSM [65].

В Таблиці 1.4 надано короткий огляд основних характеристик систем третього покоління 3G.

Таблиця 1.4. Основні системи третього покоління 3G.

	W-CDMA	CDMA2000	EV-DO	HSPA
Стандарт	3GPP Release 99	3GPP2	3GPP2	3GPP Release 5/6
Частотні діапазони	850/900 МГц, 1.8/1.9/2.1 ГГц	450/850 МГц 1.7/1.9/2.1 ГГц	450/850 МГц 1.7/1.9/2.1 ГГц	850/900 МГц, 1.8/1.9/2.1 ГГц
Пропускна здатність	5 МГц	1.25 МГц	1.25 МГц	5 МГц
Макс. швидкість передачі даних	384–2048 кб/с	307 кб/с	Низхідна: 2.4–4.9 Мб/с Висхідна: 800–1800 кб/с	Низхідна: 3.6–14.4 Мб/с Висхідна: 2.3–5 Мб/с

Продовження таблиці 1.4

Середня швидкість	150–300 кб/с	120–200 кб/с	400–600 кб/с	500–700 кб/с
Множинний доступ	CDMA	CDMA	CDMA/TDMA	CDMA/TDMA
Дуплексний	FDD	FDD	FDD	FDD
Модуляція даних	QPSK	BPSK, QPSK	QPSK, 8PSK, 16QAM	QPSK, 16QAM, 64QAM

1.1.4. Четверте покоління безпроводових телефонних технологій та мобільних телекомунікацій 4G

4G системи являють собою концепцію взаємодії між різними типами мереж, яка пов'язана з високошвидкісною передачею даних. 4G системи – це безпроводні мережі наступного покоління, які в майбутньому замінять мережі 3G. Перевагами 4G систем є значне зростання швидкості передачі даних у порівнянні з системами 3G, а також швидкість та якість з'єднання.

Розглянемо технології, які почали впроваджуватись в Україні.

WiMAX – технологія, розроблена на основі стандарту IEEE 802.16 і віднесена до мереж 4-го покоління 4G. Існують два різновиди WiMAX: фіксований (802.16d) і мобільний (802.16e, m), призначений для обслуговування користувачів, які рухаються зі швидкістю до 120 км/год. Пропускна здатність і радіус дії стаціонарного варіанта досягають відповідно 75 Мбіт/с і 6...10 км проти 30 Мбіт/с і 1...5 км мобільного. Обладнання 802.16d розташоване всередині приміщень, вимагає значних фінансових витрат на інфраструктуру мережі, оскільки передбачає наявність численних точок доступу [66].

LTE (Long Term Evolution) – стандарт довготермінової еволюції, розроблений і затверджений міжнародним партнерським об'єднанням 3GPP (3G Partnership Projekt) для побудови мереж безпроводового зв'язку 4G. Ґрунтуючись на IP-технологіях, LTE передбачає теоретичну пропускну здатність 326,4 Мбіт/с у напрямі до терміналу і 172,8 Мбіт/с – у зворотному

напрямі. При цьому радіус дії кожної окремо взятої базової станції за оптимальних умов становить близько 5 км. У разі потреби цю відстань можна збільшити до кількох десятків кілометрів за рахунок підняття антени [66-67].

Створення конкурентної технології безпроводового доступу на основі мережі WiMAX (стандарт IEEE 802.16e) підштовхнуло учасників проекту 3GPP до розроблення на основі технології OFDM [68-95] еволюційного варіанта мережі UMTS, названого LTE [96-103]. Технологія LTE дозволяє за рахунок підвищення ефективності мережі під час скорочення експлуатаційних витрат вирішувати проблеми, пов'язані з експоненціальним зростанням трафіка. LTE підтримує розвиток нових високоприбуткових послуг, тому її можна розглядати як технологію реалізації, передусім, високошвидкісних додатків.

1.2. Застосування завадостійкого кодування в системах безпроводового зв'язку

1.2.1. Задачі завадостійкого кодування

Канали зв'язку характеризуються ймовірністю помилкового прийому під впливом різних завад (шумів) у межах $p=10^{-2}$ – 10^{-5} , рідше 10^{-6} і менше. В умовах радіоелектронного подавлення систем і мереж радіозв'язку величина p може досягати $p \geq 10^{-1}$ [104].

Сучасні системи передачі даних вимагають ймовірності помилок на алфавітний знак на виході не більше $P_{\text{пз}} \leq 10^{-6}$ – 10^{-10} , тому, ставиться задача підвищення вірогідності на 3-5 порядків і більше.

Методи підвищення вірогідності:

- застосування завадостійких методів модуляції та методів демодуляції сигналів на приймальній стороні;
- застосування завадостійких кодів, що виявляють та виправляють помилки у прийнятій кодовій комбінації;
- покращення характеристик каналів зв'язку, що залежить від технічних характеристик та економічної доцільності;

- використання систем із зворотним зв'язком, в яких по зворотному каналу від приймача до передавача передаються запити (відгуки) щодо прийнятого повідомлення, з метою повторної передачі повідомлення в цілому чи його частини;
- використанням різноманітних методів підвищення вірогідності, що має місце на практиці;
- кількарразове повторення повідомлення по каналу зв'язку або по паралельних каналах, з спеціальною обробкою, наприклад, мажоритарною обробкою або синхронним накопиченням, на приймальній стороні.

Таблиця 1.5. Области використання завадостійких кодів.

Місце	Для чого	Тип коду
ЄОМ, ПК, сервери, системи баз даних, системи передачі даних	Зберігання інформації, між машинний обмін, обмін по лініях і каналах зв'язку, контроль апаратури	Хеммінга, з контролем на парність, БЧХ, ітеративні, згорткові, турбокоди
Спеціальні системи зв'язку	Передача даних, факсимільних повідомлень, контроль апаратури	Циклічні, БЧХ, Хеммінга, з контролем на парність, Ріда-Соломона, каскадні
Космічні системи різних поколінь і призначень (Венера, Марс, Вега, Салют, Союз, Мир, Буран, Zenit, Січ та ін.)	Команди, телеметрія, телефон, передача даних, параметри контролю орбіти і польоту, сигнали виклику	Баркера, Голя, Хеммінга, з контролем на парність, БЧХ, ітеративні
Системи стільникового зв'язку: GSM, CDMA, NMT, D-AMPS	Передача мови, даних, контроль апаратури	БЧХ, згорткові, Файра, ЦК, з контролем на парність, перемежування
Транкінгові мережі: EDACS, PPO25, TETRA, TETRAPOL, IDEN	Передача мови, даних, контроль апаратури	Хеммінга, Голя, РС-коди, згорткові, з контролем на парність, перемежування
Пейджингові системи: POCSAG, ERMES, FLEX, RDS, Nexus, GSC	Передача мови, даних, контроль апаратури	БЧХ з виправленням і виявленням помилок, з контролем на парність

Продовження таблиці 1.5

Персональний супутниковий зв'язок: Globalstar, ELLIPSO, Inmarsat-A,B,D,M, Гонец, Сигнал, Горизонт, Експрес, Банкир, Ямал	Передача мови, даних, факсимільних повідомлень, Е-mail, пейджинг, координати об'єктів, сигналізація, контроль апаратури	БЧХ, згорткові, Хеммінга, з контролем на парність, перемежування
Системи IP-телефонії: ETSI, IETF	Передача мови, сигналізація, управління	З контролем на парність
Сучасні модеми: протоколи V.34(V.34+,V.34 bis), V.90 (V.92), xDSL	Передача повідомлень у цифровій формі	БЧХ, згорткові
Побутова, професійна аудіо-і відеоапаратура, цифрове телебачення, ТВЧ	Записування та відтворення аудіо-і відеоданих	З контролем на парність, РС-коди, Хеммінга, БЧХ
Мережі INTERNET, Ethernet, технології ATM, ISDN, WDM, MWDM та ін.	Передача усіх видів інформації, сигналізація, управління, контроль апаратури	У залежності від типу апаратури: БЧХ, згорткові, Хеммінга, каскадні, РС-коди, ітеративні, з контролем на парність, турбокоди

Одним з найбільш ефективних способів боротьби з помилками у прийнятих повідомленнях є застосування завадостійких кодів. Процес їх використання інтенсивно розширюється, що пов'язано з їх можливостями, розвитком цифрових методів представлення повідомлень, потребами у забезпеченні високих якісних показників обміну інформацією, створенням нових та спеціальних інформаційно-телекомунікаційних середовищ, зокрема, дальнім космічним зв'язком з об'єктами на інших небесних тілах, космічним характером озброєнь та управлінням ними, підвищеною небезпекою подавлення ліній та мереж радіозв'язку. Деякі області використання завадостійких кодів представлені в Таблиці 1.5.

Початком розвитку завадостійкого кодування є 1948 р, коли американський вчений Клод Шеннон опублікував статтю, в якій запропонував міру інформації, визначив межу пропускну здатності аналогових і дискретних

каналів і довів, що ймовірність помилки на виході каналу можна довести до будь-якої заданої малості, використовуючи кодування дискретних сигналів. Шеннон розробив загальну доказову математичну базу щодо існування принципів кодування для досягнення заданої ймовірності помилок, але не деталізував механізм пошуку відповідних кодів. Розпочався пошук кодів і розвиток теорії кодування та інформації, були отримані суттєві теоретичні результати, знайдено і практично перевірено ряд хороших кодів, але існують питання, які потребують рішення:

- узагальнена теорія синтезу хороших кодів не сформована, хоча не доведено, що вона не може бути створена;
- оптимізація кількох процесів перетворення сигналів разом із завадостійким кодуванням у тракці між виходом датчика інформації передавальної сторони та входом приймача інформації приймальної сторони; у цьому плані певні рішення стосуються тільки сумісності процесів модуляції та завадостійкого кодування [105];
- К. Шеннон розробив ймовірнісну оцінку кількості інформації, але залишилося відкритим питання, і воно у загальному не розв'язане, оцінки важливості та цінності інформації з огляду на можливі наслідки і вплив на прийняття певних рішень.

1.2.2. Принципи побудови завадостійких кодів

Завадостійким (коректувальним) називається такий код, який дозволяє контролювати у прийнятій кодовій комбінації помилки, що викликані спотворювальними факторами (завадами, шумами).

Поняття "контролювати" означає:

- тільки виявляти у кодовій комбінації довжини n помилки кратності S ;
- тільки виправляти у кодовій комбінації довжини n помилки кратності t ;
- виправляти у кодовій комбінації довжини n помилки кратності t та виявляти помилки вищої кратності S ($S > t$).

Ідея побудови завадостійкого коду ілюструється на Рис. 1.2.

До інформаційних елементів a_1, a_2, \dots, a_k в кількості k простого коду добавляються так звані коректувальні розряди в кількості r , які дозволяють на прийомі виявляти і виправляти помилки в кодовій комбінації.

Загальна кількість розрядів n визначається:

$$n = k + r.$$

Правила формування коректувальних розрядів є основою побудови всіх кодів, визначають їх характеристики й різноманітність.

Загальна кількість кодових комбінацій визначається:

Вхідна інформаційна послідовність: $\overbrace{1010011101}^k \overbrace{11010011110}^k \dots$

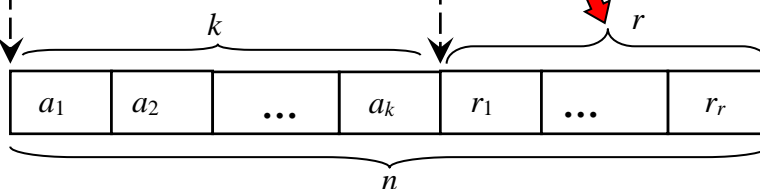
Кількість можливих кодових комбінацій простого коду: $N_k = 2^k$

Кодова комбінація простого коду



Операції над інформаційними елементами

Закладена суть сучасної теорії завадостійкого кодування



Кодова комбінація завадостійкого коду:
 $n = k + r$

Вихідна закодована послідовність: $\overbrace{101001110}^k \overbrace{1110}^r \overbrace{110100111}^k \overbrace{0011}^r \dots$

Рис. 1.2. Загальний принцип завадостійкого кодування

$$N = 2^n.$$

Із загальної кількості кодових комбінацій N для передачі повідомлення використовуються не всі, а лише деяка частина N_k , які називаються дозволеними в кількості:

$$N_k = 2^k.$$

Друга частина кодових комбінацій N_z , які називаються забороненими, для передачі не використовуються. Очевидно,

$$N = N_k + N_z.$$

При такій побудові коду всі помилки, які трансформують дозволені кодові комбінації в заборонені, можуть бути виявлені, тому що на приймальній стороні відомо, що ні одна із заборонених кодових комбінацій не може передаватись по каналу зв'язку.

Помилки, які перетворюють одні дозволені кодові комбінації в інші дозволені не виявляються. Такий прямий метод виявлення помилок прийнятний для відносно невеликих довжин кодових комбінацій n (у межах кількох десятків). При зростанні величини n , зростає пам'ять приймача і необхідна швидкість порівняння, щоб встигнути прийняти рішення до приходу наступної комбінації.

Таким чином, ідея достатньо проста. Але виникає ряд проблем:

- як вірно вибрати із усіх N кодових комбінацій потрібну групу дозволених, щоб ймовірність переходу дозволених комбінацій в дозволені була мінімальною, а дозволених у заборонені – максимальною;
- яким повинно бути мінімальне число заборонених кодових комбінацій на задане число дозволених, щоб забезпечити потрібну ймовірність помилок у кодовій комбінації;
- як будувати кодувальні та декодувальні пристрої, визначити найпростіший варіант їх реалізації.

1.2.3. Параметри завадостійких кодів

У процесі розробки теорії кодування визначились параметри кодів, основними із них є:

1. Позначення коду: (n, k) , (n, k, d_{\min}) .

– надмірність коду r :

$$r = n - k;$$

– відносна надмірність R_r :

$$R_r = r/n;$$

– інформаційна швидкість передачі коду (пропускна здатність) R :

$$R=k/n,$$

яка характеризує інформаційну ефективність коду, де $0 \leq R \leq 1$;

- вага кодової комбінації W – це кількість одиниць елементів у ній:

$$W(A_i) = \sum_{i=1}^n a_i,$$

де a_i – елементи кодової комбінації: $A = 1001101101 \rightarrow W(A) = 6$.

– кодова відстань (відстань Хеммінга) d між двома кодовими комбінаціями однакової довжини – це кількість однойменних розрядів, в яких вони відрізняються один від другого.

У загальному випадку:

$$d(AB) = W(A + B) = \sum_{i=1}^n (a_i + b_i),$$

де додавання здійснюється по *mod 2*.

Завжди знайдуться дві кодові комбінації однакової довжини, між якими кодова відстань буде мінімальною (d_{\min}). Величина d_{\min} є одним із основних параметрів завадостійких кодів; вона визначає їх коректувальні можливості і часто використовується в позначенні кодів: (n, k, d_{\min}) .

– коректувальна здатність завадостійких кодів. Основною характеристикою завадостійкого коду є кратність виявлених S і виправлених t помилок. Величини S і t є функціями d_{\min} . Загальної функціональної залежності між цими величинами не знайдено, існують лише граничні співвідношення.

Коректувальні можливості задаються режимами роботи коду. Всі завадостійкі коди можуть використовуватись у трьох режимах [106]:

1) гарантованого виявлення всіх помилок до кратності S включно. Для цього d_{\min} повинно бути:

$$d_{\min} \geq S+1.$$

При цьому виявляється також частина помилок вищої кратності.

2) гарантованого виправлення всіх помилок до кратності t включно. Для цього d_{\min} повинно бути:

$$d_{\min} \geq 2t+1$$

При цьому можуть виправлятися деякі помилки вищої кратності. Ці помилки визначаються конкретно для кожного коду.

3) гарантованого виправлення всіх помилок до кратності t включно та гарантованого виявлення всіх помилок вищої кратності до S включно, при цьому виявляється також частина помилок вищої кратності і можуть виправлятися деякі помилки вищої кратності, величина d_{min} повинна бути:

$$d_{min} \geq S+t+1$$

Ці співвідношення справедливі для будь-якого завадостійкого коду.

– Ймовірність помилок вищої кратності $P_{nn}(\geq S+1, n)$ або $P_{nn}(\geq t+1, n)$ у кодовій комбінації довжини n на виході декодера після гарантованого виявлення або виправлення помилок заданої кратності.

– Ймовірність помилок P_{ne} на один елемент кодової комбінації – це середня по всіх кодових комбінаціях ймовірність того, що після декодування інформаційний елемент буде помилковим:

$$P_{ne} = \frac{\sum_{i=1}^N P_{ПН_i}}{N * n}, \quad (1)$$

де N – загальна кількість переданих кодових комбінацій, n – кількість елементів в кодовій комбінації, $P_{ПН_i}$ – ймовірність помилок в i -тій кодовій комбінації після декодування.

– Енергетичний виграш від кодування (ЕВК) – це різниця відношення потужностей сигнал/шум на вході демодулятора, при яких забезпечується однакова ймовірність помилок у кодових комбінаціях однакової довжини n без завадостійкого кодування та із завадостійким кодуванням.

$$ЕВК = Q_{нк} - Q_{зк}, \quad (1)$$

де $Q_{нк}$ – відношення потужності сигнал/шум при кодуванні простим кодом довжини n , $Q_{зк}$ – відношення потужності сигнал/шум при кодуванні завадостійким кодом довжини n .

– Ймовірнісна ефективність завадостійких кодів η – це відношення ймовірності $P_{нк}(\geq 1, n)$ всіх помилок у кодовій комбінації простого коду довжини n до ймовірності помилок у кодовій комбінації завадостійкого коду P_{nz} після декодування:

$$\eta = \frac{P_{ПК}(\geq 1, n)}{P_{ПЗ}}, \quad (1.3)$$

де величина $P_{ПЗ} = P_{ПЗ}(\geq S+1, n)$ при виявленні помилок та $P_{ПК} = P_{ПК}(\geq t+1, n)$ при виправленні помилок; кращий той код, який забезпечує більші значення η і швидкість передачі R .

Основна проблема теорії кодування: знайти коди з великими R (для збільшення ефективності передачі інформації) та d_{min} (для збільшення коректувальних можливостей) при мінімальній кількості коректувальних елементів r . Такі коди називаються досконалими. Серед двійкових кодів відомі тільки два такі коди:

- 1) Хеммінга для всіх градацій довжини коду;
- 2) Голея (23, 12).

Доведено, що інших досконалих двійкових кодів не існує.

– Граничні співвідношення між параметрами коректувальних кодів. Серед кодів з однаковими n і R кращий той, у якого d_{min} більше з огляду на кращі коректувальні можливості. У загальному випадку функціональна залежність між цими параметрами не знайдена, хоч не доведено, що її нема. Існують лише приблизні межі для d_{min} . До найбільш використовуваних відносяться нижні межі [106, 107]:

- 1) Сінглтона;
- 2) Хеммінга;
- 3) Плоткіна;
- 4) Варшамова-Гілберта та ін.

Вони показують, якою повинна бути величина r (кількість перевірних розрядів), щоб забезпечити задану коректувальну здатність.

1.2.4. Класифікація завадостійких кодів

Усі відомі коди розділяються на дві групи:

- блокові;
- неперервні.

Блокові коди – це такі коди, коли знаку, який передається, або групі знаків, ставиться у відповідність кодова комбінація із n елементів. Деколи замість слова ”кодова комбінація” використовують поняття ”кодове слово”, ”кодовий вектор”. Першими блоковими завадостійкими кодами були:

- коди Хеммінга (1948–1950 рр.), які виправляють одну помилку та виявляють дві помилки;

- код Голея (1949 р.), який виправляє дві помилки.

Обидва коди належать до класу досконалих; доведено, що інших двійкових досконалих кодів нема.

Коди, які виправляють всі помилки до кратності t включно і ні однієї помилки вищої кратності називаються досконалими. Вони мають мінімальну надмірність r при максимальній коректувальній здатності для таких r .

Коди, які виправляють всі помилки до кратності t включно, частину помилок кратності $t+1$ і ні однієї помилки вищої кратності називаються квазідосконалими. Вони мають більше значення r , ніж у досконалих кодах.

Неперервні коди (їх ще називають рекурентними, згортковими, ланцюговими) – це коди, в яких операції кодування і декодування проводяться неперервно над усією послідовністю інформаційних елементів. При кодуванні по визначеному правилу між інформаційними елементами вставляються перевірні елементи, у результаті чого формується неперервна вихідна послідовність двійкових елементів кодера. До таких кодів відносяться згорткові коди, коди Елайєса та Кілмера.

Блокові коди розділяються на дві групи:

- нероздільні;
- роздільні.

У нероздільних кодах поділ позицій в кодовій комбінації на позиції інформаційних та перевірних елементів не проводиться; вони визначаються автоматично в ході кодування. До таких кодів відносяться:

- коди з постійною вагою (однакова кількість одиниць у кожній кодовій комбінації);

– коди Плоткіна, які характеризуються великою мінімальною кодовою відстанню ($d_{min} \geq 0,5n$) і високою коректувальною здатністю, але не знаходять широкого використання із-за складності реалізації кодування і декодування.

У роздільних кодах чітко визначені позиції для інформаційних і перевірних елементів. Ці коди найбільш широко використовуються. Для них використовуються позначення (n, k) , (n, k, d_{min}) .

Блокові коди (роздільні й нероздільні) називаються лінійними, якщо отримані після кодування n -розрядні кодові комбінації формуються в результаті лінійних операцій над простими k -розрядними вхідними інформаційними кодовими комбінаціями.

Лінійність коду суттєво спрощує процедури кодування і декодування та розрахунок параметрів коду, дозволяє використовувати для побудови коду лише невелику групу кодових комбінацій, які називаються базовими (породжувальними). При великій довжині кодових комбінацій практично можуть використовуватись лише лінійні коди.

Блокові роздільні коди при реалізації можуть бути:

- систематичні;
- несистематичні.

У систематичних кодах вихідна закодована послідовність містить без змін інформаційні елементи, до яких добавляються перевірні елементи, які сформовані шляхом лінійних операцій над інформаційними елементами; сума двох чи більше кодових комбінацій систематичного коду дає комбінацію цього ж коду.

У несистематичних кодах сума двох чи більше кодових комбінацій не обов'язково дає кодову комбінацію цього ж коду. Операції в несистематичних кодах можуть мати нелінійний характер. Нелінійні коди часто мають кращі параметри порівняно з лінійними, але складні в реалізації.

У залежності від специфічних особливостей математичних операцій, за допомогою яких описуються коди та притаманних тільки конкретному коду властивостей, систематичні коди розділяються на підгрупи [106–110]:

- групові;
- Хеммінга;
- Голея;
- з перевіркою на парність;
- матричні (ітеративні);
- циклічні;
- БЧХ (Боуза-Чоудхурі-Хоквінгема);
- Ріда-Соломона (РС-коди);
- каскадні;
- згорткові;
- турбокоди;
- Ріда-Мюлера; ін.

Коди, в яких використовуються дві або більше ступенів кодування завадостійкими кодами, називаються каскадними. На практиці використовують дві ступені кодування: спочатку інформаційну послідовність кодують першим кодом, який називають зовнішнім, потім отриману послідовність ”нарізають” на менші фрагменти і кодують другим кодом, що називається внутрішнім. Зовнішнім кодом використовують код Ріда-Соломона, внутрішнім – БЧХ чи згортковий. Мінімальна кодова відстань каскадного коду $d_{min\text{ кк}}$ визначається:

$$d_{min\text{ кк}} = d_{min\text{ в}} \cdot d_{min\text{ з}}, \quad (1)$$

де $d_{min\text{ в}}$ – мінімальна кодова відстань внутрішнього коду; $d_{min\text{ з}}$ – мінімальна кодова відстань зовнішнього коду.

У матричних (ітеративних) кодах інформаційні кодові комбінації записуються у вигляді рядків або стовпців матриці. Далі, рядки кодуються одним завадостійким кодом, а стовпці кодуються тим же чи іншим кодом. Мінімальна кодова відстань матричного (ітеративного) коду $d_{min\text{ м}}$ визначається:

$$d_{min\text{ м}} = d_{min\text{ р}} \cdot d_{min\text{ с}}, \quad (1)$$

де $d_{min\text{ р}}$ – мінімальна кодова відстань коду, яким кодуються рядки; $d_{min\text{ с}}$ – мінімальна кодова відстань коду, яким кодуються стовпці.

1.2.5. Особливості використання завадостійкого кодування

При проектуванні сучасних телекомунікаційних систем виникає питання забезпечення високої вірогідності (вірності) обміну інформацією, особливо при міжкомп'ютерному обміні чи у спеціалізованих військових системах передачі даних. Як правило, це питання вирішується з використанням завадостійких кодів та інших методів підвищення вірогідності.

Вибір того чи іншого коду залежить від вимог, які до нього пред'являються. У свою чергу, ці вимоги формуються на основі ймовірності помилок на знак, яку повинна забезпечити система на своєму виході, швидкості передачі, технічної складності, надійності та вартості.

Відомо, що найбільшу ймовірнісну ефективність забезпечує код у режимі виявлення помилок. Тому у системах із зворотним зв'язком такий режим найбільш доцільний, зокрема, варіанти використання кодів з виявленням помилок реалізовані в сучасних модемах V.34, V.90(V.92) та ін. Щодо питання, який код вибрати в режимах виявлення помилок, то із усіх можливих кодів сучасна практика надає перевагу циклічним (БЧХ) кодам, які характеризуються простотою реалізації і високим коректувальними можливостями. При визначенні кратностей помилок, які повинен виявляти код, слід орієнтуватися на найбільш ймовірні помилки або на задану величину ймовірності невиявлених помилок – на основі цих даних і визначаються кратності помилок, що підлягають виявленню. Відповідні данні можуть бути отримані на основі розрахунків з використанням певної математичної моделі каналу зв'язку, уточнені моделюванням тракту обробки і передачі сигналу та перевірені експериментально, якщо це можливо.

Найпростіша система з виявленням помилок – це система з використанням кодів з перевіркою на парність. Додавляючи один розряд з перевіркою на парність, система забезпечує виявлення 50% усіх помилок (непарної кратності) у кодовій комбінації. Такі коди найбільше використовуються для внутрішньої діагностики апаратури (комп'ютерів), коли в результаті обробки сигналів пристроями апаратури

можуть виникнути помилки. Якщо на основі якихось процесів переважають парні помилки, то слід використати код з перевіркою на непарність. Зазначені коди можуть використовуватись і для кодування сигналів, що передаються по каналу зв'язку, або для утворення більш складних кодів, зокрема, матричних (ітеративних), коректувальні властивості яких вищі.

Коди з виправленням помилок використовуються в системах, де зворотний зв'язок не передбачений, зокрема, у системах пейджингового зв'язку, системах далекого космічного зв'язку (міжпланетні станції), ін. На практиці кратність виправлених помилок не перевищує, як правило, 3, що пов'язано з ускладненням декодування при довгих кодових комбінаціях n . Для виправлення однократних помилок найкращим є код Хеммінга при всіх довжинах кодових комбінацій n . Цей код відноситься до класу досконалих кодів, і ніякий інший код не може бути простішим у режимі виправлення однократної помилки. Для виправлення двократних помилок при довжині кодових комбінацій $n \leq 24$ може бути використаний другий досконалий код, із двох відомих, – це код Голея, який відомий у 2-х варіантах – (23, 11), (24, 12). Для інших значень n та інших кратностей помилок доцільно використовувати коди БЧХ, для яких детально розроблені таблиці, що дозволяють вибрати породжувальні поліноми $g(x)$, побудувати коди, кодувальні і декодувальні пристрої.

Для виправлення пакетів помилок використовують коди Ріда-Соломона (РС-коди) та згорткові коди. Крім цього, ці коди використовуються для побудови каскадних кодів, використання яких доцільно в каналах (лініях) зв'язку з високим рівнем завад, що актуально для ліній зв'язку військового призначення, які можуть подавлені системами РЕБ противника. Як правило, каскадні коди складаються із двох ступенів кодування – спочатку одним кодом (зовнішнім), потім закодована послідовність розділяється на коротші послідовності, які кодуються другим кодом (внутрішнім). Внутрішній код виправляє помилки малої кратності ($t = 1, 2, 3$) і виявляє частину помилок вищої кратності, а зовнішній код виправляє пакети помилок, що виявив

внутрішній код, а також пакети, які він виявив за рахунок своїх можливостей. На практиці зовнішнім кодом використовують, як правило, код Ріда-Соломона, а внутрішнім – БЧХ, згортковий, Хеммінга. РС-коди і згорткові коди мають високоєфективні, але складні алгоритми декодування, зокрема, при декодуванні згорткових кодів використовується алгоритм Вітербі, є оптимальним, але складним у реалізації і потребує високошвидкісного мікропроцесора та великої пам'яті. Результатом симбіозу різних алгоритмів є турботоди, які ефективні на лініях зв'язку з високим рівнем завад ($p=10^{-2}$ - 10^{-1}) і дозволяють наблизити пропускну здатність за таких умов до границі Шеннона.

Використання кодів з виправленням і виявленням помилок має місце при побудові каскадних кодів, а також при кодуванні цифрових сигналів у каналах середньої якості, де найбільш ймовірні помилки малої кратності ($t=1,2$), а характер повідомлення має внутрішню надмірність, яка дозволяє зкорегувати помилки вищої кратності, на наявність яких покаже код. Така можливість реалізована у системах пейджингового зв'язку при передачі мовного сигналу. Код виправляє помилки малої кратності та виявляє вищої кратності, які відображаються у вигляді пропусків у словах та реченнях. А натуральна (природна) надмірність мови дає можливість абоненту відновлювати слова та речення.

1.3. Аналіз методів забезпечення достовірності інформації в системах безпроводового зв'язку

В технічних додатках під системою зазвичай розуміють сукупність елементів, що взаємодіють між собою в процесі функціонування пристрою, що виконує певну поставлену задачу. Повне представлення про характер системи можна отримати спостерігаючи за нею, тим самим виділяючи у неї певні властивості [111].

В процесі розробки системи постає задача зробити її оптимальною у певному сенсі. Під цим розуміється розробка, синтез такої системи, в процесі роботи якої забезпечувалось би екстермальне (максимальне або мінімальне, в за

лежності від поставленої задачі) значення показника якості роботи або критерію, який повинен характеризувати ефективність поставлених перед ним задач.

Процедура оптимізації по критерію оптимальності може здійснюватись різними методами, на основі застосування різноманітного математичного апарату. Вибір метода залежить від властивостей математичної моделі, що описує роботу системи, від різних обмежень на множину оптимізуючих параметрів, від сукупності параметрів, які піддаються оптимізації.

Виділимо ряд ознак, які найбільше впливають на методи оптимізації системи або процеси, що відбуваються в ній.

До числа таких ознак віднесемо:

- тип системи;
- властивості моделі. Під моделлю системи мається на увазі її математичний опис, що характеризує залежність вихідних характеристик системи від вхідної інформації. Моделі систем можуть описуватись досить різноманітно та представляти диференціальні та інтегральні рівняння, рекурентні та алгебраїчні відношення і т.д;

- умови роботи системи. Система може працювати в умовах наявності повної інформації або в умовах, коли інформація носить випадковий, стохастичний характер. В останньому випадку оптимізація виконується в умовах невизначеності, рівні якої можуть бути різними. Можливий варіант, коли є деяка апріорна інформація про ймовірнісні характеристики сигналів та завад, але можливий і варіант, коли про вхідну інформацію, про зовнішні впливи, які діють на систему, нічого невідомо;

- характер інформації. В залежності від виду інформації системи класифікують, як дискретні, неперервно-дискретні, неперервні.

У підсумку, для того, щоб коректно сформулювати задачу оптимізації системи або процесу, що відбувається в системі, необхідно мати відомості про вимоги, пред'явлені до системи та особливості її роботи.

На Рис. 1.3 представлений процес оптимізації.

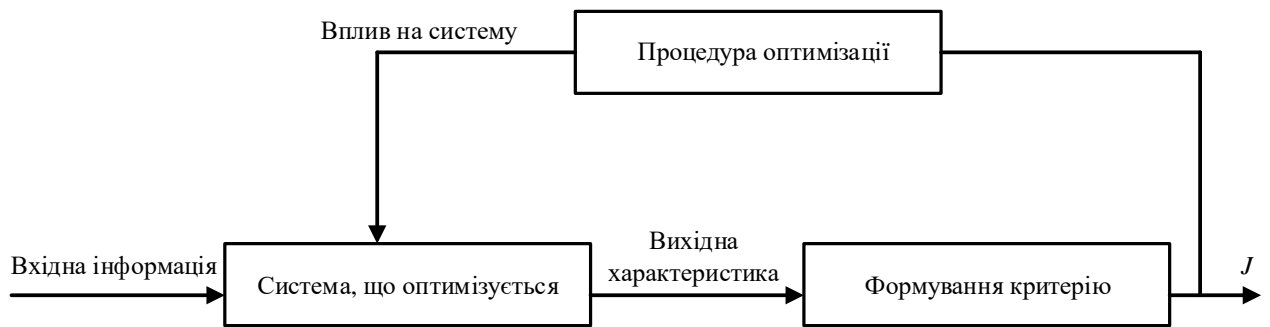


Рис. 1.3. Процес оптимізації системи

Якість системи характеризується деяким числовим показником J , який потрібно в результаті оптимізації довести до екстремуму, наприклад, до максимуму. По відомому значенню критерія в залежності від методу оптимізації здійснюється направлений вплив на систему (параметри, характеристики), який повинен привести до досягнення максимуму J .

Показник системи в загальному випадку залежить від двох факторів:

- від заданих характеристик системи, що не піддаються процедурі оптимізації $\alpha = \{\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n\}$;
- від характеристик, визначених в процесі оптимізації, які називатимемо вектором керування $u = \{u_1, u_2, \dots, u_n\}$.

Взагалі, J залежить від вхідної інформації та початкового стану системи.

Класифікація об'єктів оптимізації представлена на Рис. 1.4.

До статичних об'єктів оптимізації відносять зазвичай прилади, що розробляються, системи, в яких оптимізації по заданому критерію піддаються будь-які характеристики або параметри, що використовуються розробником.

До динамічних об'єктів оптимізації відносять процеси та системи, робота яких оцінюється в часі, що заданий явно або неявно: наприклад процеси передачі та прийому інформації в системах з турбокодами.

До детермінованих об'єктів відносять статичні та динамічні об'єкти, характеристики та параметри яких повністю та однозначно визначені в даний момент часу. Об'єкти оптимізації є ймовірнісними, якщо хоча б одна характеристика, що бере участь у задачі оптимізації чи параметр мають ймовірнісну природу.

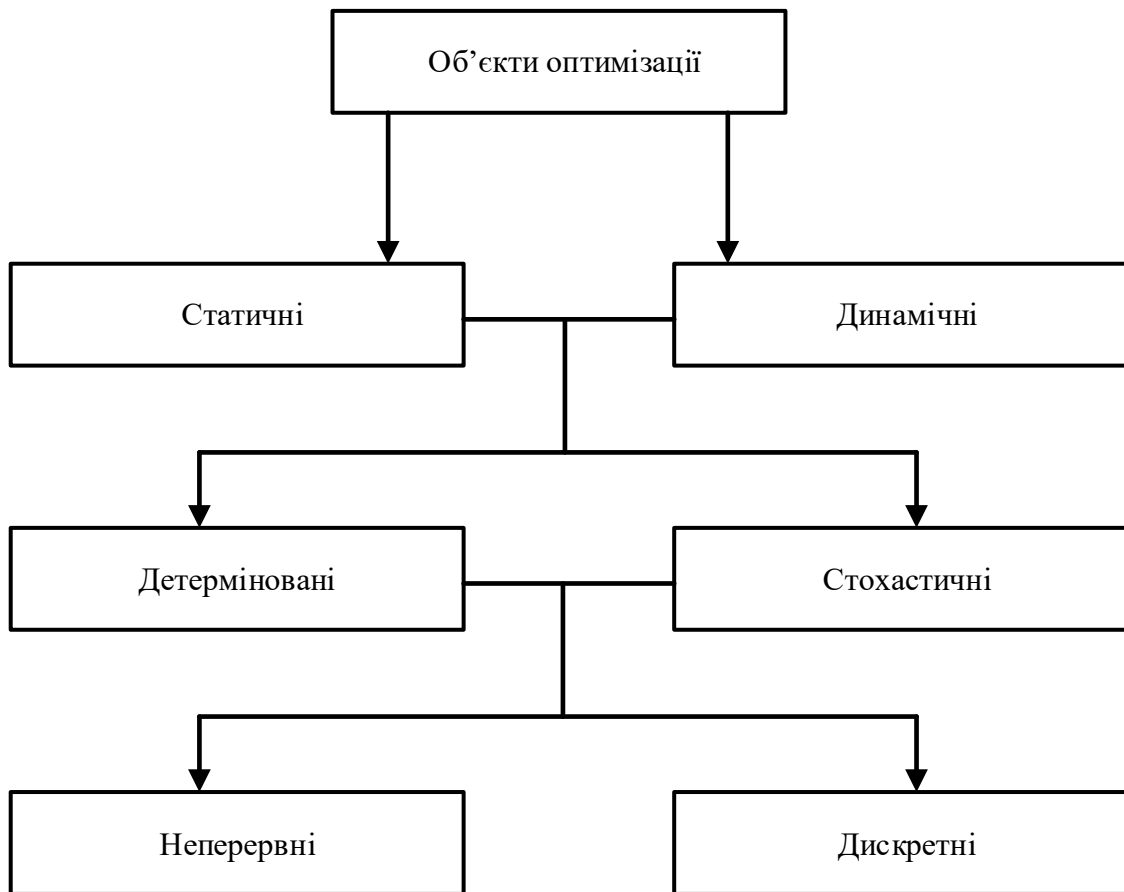


Рис. 1.4. Класифікація об'єктів оптимізації

Об'єкти оптимізації можуть бути детермінованими або ймовірнісними.

Об'єкт оптимізації може бути дискретним або неперервним. В якості прикладу неперервного об'єкта оптимізації можна привести процес передачі та прийому телевізійного сигналу. Прикладом дискретного об'єкта оптимізації може слугувати процес передачі та прийому цифрової інформації.

Постає питання оптимального вибору метода оптимізації для вирішення конкретної задачі.

Методи оптимізації можуть бути класифіковані наступним чином:

- засновані на застосуванні класичних математичних методів;
- засновані на застосуванні принципу максимуму;
- засновані на застосуванні лінійного та нелінійного дискретного програмування;
- засновані на застосуванні динамічного програмування;
- засновані на градієнтних методах;
- спеціальні методи оптимізації;

- методи оптимізації графів та граф-мереж;
- методи оптимізації в умовах невизначеності.

Вибір класу методів оптимізації для вирішення конкретної задачі залежить в основному від наступних факторів: від приналежності об'єкта оптимізації до того чи іншого класу, від способу задання критерія оптимізації, від складності реалізації моделі об'єкта. Але вибір методу оптимізації є досить суб'єктивним.

Адаптивна передача, яка потребує точних оцінок каналів у приймачі, і надійний зворотний зв'язок між приймачем і передавачем, вперше був запропонований наприкінці 60-х років ХХ сторіччя [112]. Інтерес до цих методів був короткочасним, в тому числі, через апаратні обмеження та відсутність хороших методів оцінки каналів та систем, орієнтованих на двоточкові радіолінії без зворотнього зв'язку передавача. Той факт, що ці проблеми мають менший вплив в сучасних системах в поєднанні зі зростаючим попитом на спектрально-ефективний зв'язок, зріс інтерес до методів адаптивної модуляції. Основною ідеєю адаптивної передачі є підтримка постійного значення сигнал/шум шляхом зміни рівня потужності [112], швидкості передачі символів [113], розміру решітки [114-116], швидкості та схеми кодування [117] або будь-якої комбінації цих параметрів [118-120]. Таким чином, без збільшення ймовірності помилки, ці схеми забезпечують високу середню спектральну ефективність в сприятливих умовах каналу і зниження пропускну здатності при погіршенні каналу. Адаптивні методи також використовуються для високошвидкісних модемів [121, 122], супутникових каналів [123-125] і для мінімізації спотворень або задоволення вимог до якості обслуговування в бездротових додатках [126, 127].

В роботі [128] представлений адаптивний алгоритм оптимізації значення відношення сигнал/шум, модуляції та кодових конструкцій при сталій швидкості кодування завадостійкого коду для систем 3GPP LTE. В залежності від значень функцій відображення з довідкової таблиці, отриманої в результаті моделювання, вибираються параметри модуляції, кодових конструкцій та

значення сигнал/шум. При цьому розглядаються канали з білим гаусівським шумом.

В роботі [129] представлений алгоритм адаптації швидкості кодування завадостійкого коду для Wi-Fi технологій. Алгоритм базується на оцінці мінімальної відстані між найближчими точками решітки. В залежності від значення змінюється швидкість кодування та регулюється мінімальна відстань між точками.

В роботі [130] представлений алгоритм адаптації швидкості кодування та модуляції для мобільних систем зв'язку. В залежності від значення відношення сигнал/шум змінюється швидкість кодування та модуляція. При цьому розглядаються канали з білим гаусівським шумом.

Найбільш поширеними методами для адаптації є градієнтні методи. Більш детально розглянемо градієнтні методи та методи оптимізації в умовах невизначеностей. Ці методи ефективні в поєднанні з завадостійким кодуванням.

1.3.1. Градієнтні методи

Методами пошуку називають методи знаходження оптимального значення довільної функції Q , відносно якої ми не маємо повних даних. Якщо функція Q , яку ми оптимізуємо відома не повністю або її вид невідомий зовсім та є можливість лише обчислити або виміряти значення функції в окремих точках, то процес знаходження її оптимального значення пов'язаний з експериментом, оскільки лише з його допомогою можна отримати більш конкретні дані про неї. Такого роду функції зустрічаються і в теоретичних дослідженнях, коли математичний вираз функції критерію оптимізації є досить складним і розрахунок її значень можливий лише за допомогою використання потужних процесорів [131].

Таким чином, під задачею пошуку будемо розуміти знаходження оптимального значення невідомої функції $Q(x_1, \dots, x_n)$ або таких значень змінних x_1^*, \dots, x_n^* , які відповідають оптимальному значенню функції

$Q^* = Q(x_1^*, \dots, x_n^*)$. При цьому аналітична залежність між функцією критерія та змінними керування $x_i (i = \overline{1, n})$ або невідома, або дуже складна.

Під градієнтними методами оптимізації розуміють такі методи, в яких напрямок руху до точки екстремуму функції критерія Q визначається з точністю до знака напрямом градієнта цієї функції.

Градієнтні методи оптимізації полягають в побудові мінімізованої послідовності X^0, X^1, \dots, X^r за формулою:

$$X^{r+1} = X^r - \alpha \nabla(X^r), \quad (1.6)$$

, де $\nabla(X) \in G$ - градієнт функції $Q(X)$ в точці X .

Задачі нелінійного програмування, які вирішуються методами пошуку, можна класифікувати по числу незалежних змінних $x_i \in X$, як одномірні ($i = 1$) та багатомірні ($i = \overline{1, n}; n \geq 2$).

До одномірних задач оптимізації відносяться такі методи: метод “золотого перерізу”, метод дихотомії та ін. Градієнтні методи пошуку дозволяють створювати процедури пошуку як для одномірних так і для багатомірних задач оптимізації.

Основною властивістю задач, які вирішуються градієнтними методами пошуку є наявність обмежуючих умов. Задача при цьому формулюється наступним чином: нехай система, що оптимізується характеризується деякою залежністю між вихідною величиною Q та вхідними змінними $Q = Q(x_1, \dots, x_n)$, при чому вид функції Q може бути заздалегідь невідомим. Потрібно знайти таку сукупність змінних $x_i, i = \overline{1, n}$, для котрої величина Q мінімальна, а допустимі значення змінних x_i , задовільняє системі нерівностей $H_j(x_1, \dots, x_n) \leq 0, (j = \overline{1, m})$.

Градієнтні методи пошуку більшою частиною є ітераційними, тобто будується послідовність наближень X_0, X_1, \dots , що сходяться до точки $\min Q$.

Ітераційні методи називаються p -кроковими, якщо при побудові чергової ітерації використовуються результати p -попередніх. Більшість відомих методів є однокроковими, хоча зустрічаються нулькрокові, двохкрокові і т.д.

Однокроковими градієнтними методами називають методи, в яких на кожному кроці для визначення напрямку пошуку використовується тільки градієнт функції Q . Прикладами однокрокових методів є метод градієнта та метод найшвидшого спуску.

В деяких методах використовується лише значення функції Q , але не її похідних. Це нулькрокові методи.

Якщо є декілька екстремумів, то в цьому випадку необхідно приймати спеціальні заходи для надійного виявлення не локального, а глобального екстремуму.

1.3.1.1. Методи, які засновані на пошуку градієнта функції

Нехай задана функція критерію $Q(x_1, \dots, x_n)$ та відомі початкові значення параметрів оптимізації $\{x_1^0, \dots, x_n^0\}$. Потрібно визначити мінімальне значення функції Q^* та координати точки мінімуму $\{x_1^*, \dots, x_n^*\}$ [131].

Сутність метода градієнта вирішення поставленої задачі полягає в наступному:

- 1) Визначається напрямок градієнта функції Q , тобто напрямок її найшвидшої зміни, в точці $\{x_2^0\}$.
- 2) Здійснюється переміщення з точки $\{x_1^0\}$ в точку $\{x_2^1\}$ у напрямку, протилежному напрямку градієнта Q .
- 3) В точці $\{x_2^1\}$ визначається новий напрямок й здійснюється переміщення в точку $\{x_i^2\}$ і т.д. до тих пір, поки не буде виконано деяка умова закінчення пошуку.

На Рис. 1.5 зображена геометрична інтерпретація пошуку методом градієнта. Початкове рішення $\{x_1^0\}$ знаходиться в допустимій області, тобто

$x_i^0 \in G, (i = \overline{1, n})$. Функція $Q(x_1, \dots, x_n)$ унімодальна, тобто має один екстремум. На змінні x_i не накладено ніяких обмежень.

На Рис. 1.5 зображені лінії рівня функції $Q(Q^r = const, Q^0 > Q^1 > Q^2 > \dots)$. Точка M відповідає мінімуму функції Q , тобто $Q^* = Q(M)$.

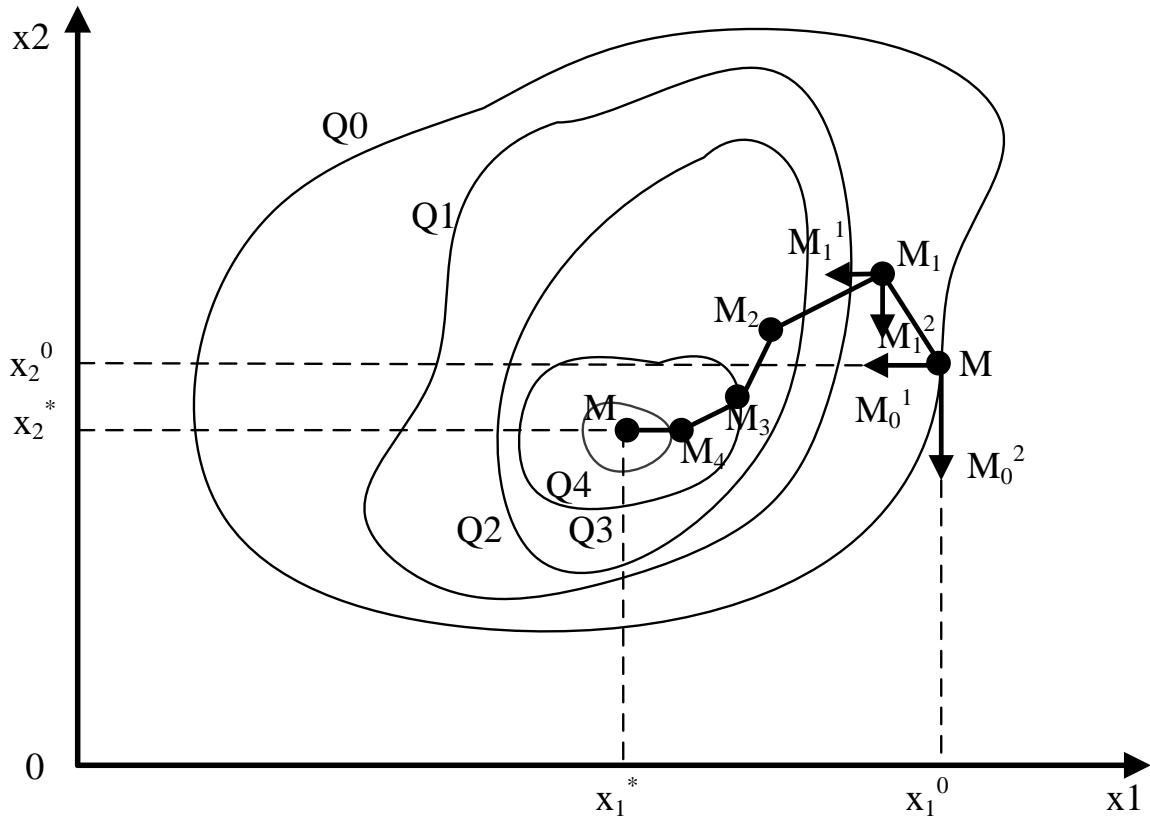


Рис. 1.5. Метод градієнта

Градiєнт функції $Q(X)$ (позначається $grad Q$ чи ∇Q) є вектор, прикладений до точки X , який має напрямок нормалі η до поверхні рівня функції в даній точці у сторону зростання Q та довжину, рівну $\partial Q / \partial \eta$.

Вектор градієнта функції Q в точці $M_r(x_1^r, \dots, x_n^r)$ виражається формулою:

$$grad Q^r = \sum_{i=1}^n \frac{\partial Q}{\partial x_i} j_i, \quad (1.7)$$

де j_i – ортогональні одиничні вектори осей координат; $\partial Q / \partial x_i$ – значення відповідних часткових похідних.

Для побудови алгоритма пошуку важливо визначити умови закінчення процесу пошуку. В якості таких умов можуть бути наступні умови:

1. Пробні збільшення змінних x_i^r в точці M_r обох знаків призводять до позитивного приросту функції Q , тобто $\Delta Q_{i,+\Delta x} \geq 0$; $\Delta Q_{i,-\Delta x} \geq 0$, ($i = \overline{1, n}$).

2. Задовольняються відповідні аналітичні необхідні та достатні умови існування мінімуму функції Q : $grad Q = 0$; $\frac{\partial^2 Q}{\partial x_i^2} \geq 0$, ($i = \overline{1, n}$).

3. Наближене значення $grad Q$ по модулю не перевищують деякої заздалегідь заданої позитивної величини ε , тобто $|grad Q| \leq \varepsilon$.

1.3.1.2. Метод найшвидшого спуску

Сутність метода найшвидшого спуску мінімізації функції Q полягає в наступному [131]:

- 1) Визначається градієнт функції Q в початковій точці $\{x_i^0\}$.
- 2) Здійснюється переміщення вздовж напрямку направленному по антиградієнту функції Q в точці $\{x_i^0\}$ до тих пір, поки функція Q не досягне мінімуму на цій прямій.
- 3) Визначається новий напрямок $grad Q$ та здійснюється рух у новому напрямку до досягнення $min Q$ і т.д. до виконання умови закінчення пошуку.

На Рис. 1.6 зображена геометрична інтерпретація процесу пошуку методом найшвидшого спуску.

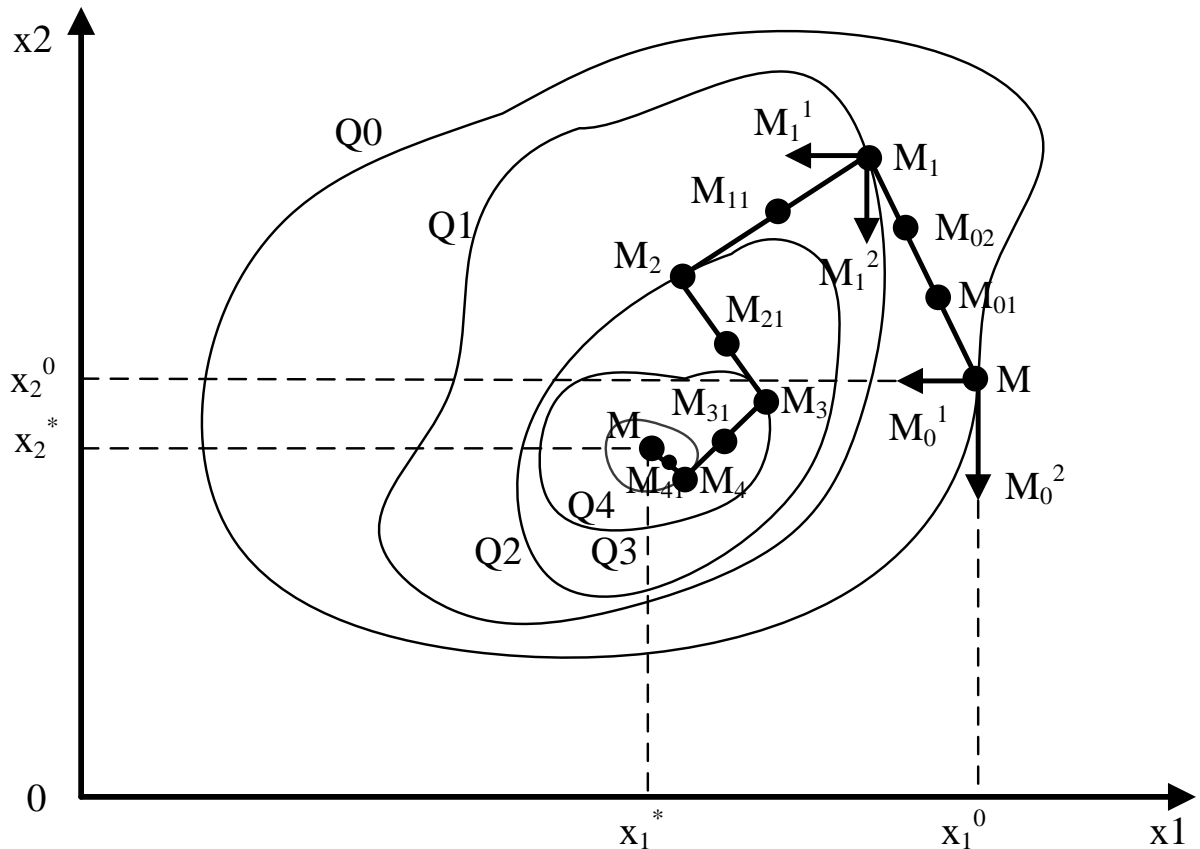


Рис. 1.6. Метод найшвидшого спуску

1.4 Формулювання наукової задачі й часткових завдань дослідження

Проведений у підрозділі 1.3 роботи аналіз методів забезпечення достовірності інформації в системах безпроводового показує, що науково-прикладна задача, яка вирішується в дисертаційній роботі, полягає у забезпеченні достовірності передачі інформації в системах безпроводового зв'язку в умовах апіорної невизначеності за рахунок розроблення методів багаторівневої параметричної адаптації турбокодів.

При цьому об'єктом дослідження в дисертаційній роботі є процеси формування і переробки кодованих даних у безпроводових інформаційно-телекомунікаційних системах, а предметом дослідження – методи забезпечення достовірності інформації у безпроводових системах передачі даних.

Таким чином, метою дисертаційної роботи є підвищення ефективності безпроводових систем передачі даних в умовах апіорної невизначеності через

забезпечення достовірності інформації за рахунок створення інформаційної технології і методів, що використовують багаторівневу параметричну адаптацію кодових конструкцій турбокоду. Вирішення сформульованої науково-прикладної задачі доцільно реалізувати поетапно.

На першому етапі слід розробити метод адаптивного вибору параметрів *S*-випадкового перемежувача в безпроводових засобах передачі даних для забезпечення достовірності передачі інформації.

На другому етапі буде розроблено модифікований метод формування гібридного запиту на повторну передачу в умовах невизначеності.

На третьому етапі доцільно розробити метод багаторівневої адаптації кодеків турбокоду в безпроводових засобах передачі даних.

На четвертому етапі для перевірки ефективності отриманих результатів слід розробити імітаційну модель процесу функціонування безпроводової системи передачі даних з врахуванням впливу навмисних завад.

Запропоновані результати в сукупності створять інформаційну технологію забезпечення достовірності передачі інформації в умовах апріорної невизначеності за рахунок багаторівневої параметричної адаптації кодових конструкцій.

Висновки за розділом 1

1. Аналіз сучасного стану та методів забезпечення достовірності інформації безпроводових систем передачі даних показав, що перспективним напрямком вирішення задачі забезпечення достовірності інформації в умовах апріорної невизначеності є застосування параметричної адаптації кодових конструкцій турбокодів.

2. Метою дисертаційної роботи є підвищення ефективності безпроводових систем передачі даних в умовах апріорної невизначеності через забезпечення достовірності інформації за рахунок створення інформаційної технології і методів, що використовують багаторівневу параметричну адаптацію кодових конструкцій турбокоду.

3. Для досягнення мети дисертаційної роботи необхідно вирішити науково-прикладну задачу, яка полягає у забезпеченні достовірності інформації систем передачі даних в умовах апіорної невизначеності за рахунок розроблення багаторівневої параметричної адаптації кодових конструкцій на основі турбокодів.

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

Основні результати розділу опубліковані у [53, 56].

РОЗДІЛ 2. МАТЕМАТИЧНА МОДЕЛЬ ПАРАМЕТРИЧНОЇ АДАПТАЦІЇ КОДОВИХ КОНСТРУКЦІЙ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ В БЕЗПРОВОДОВИХ ЗАСОБАХ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ

2.1. Аналіз основних алгоритмів декодування турбокодів

Ефективність турбокодів головним чином залежить від розроблених для них алгоритмів декодування. Як правило, основою декодування коригуючих кодів є обчислення та порівняння ймовірнісних характеристик кодів слів, а для згорткових кодів – це різні шляхи на решітчастій діаграмі. Якщо є інформація про надійність отриманого повідомлення до його декодування, то така інформація є апіорною і їй відповідає логарифм відношення апіорної ймовірності. Якщо такої інформації немає, то використовується тільки апостеріорна інформація. Під час декодування турбокодів істотним є використання і апіорної, і апостеріорної інформації[66, 104].

Однією з головних особливостей декодування турбокодів є використання принципу ітеративного декодування. При цьому експериментально визначено, що найкращі результати отримуються у схемі, що має зворотній зв'язок, коли інформація в м'якому вигляді з виходу останнього декодера надходить на вхід першого декодера.

На Рис. 2.1 наведена структурна схема декодера турбокоду, що складається з двох декодерів, двох перемежувачів і двох деперемежувачів. Перемежувачі подібні тим, що використовує кодер; деперемежувачі виконують операцію, яка зворотня операції перемеження.

У першого декодера на Рис. 2.1 є тільки один вихід, на який надходить зовнішня "інформація", одержана в процесі декодування. Зовнішня "інформація", являється величиною, модуль якої пропорційний правдоподібності цього символу, а знак відповідає значенню цього символу: + – (1) або - – (0).

Зовнішня "інформація" про декодований символ, що утворюється елементарним декодером, піддається перестановці. Тому, вона є

некорельованою з символами у каналі на вході декодера і може бути визначена, як апріорна.

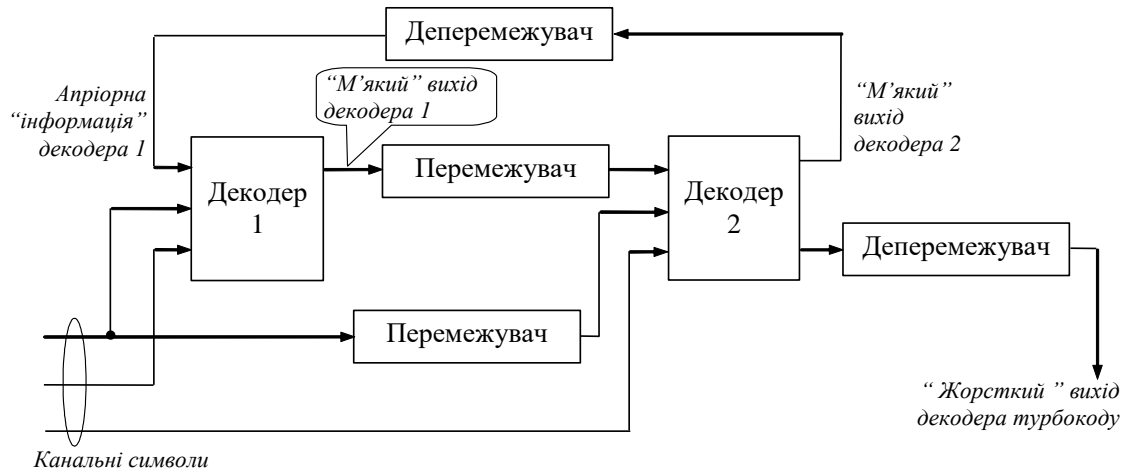


Рис. 2.1. Структурна схема декодера турбокоду із швидкістю 1/3

На Рис. 2.2 і 2.3 показані рекурсивний систематичний згортковий кодер, визначений поліноміальними генераторами $G(D) = [1, 5/7]$ у вісімковій формі, та його решітчаста діаграма станів.

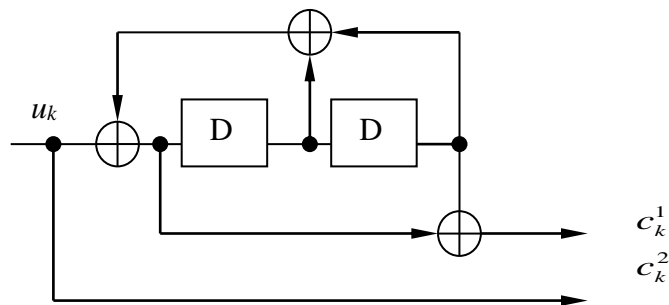


Рис. 2.2. РСЗК виду $[1, 5/7]$, кількістю комірок пам'яті 2

У момент часу k u_k – біт кодера, що надходить, c_k – кодовий символ, y_k – прийнятий символ з виходу демодулятора на вхід декодера.

Внесемо позначення:

N – передаваний розмір кадра символів;

k – індекс моменту часу, $k \in \overline{1, N}$;

$c_k = \{c_k^1, c_k^2, \dots, c_k^q\}$ – кодовий символ, що формується РСЗК,

$c_k^m \in (-1, 1)$, $m \in (1, q)$;

$x_k = (x_k^{1,s}, x_k^{2,p}, x_k^{3,p}, \dots, x_k^{q,p}), \{x_k^{1,s}, x_k^{2,p}, x_k^{3,p}, \dots, x_k^{q,p}\} \in (-A, A)$ – модульований

СИМВОЛ;

A – каналний коефіцієнт, для каналу з АБГШ $A = 1$;

$y_k = (y_k^{1,s}, y_k^{2,p}, y_k^{3,p}, \dots, y_k^{q,p})$ – прийнятий символ;

$y_1^N = (y_1, y_2, \dots, y_N)$ – один кадр прийнятого символу.

Решітчаста діаграма має чотири параметри u_k, c_k, s' і s . Позначимо попередній стан решітчастої діаграми, як $S_{t-1} = s'$, а поточний стан діаграми – $S_t = s$.

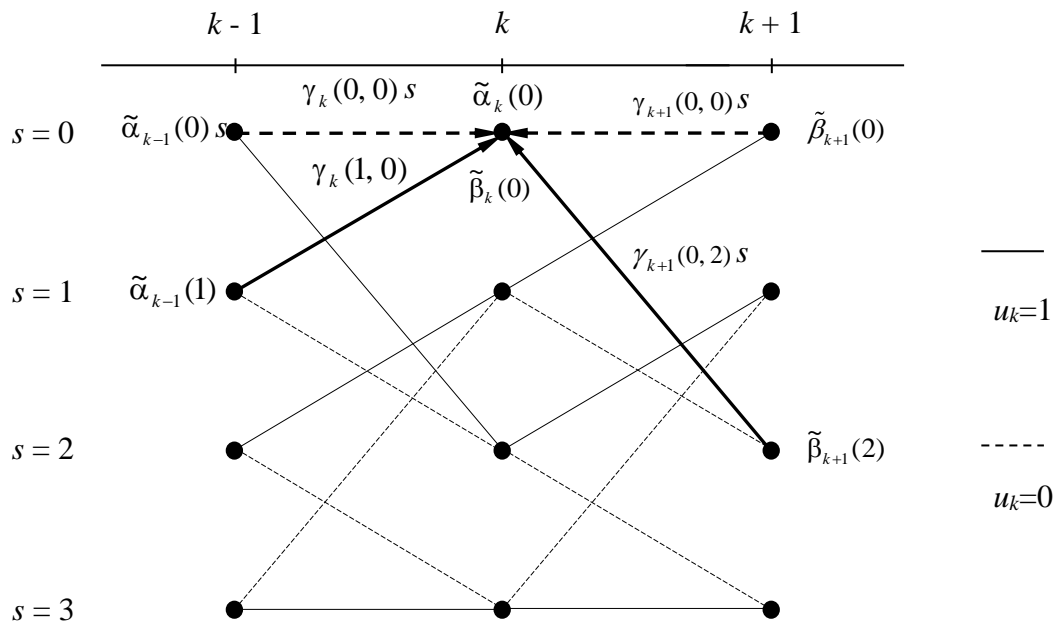


Рис. 2.3. Решітчаста діаграма РСЗК виду (1, 5/7)

На Рис. 2.3:

$i \in (1, 2^M)$ – індекс стану решітчастої діаграми РСЗК, $S = \{s_i, i \in (1, 2^M)\}$.

M – кількість регістрів пам'яті РСЗК, $M = K - 1$, де K – ліміт довжини РСЗК.

$s' = s_{k-1}$ – стан решітки для моменту часу $k-1$, $s' \in S$.

$s = s_k$ – стан решітки для моменту часу k , $s \in S$.

Спільна ймовірність для двох подій A та B позначається, як $P(A,B)$ та визначається як:

$$P(A,B) = P(A)P(B/A) , \quad [A]$$

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

$$P(A) = \sum_B P(A, B), \quad [C]$$

$$P(A/B) = P(A), \quad [D]$$

$$P(AB) = P(A)P(B). \quad [E]$$

2.1.1. Алгоритм декодування по максимуму апостеріорної ймовірності MAP

У 1974 році Балом був представлений алгоритм декодування по максимуму апостеріорної ймовірності MAP (maximum a posteriori probabilities), який здійснює обчислення апостеріорної ймовірності кожного декодованого символу. Алгоритм мінімізує ймовірність бітової помилки для і є оптимальним в цьому сенсі. Виграш алгоритму MAP у порівнянні з алгоритмом Вітерби при декодуванні згорточних кодів є невеликим. Через складність своєї реалізації, алгоритм MAP був довгий час незатребуваним, і тільки з появою турбокодів з'явився інтерес до алгоритма MAP.

Для випадкової змінної u_k логарифмічне відношення функцій правдоподібності (ЛВФП) $L(u_k)$ визначається так:

$$L(u_k) \triangleq \log\left(\frac{P(u_k = 1 / y_1^N)}{P(u_k = 0 / y_1^N)}\right). \quad (2.1)$$

За знаком $L(u_k)$, можна прийняти рішення, а саме

$$\tilde{y}_k = \text{sign}[L(u_k)]. \quad (2.2)$$

З врахуванням [A] і [C], вираз (2.1) можна переписати таким чином:

$$L(u_k) = \log\left(\frac{P(u_k = 1, y_1^N) / P(y_1^N)}{P(u_k = 0, y_1^N) / P(y_1^N)}\right) = \log\left[\frac{\sum_{s'} P(s_{k-1} = s', u_k = 1, y_1^N) / P(y_1^N)}{\sum_{s'} P(s_{k-1} = s', u_k = 0, y_1^N) / P(y_1^N)}\right]. \quad (2.3)$$

Перехід по решітчастій діаграмі для s_k буде однозначно визначений, якщо використовувати пару (s_{k-1}, u_k) , де сума по s' в чисельнику еквівалентна сумі по u^+ для переходів з попереднього стану $S_{i-1} = s'$ в поточний $S_i = s$, викликаних інформаційним символом $u_i = +1$ і, еквівалентна в знаменнику, сумі по u^- для переходів, викликаних інформаційним символом $u_i = -1$.

Отриманий символ можна розбити на три складові частини. У першій частині міститься спостереження перед моментом часу k , у другій частині – поточне спостереження, у третій частині – спостереження після моменту часу k :

$$y_1^N = \{y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N\}. \quad (2.4)$$

Підставивши (2.4) в (2.3), отримаємо:

$$L(u_k) = \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', u_k = 1, y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', u_k = 0, y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N) / P(y_1^N)} \right], \quad (2.5)$$

де $\sum_{u^+}()$ – сума по всім можливим переходам (s_{k-1}, s_k) у момент часу k , викликаних бітом $u_k = 1$, і $\sum_{u^-}()$ – сума по всім можливим переходам (s_{k-1}, s_k) у момент часу k , викликаних бітом $u_k = 0$.

Використовуючи формулу [А], спільна ймовірність у (2.5) перетвориться в умовну ймовірність.

$$\begin{aligned} L(u_k) &= \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 1, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 0, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) / P(y_1^N)} \right] = \\ &= \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 1, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 0, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') / P(y_1^N)} \right]. \end{aligned} \quad (2.6)$$

Використовуючи формулу [В], отримаємо:

$$\begin{aligned} P(u_k = u, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') &= P(y_{k+1}^N / s_{k-1} = \\ &= s', u_k = u, y_k) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= P(y_{k+1}^N / s_k = s) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s'). \end{aligned} \quad (2.7)$$

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

Підставивши (2.7) в (2.6), маємо:

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

Обчислення $\alpha_k(s)$, $\beta_{k-1}(s')$, $\gamma_k(s', s)$.

$\gamma_k(s', s)$ – це умовна ймовірність існування переходу зі стану s_{k-1} в стан s_k , викликаний u_k . Використовуючи формулу [В], $\gamma_k(s', s)$ може бути визначена наступним чином:

$$\begin{aligned} \gamma_k(s', s) &\triangleq P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = P(y_k / s_{k-1} = \\ &= s', u_k = u)P(u_k = u / s_{k-1} = s') = P(y_k / c_k = c)P(u_k = u). \end{aligned} \quad (2.9)$$

$\alpha_k(s)$ – це спільна ймовірність стану s для моменту k . Використовуючи формулу [А] та [С], вираз для $\alpha_k(s)$ переписеться:

$$\begin{aligned} \alpha_k(s) &\triangleq P(s_k = s, y_1^k) = \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', u_k = u, y_1^{k-1}, y_k) = \\ &= \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1})P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) = \\ &= \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1})P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= \sum_{s'/s_k=s} \alpha_{k-1}(s')\gamma_k(s', s) = \sum_{s'} \alpha_{k-1}(s')\gamma_k(s', s), \end{aligned} \quad (2.10)$$

де $\sum_{s'/s_k=s}()$ – сума по всім можливим станам s_{k-1} , які закінчуються в стані $s_k = s$.

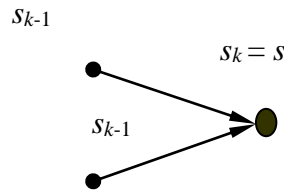


Рис. 2.4. Спільна ймовірність

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

$\beta_{k-1}(s')$ – умовна ймовірність у стані s' для моменту $k-1$. Її можна записати рекурсивно, як показано на Рис. 2.5:

$$\begin{aligned} \beta_{k-1}(s') &\triangleq P(y_k^N / s_{k-1} = s') = \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(u_k = u, y_{k+1}^N, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', u_k = u, y_k)P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(y_{k+1}^N / s_k = s)P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= \sum_{s/s_{k-1}=s'} \beta_k(s)\gamma_k(s', s), \end{aligned} \quad (2.11)$$

де $\sum_{s/s_{k-1}=s'}()$ – сума по всім можливим станам s , що починаються із стану $s_{k-1} = s'$.

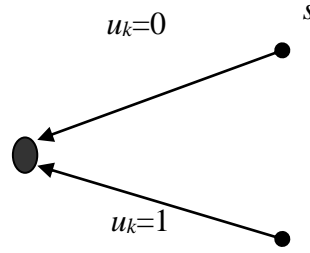


Рис. 2.5. Рекурсивний запис умовної вірогідності

$$\text{Початкова умова } \beta_N = \begin{cases} 1, & \text{якщо } s = 1 \\ 0, & \text{якщо } s \neq 1 \end{cases}$$

При апаратній реалізації для зменшення надмірності даних $\alpha_k(s)$ та $\beta_{k-1}(s')$ мають бути нормалізовані відносно y_1^N , а саме, мають бути розділені на $P(y_1^N)$, де

$$P(y_1^N) = P(y_1^{k-1})P(y_k^N / y_1^{k-1}). \quad (2.12)$$

З врахуванням нормалізації (2.8) запишеться в наступним чином:

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

Розділивши $\tilde{\alpha}_{k-1}(s') \triangleq \frac{\alpha_{k-1}(s')}{P(y_1^{k-1})}$, $\tilde{\beta}_k(s) \triangleq \frac{\beta_k(s)}{P(y_k^N / y_1^{k-1})}$, отримаємо

$$L(u_k) = \log \left[\frac{\sum_{u^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{u^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)} \right]. \quad (2.14)$$

Так як

$$P(y_1^k) = \sum_s P(s_k = s, y_1^k) = \sum_s \alpha_k(s). \quad (2.15)$$

Розділимо $\alpha_k(s)$ на $P(y_1^k)$, в результаті отримаємо:

$$\begin{aligned}
\tilde{\alpha}_k(s) &\triangleq \frac{\alpha_k(s)}{P(y_1^k)} = \frac{P(s_k = s, y_1^k)}{\sum_s P(s_k = s, y_1^k)} = \frac{\alpha_k(s)}{\sum_s \alpha_k(s)}, \\
&= \frac{\sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)} = \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}.
\end{aligned} \tag{2.16}$$

$P(y_1^N)$ можна представити, як

$$P(y_1^N) = P(y_1^{k-1}, y_k^N) = P(y_1^{k-1}) P(y_k^N / y_1^{k-1}) = P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2}) P(y_1^{k-2}). \tag{2.17}$$

З урахуванням (2.10), (2.15) і (2.17), отримаємо

$$\begin{aligned}
P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2}) &= P(y_1^{k-1}) \frac{P(y_k^N / y_1^{k-1})}{P(y_1^{k-2})} \\
&= \sum_s \sum_{s'} \alpha_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) \frac{P(y_k^N / y_1^{k-1})}{P(y_1^{k-2})} \\
&= \sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) P(y_k^N / y_1^{k-1}).
\end{aligned} \tag{2.18}$$

Розділивши $\beta_{k-1}(s')$ на (2.18) і використовуючи (2.11), отримаємо

$$\begin{aligned}
\tilde{\beta}_{k-1}(s') &= \frac{\beta_{k-1}(s')}{P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2})} = \frac{\beta_{k-1}(s')}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) P(y_k^N / y_1^{k-1})} \\
&= \frac{\tilde{\beta}_{k-1}(s')}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s)} = \frac{\sum_s \tilde{\beta}_k(s) \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s)}.
\end{aligned} \tag{2.19}$$

З (2.9) видно, що $\gamma_k(s', s)$ містить дві складові.

Нехай $P(c_k^1 = -1) = P_-$ и $P(c_k^1 = 1) = P_+$. Використовуючи $P(c_k^1 = -1) + P(c_k^1 = 1) = 1$ та

$P(u_k) = P(c_k^1)$, ВИЗНАЧИМО

$$\begin{aligned}
L^e(u_k) &\triangleq \log \frac{P(u_k = 1)}{P(u_k = 0)} = \log \frac{P(c_k^1 = 1)}{P(c_k^1 = -1)} = \\
&= \log \frac{P(c_k^1 = 1)}{1 - P(c_k^1 = 1)} = L_a(c_k^1) = \log \frac{P_+}{P_-} = \log \frac{P_+}{1 - P_+},
\end{aligned} \tag{2.20}$$

$$P(c_k^1 = 1) = P_+ = \frac{\sqrt{\frac{P_-}{P_+}}}{1 + \frac{P_-}{P_+}} \sqrt{\frac{P_+}{P_-}} = \frac{\sqrt{\frac{P_-}{P_+}}}{1 + \frac{P_-}{P_+}} \left(\sqrt{\frac{P_+}{P_-}} \right)^{c_k^1}, \tag{2.21}$$

$$P(c_k^1 = -1) = P_- = \frac{\sqrt{\frac{P_-}{P_+}}}{1 + \frac{P_-}{P_+}} \left(\sqrt{\frac{P_+}{P_-}} \right)^{-1} = \frac{\sqrt{\frac{P_-}{P_+}}}{1 + \frac{P_-}{P_+}} \left(\sqrt{\frac{P_+}{P_-}} \right)^{c_k^1}. \tag{2.22}$$

Об'єднуючи (2.21) і (2.22), отримаємо

$$P(c_k^1) = \frac{e^{-\frac{L_u(c_k^1)}{2}}}{1 + e^{-L_u(c_k^1)}} e^{\frac{L_u(c_k^1)}{2} c_k^1} = A_k e^{\frac{L_u(c_k^1)}{2} c_k^1}, \quad (2.23)$$

де A_k – функція від $L_u(c_k)$ і $A_k = \frac{e^{-\frac{L_u(c_k^1)}{2}}}{1 + e^{-L_u(c_k^1)}}$.

Розглядаючи РСЗК з кодовою швидкістю $1/q$, ймовірність отримання символу y_k , при тому, що був переданий символ c_k , можна апроксимувати наступним чином:

$$\begin{aligned} P(Y = y_k / c_k) &= P(Y = y_k / u_k) \approx \lim_{\Delta \rightarrow 0} P(y_k \leq Y \leq y_k + \Delta / U = u_k) \\ &= \lim_{\Delta \rightarrow 0} p(y_k / u_k) \Delta = \lim_{\Delta \rightarrow 0} p(y_k / x_k) \Delta, \end{aligned} \quad (2.24)$$

де $p(y_k / x_k)$ – функція щільності розподілу ймовірності символу y_k за умови передачі символу x_k , Δ – довільне мале число, яким можна знехтувати при розрахунку. Оскільки $P(y_k / u_k)$ пропорційна $p(y_k / x_k)$, то можна записати:

$$\begin{aligned} P(y_k / u_k) &= P(y_k^{1,s}, y_k^{2,p}, y_k^{3,p}, \dots / c_k^1, c_k^2, c_k^3, \dots) = P(y_k^{1,s}, y_k^{2,p}, y_k^{3,p}, \dots / x_k^{1,s}, x_k^{2,p}, x_k^{3,p}, \dots) \\ &= P(y_k^{1,s} / x_k^{1,s}) P(y_k^{2,p} / x_k^{2,p}) P(y_k^{3,p} / x_k^{3,p}) \dots = P(y_k^{1,s} / x_k^{1,s}) \prod_{i=2}^q P(y_k^{i,p} / x_k^{i,p}). \end{aligned} \quad (2.25)$$

Оскільки застосовується канал без пам'яті,

$$\begin{aligned} P(y_k / u_k) &\propto e^{-\frac{(y_k^{1,s} - x_k^{1,s})^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} - x_k^{i,p})^2}{2\sigma_n^2}} = e^{-\frac{(y_k^{1,s})^2 + (x_k^{1,s})^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p})^2 + (x_k^{i,p})^2}{2\sigma_n^2}} \\ &= e^{-\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} = B_k e^{-\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}}, \end{aligned} \quad (2.26)$$

де $B_k = e^{-\frac{(y_k^{1,s})^2 + (x_k^{1,s})^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p})^2 + (x_k^{i,p})^2}{2\sigma_n^2}}$.

Об'єднуючи (2.23) і (2.26), вираз для $\gamma_k(s', s)$ запишеться наступним чином:

$$\gamma_k(s', s) = P(y_k / c_k = c) P(u_k = u) = B_k e^{-\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{i,p} x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} A_k e^{\frac{L_u(c_k^1)}{2} c_k^1}. \quad (2.27)$$

A_k і B_k при обчисленні можуть бути відкинуті. Для каналу з АБГШ

$$h_0^2 = \frac{E_b}{N_0} = \frac{E_c}{R \cdot N_0}, \quad (2.28)$$

де h_0^2 – відношення енергії біта до спектральної щільності потужності шуму, E_c – енергія кодового символу, E_b – енергія не кодованого біта. $E_c = R \times E_b$, та $\sigma_n^2 = \frac{N_0}{2} = \frac{E_c}{2 \cdot R \cdot h_0^2} = \frac{p}{2 \cdot h_0^2}$, $p \triangleq \frac{1}{R}$, припустимо, що $E_c=1$.

Замінюючи вираз для σ_n^2 в рівнянні (2.27), маємо

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

де

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

В результаті,

$$\begin{aligned}
 L(u_k) &= \log \left[\frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s',s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s',s) \tilde{\beta}_k(s)} \right], \\
 \tilde{\alpha}_k(s) &= \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s',s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s',s)}, \quad \tilde{\alpha}_0(s) = \begin{cases} 1, & \text{якщо } s=1 \\ 0, & \text{якщо } s \neq 1 \end{cases}, \\
 \tilde{\beta}_{k-1}(s') &= \frac{\sum_s \tilde{\beta}_k(s) \gamma_k(s',s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s',s)}, \quad \tilde{\beta}_N(s) = \begin{cases} 1, & \text{якщо } s=1 \\ 0, & \text{якщо } s \neq 1 \end{cases}, \\
 \gamma(s',s) &\propto \exp \left[\frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i \right) \right].
 \end{aligned}$$

Використовуючи правило Байєса, ЛВФП для МАР декодера може бути визначено, як

$$L(u_k) = \log \left[\frac{P(u_k=1/y_1^N)}{P(u_k=0/y_1^N)} \right] = \log \left(\frac{P(y_1^N/u_k=1)}{P(y_1^N/u_k=0)} \right) + \log \left(\frac{P(u_k=1)}{P(u_k=0)} \right), \tag{2.31}$$

де u_k – випадкова змінна, з рівною ймовірністю, що набуває значень 0 та 1, тобто $P(u_k=0) = P(u_k=1)$ у випадку ФМ-2. Декодер 1 приймає послідовність

виду $y_k = (y_k^{1,s}, y_k^{2,p}, \dots, y_k^{q,p})$, а декодер 2 – $y_k = (y_k^{1,s}, y_k^{2,p}, \dots, y_k^{q,p})$. Декодер 1 приймає інформацію з декодера 2, яка є для нього апіорною. Отримаємо

$$L(u_k) = \log \left[\frac{\sum_{u^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{u^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)} \right] \quad (2.32)$$

$$= \log \frac{\sum_{u^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \tilde{\beta}_k(s) \cdot \exp \left[\frac{1}{2} L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + \frac{1}{2} L_c \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \cdot \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(L_c \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i \right) \right]}{\sum_{u^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \tilde{\beta}_k(s) \cdot \exp \left[\frac{1}{2} L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + \frac{1}{2} L_c \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \cdot \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(L_c \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i \right) \right]}$$

Так як $L_a(c_k^1)$ и $L_c \cdot y_k^{1,s}$ не залежать від u_k та стану решітчастої діаграми РСЗК, вони можуть бути виключені з виразу (2.32). З урахуванням цього виразу (2.32) переписеться таким чином:

$$L(u_k) = \left[L^e(c_k^1) + L_c \cdot y_k^{1,s} \right] + \log \frac{\sum_{u^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_k(s) \cdot \gamma_k^e(s', s)}{\sum_{u^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_k(s) \cdot \gamma_k^e(s', s)} = L_{\text{apriori}} + L_{\text{channel}} + L_{\text{extrinsic}}, \quad (2.33)$$

де $\gamma^e(s', s) \triangleq \exp \left[\sum_{i=2}^q \left(L_c \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i \right) \right]$, $L^e(c_k^1)$ – апіорна інформація про біт u_k , з попереднього декодера, $L_c \cdot y_k^{1,s}$ – канална інформація про прийнятий символ, третя частина представляє апостеріорну інформацію, яка може бути передана, як апіорна на наступний декодер.

$$L_{\text{extrinsic}} = L_e(c_k^1) = \log \frac{\sum_{u^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_k(s) \cdot \gamma_k^e(s', s)}{\sum_{u^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_k(s) \cdot \gamma_k^e(s', s)}. \quad (2.34)$$

Наприклад, $L_1(c_k^1)$ декодера 1 для будь-якої ітерації декодування визначається, як

$$L_1(c_k^1) = L_c \cdot y_k^{1,s} + L_a(c_k^1) + L_e(c_k^1) = L_1(c_k^1) = L_1(u_k) = L_c \cdot y_k^{1,s} + L_a(u_k) + L_e(u_k), \quad (2.35)$$

отже

$$\tilde{u}_k = \text{sign}\{L_1(c_k^1)\}, \quad (2.36)$$

де $L_e(u_k)$ – апостеріорна інформація для декодера 1, отримана з виходу декодера 2, $L_{12}^e(u_k)$ обчислюється згідно виразу (2.34), яка для декодера 2

використовується в якості зовнішньої інформації, що отримана з виходу декодера 1. Змінна $L_I(u_k)$ визначає надійність \tilde{y}_k .

Тому, послідовність операцій декодера MAP можна розбити на такі кроки:

Початкова ініціалізація:

– у разі обнулення решітчастої діаграми компонентного згортчного кодера

$$\tilde{\alpha}_0(s) = \tilde{\beta}_N(s) = \begin{cases} 1, & \text{якщо } s = 0 \\ 0, & \text{якщо } s \neq 0 \end{cases};$$

– у разі необнуленої решітчастої діаграми

$$\tilde{\alpha}_0(s) = \begin{cases} 1, & \text{якщо } s = 1 \\ 0, & \text{якщо } s \neq 1 \end{cases},$$

$\tilde{\beta}_N(s) = 1$, для усіх s .

При обробці прийнятого блоку $\gamma_t(s', s)$ та $\tilde{\alpha}_t(s)$ визначаються за формулами (2.29) і (2.16).

Досягнувши кінця блоку, починається наступний етап обробки в протилежному напрямі. При цьому визначається $\tilde{\beta}_{t-1}(s')$ згідно з виразом (2.19) і розраховуються за формулою (2.35) "м'які" значення декодованих символів $L(u_t)$.

Зовнішня інформація елементарного декодера MAP передається наступному елементарному декодеру як апіорна. У разі зупинки ітеративного декодування, за формулою (2.36) виносяться рішення про декодовані символи u_t .

2.1.2. Алгоритм декодування MAX-LOG-MAP

Алгоритм MAX-LOG-MAP заснований на модифікації алгоритма MAP та використанні апроксимації. Головною модифікацією алгоритма MAP є логарифмування лівої та правої частини виразів (2.37), (2.19), (2.29):

$$A_t(s) = \ln \tilde{\alpha}_t(s), \quad (2.37)$$

$$B_t(s) = \ln \tilde{\beta}_t(s), \quad (2.38)$$

$$G_t(s', s) = \ln \gamma_t(s', s), \quad (2.39)$$

з врахуванням цього, вираз (2.35) виглядає таким чином

$$\begin{aligned} G_t(s', s) &= \ln \left(\exp \left[\frac{1}{2} c_k^1 (L_a(c_k^1) + L_c \cdot y_k^{1,s}) + \frac{1}{2} \sum_{i=2}^q L_c \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i \right] \right) = \\ &= \frac{1}{2} c_k^1 (L_a(c_k^1) + L_c \cdot y_k^{1,s}) + \frac{1}{2} \sum_{i=2}^q L_c \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i. \end{aligned} \quad (2.40)$$

Для подальших розрахунків використовується апроксимація

$$\ln \left(\sum_{i=1}^n e^{a_i} \right) \approx \max_{i=1..n} a_i, \quad (2.41)$$

де функція $\left(\max_{i=1..n} a_i \right)$ визначає максимальний з аргументів a_i . Ця апроксимація є

досить точною, якщо аргументи відрізняються, як мінімум на один порядок один від одного. В разі, коли вони близькі, то помилка неминуча. Використовуючи (2.41), можна показати, що

$$A_t(s) \approx \max_{s'} [A_{t-1}(s') + G_t(s', s)] - A_{t-1}^{\max}(s), \quad (2.42)$$

де

$$A_{t-1}^{\max}(s) \approx \max_s (\max_{s'} [A_{t-1}(s') + G_t(s', s)]). \quad (2.43)$$

Параметр $A_{t-1}^{\max}(s)$ проводить нормалізацію $A_t(s)$. На кожному кроці декодування необов'язково виконувати нормалізацію. Нормалізацію можна виконувати при перевищенні $A_t(s)$ деякого порогу. Аналогічно

$$B_{t-1}(s') = \max_{s'} [B_t(s) + G_t(s', s)] - A_{t-1}^{\max}(s). \quad (2.44)$$

Тоді "м'який" вихід декодера MAX-LOG-MAP набуває такого вигляду

$$L(u_t) = \max_{(s', s)} [A_{t-1}(s') + G_t(s', s) + B_t(s)] - \max_{(s', s)} [A_{t-1}(s') + G_t(s', s) + B_t(s)]. \quad (2.45)$$

З формул (2.42) і (2.44) видно, що алгоритм MAX-LOG-MAP є двонаправленим алгоритмом Вітербі, де спершу виконується пряма обробка прийнятого блоку та розрахунок метрик станів, а потім зворотна обробка

прийнятого блоку. При цьому основні операції, які виконуються – це порівняння, складання та вибір.

2.1.3. Алгоритм декодування LOG-MAP

Завадостійкість декодера MAX-LOG-MAP, в порівнянні з декодером MAP, істотно погіршується за рахунок використання апроксимації (2.41). Для покращення алгоритму MAX-LOG-MAP у 1995 році П. Робертсон та ін., запропонували використати логарифм Якобіана

$$\ln(e^{a_1} + e^{a_2}) = \max(a_1, a_2) + \ln(1 + e^{-|a_1 - a_2|}). \quad (2.46)$$

Алгоритм декодування, що використовує даний вираз, був названий LOG-MAP. Другий доданок в (2.46) являється коригувальним в апроксимації (2.41). Воно може бути використане або за допомогою точного розрахунку, або за допомогою апроксимації функції $f(\Delta) = \ln(1 + e^{-\Delta})$, де $\Delta = |a_1 - a_2|$. При $\Delta = 0$ функція має максимальне значення $f(0) = 0,693$ та із зростанням Δ вона різко спадає. Запропоновано використати лінійну апроксимацію коригуючого доданку, яка виглядає наступним чином

$$\ln(e^{a_1} + e^{a_2}) \approx \max(a_1, a_2) + \begin{cases} 0, & \text{якщо } |a_1 - a_2| > T \\ x|a_1 - a_2| + y, & \text{якщо } |a_1 - a_2| \leq T \end{cases} \quad (2.47)$$

Параметри x , y і T вибираються з умови мінімізації похибки апроксимації. Найкращі параметри $x = -0,236$, $y = 0,592$ і $T = 2,508$. Проте лінійна апроксимація використовує операції множення, що збільшує складність апаратної реалізації.

У відомих роботах пропонується використати ступінчасту апроксимацію функції $f(\Delta)$ при кінцевому числі інтервалів.

Розглянемо вплив ступінчастої апроксимації $f(\Delta)$ на характеристики завадостійкості декодера LOG-MAP. При п'ятиступінчастій апроксимації запропоновано використати Таблицю 2.1.

Таблиця 2.1. П'ятиступінчаста апроксимація

Δ	[0; 0,2)	[0,2; 0,8)	[0,8; 1,4)	[1,4; 2,0)	[2,0; $+\infty$)
$f(\Delta)$	0,67	0,52	0,32	0,18	0

У Таблиці 2.2 розглянута мінімальна кількість рівнів – 2.

Таблиця 2.2. Двоступінчаста апроксимація

Δ	[0; 1,6)	[1,6; $+\infty$)
$f(\Delta)$	0,48	0

2.1.4. Алгоритм декодування Вітербі з “м’яким” виходом SOVA

Алгоритм Вітербі широко використовується для декодування згорткових кодів та для вирішення інших задач [104]. Під час декодування за алгоритмом Вітербі відбувається мінімізація ймовірності помилкового декодування послідовності прийнятих символів. Основною задачею алгоритму SOVA (soft output Viterbi algorithm) була модифікація класичного алгоритму Вітербі так, щоб окрім жорстких рішень про декодовані біти він дозволяв визначати надійність даних рішень. Другою важливою особливістю алгоритму SOVA є можливість використання апріорної "інформації" при пошуку шляху, який вижив.

Розглянемо алгоритм SOVA на прикладі згорткового коду зі швидкістю $1/q$. У будь-який момент часу декодер SOVA обчислює метрики шляхів M_t^s , що входять у стан s

$$M_t^s = M_t^{s'} + \frac{1}{2} \cdot c_k^1 \cdot L_a(c_k^1) + \frac{1}{2} \cdot \sum_{i=1}^q L_c \cdot y_k^i \cdot c_k^i, \quad (2.48)$$

де $M_t^{s'}$ – метрика попереднього стану s' цього шляху. При декодуванні систематичних згорткових кодів вираз (2.48) переписеться наступним чином

$$M_t^s = M_t^{s'} + \frac{1}{2} \cdot c_k^1 \cdot (L_a(c_k^1) + L_c \cdot x_t^c) + \frac{1}{2} \cdot \sum_{i=2}^q L_c \cdot y_k^{i,p} \cdot c_k^i. \quad (2.49)$$

У разі, коли канал зв'язку "хороший", значення $|L_c \cdot x_t^c|$ більше $|L_c(c_k^1)|$ і декодер у своїх рішеннях покладається на каналні значення прийнятих

символів. Якщо канал зашумлений, декодер виносить рішення, базуючись на апріорній "інформації" $L_e(c_k^1)$.

Далі з усіх шляхів, які входять у стан s , вибирається шлях, що вижив, з максимальною метрикою M_t^s , яка і буде метрикою стану s . Але необхідно визначити надійність шляху, що вижив. Припустимо, що у стан s на діаграмі входять дві метрики шляхів M_t^{s1} і M_t^{s2} . Нехай $M_t^{s1} > M_t^{s2}$ – то вижив перший шлях. Тоді вірогідність того, що зроблено правильне рішення під час вибору шляху, що вижив виглядає наступним чином:

$$P_1 = \frac{P(\text{шлях 1})}{P(\text{шлях 1}) + P(\text{шлях 2})} = \frac{e^{M_t^{s1}}}{e^{M_t^{s1}} + e^{M_t^{s2}}} = \frac{e^{(M_t^{s1} - M_t^{s2})}}{1 + e^{(M_t^{s1} - M_t^{s2})}} = \frac{e^{\Delta_t^s}}{1 + e^{\Delta_t^s}}, \quad (2.50)$$

Де

$$\Delta_t^s = M_t^{s1} - M_t^{s2}. \quad (2.51)$$

– різниця метрик шляхів, що входять у стан s .

Далі ЛВФП рівна Δ_t^s , оскільки

$$\ln\left(\frac{P(\text{шлях 1})}{1 - P(\text{шлях 1})}\right) = \Delta_t^s. \quad (2.52)$$

"М'який" вихід декодера SOVA може бути апроксимований у вигляді

$$L(c_k^1) \approx c_k^1 \cdot \min_{\substack{i=t \dots t-\delta \\ c_k^1 \neq c_k^i}} \Delta_t^s. \quad (2.53)$$

Мінімізація Δ_t^s у виразі (2.53) відбувається на ширині всього вікна δ у випадку, якщо оцінка інформаційного символу c_k^1 у шляху, що вижив та конкуруючого шляху є різною.

На Рис. 2.6 зображена гратчаста діаграма РСЗК (1, 5/7) з $v=2$, що пояснює походження Δ_t^s , а також розрахунок "м'яких" вихідних значень $L(c_k^1)$.

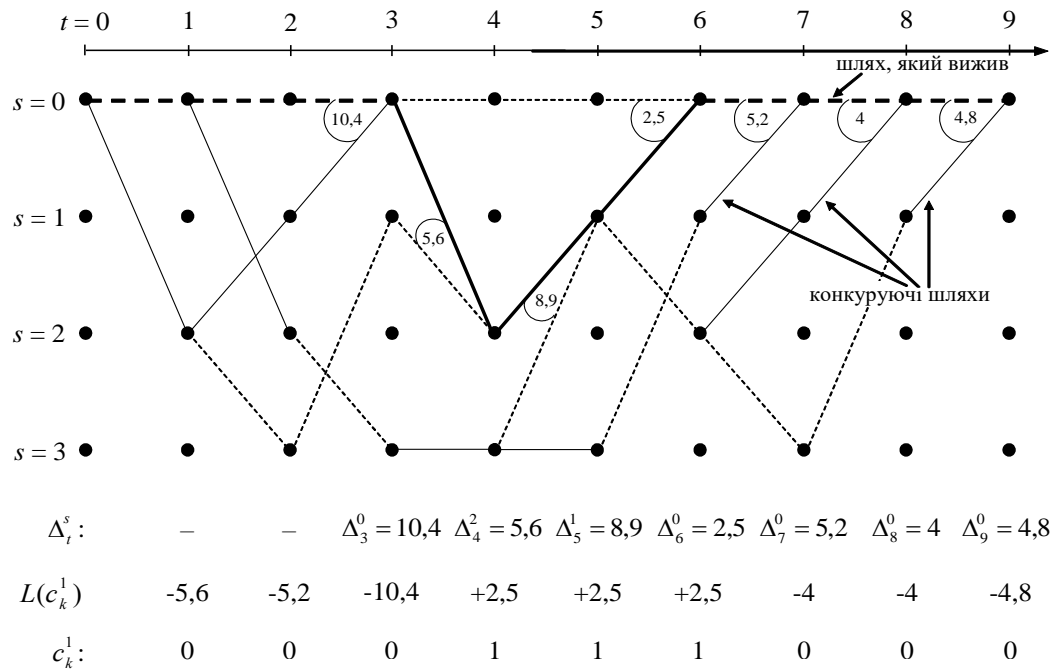


Рис. 2.6. Спрощена решітчаста діаграма РСЗК з поясненнями до розрахунку Δ_t^s і $L(c_k^1)$ в алгоритмі SOVA

Значення Δ_t^s є довільними. На даному рисунку пунктирна гілка діаграми відповідає переходу під впливом $u_t = 0$, а суцільна – $u_t = 1$. Жирною лінією описаний максимально правдоподібний шлях, знайдений за правилами класичного алгоритму Вітербі. У будь-який момент часу разом із шляхом, що вижив, декодер зберігає в пам'яті найкращий конкуруючий шлях, а також за формулою (2.51) розраховує різницю метрик Δ_t^s . Після деякого числа кроків по решітчастій діаграмі ($\geq \delta$), декодер повертається назад і визначає $L(c_k^1)$. Розглянемо детально момент часу $t = 4$. Значення надійності шляху, при $t = 4$ рівне 5,6. За формулою (2.53) необхідно визначити $L(c_4^1) = c_4^1 \cdot \min\{\Delta_4^2, \Delta_5^1, \Delta_6^0, \Delta_7^0, \Delta_8^0, \Delta_9^0\}$. Проте найкращі конкуруючі шляхи у моменти $t = 8$ і $t = 9$ при $t = 4$ вже злилися з останнім, і тому мають бути відкинуті.

Далі коригуючі шляхи з п'ятого та сьомого моментів часу дають однакову з шляхом, що вижив, оцінку інформаційного символу $c_4^1 = 1$. Отже, розрахунок "м'якого" значення символу c_4^1 спрощується $L(c_4^1) = c_4^1 \cdot \min\{\Delta_4^2, \Delta_6^0\} = +1 \cdot \min\{5,6; 2,5\} = +2,5$.

2.2. Дослідження та аналіз існуючих моделей параметричної адаптації.

У сучасних безпроводових телекомунікаційних системах передачі даних для підвищення достовірності передачі інформації використовуються завадостійкі коди: коди Хеммінга, коди Боуза-Чоудхурі-Хоквінгема (БЧХ-коди), коди Ріда-Соломона, каскадні коди, згорточні коди, LDPC-коди, турбокоди (ТК) та ін. Найбільш ефективними з них є LDPC-коди та ТК. Останні по енергетичній ефективності поступаються теоретичній межі Шеннона 0.5дБ для каналу з адитивним білим гаусівським шумом при швидкості кодування $R=1/3$ [132, 133].

У безпроводових системах третього 3G та четвертого покоління 4G (LTE-Advanced) для підвищення достовірності передачі інформації використовуються технології адаптивного управління потужністю, параметрами модуляції та кодування [133-138]. При цьому для адаптації використовуються однорівневі схеми, наприклад для адаптації кодека змінюється лише швидкість кодування.

В роботі [139] запропоновано дворівнева схема параметричної адаптації параметрів турбокоду: в залежності від стану каналу передачі змінюються швидкість кодування та кількість ітерацій декодування турбокоду.

Виникає необхідність подальшої розробки методів багаторівневої параметричної адаптації кодеків турбокодів, при цьому можна передбачити адаптацію наступних параметрів ТК: перемешувача (деперемешувача), розміру блоку даних, поліномів рекурсивних систематичних згорточних кодів (РСЗК), кількості компонентних кодерів турбокоду, алгоритмів декодування. В рамках роботи розглядається використання при параметричній адаптації S -випадкового перемешувача, який є найбільш ефективним серед інших типів перемешувачів (регулярних, псевдовипадкових) [140, 141].

В роботі [142] представлений адаптивний алгоритм дискретної оптимізації сигнальних конструкцій та швидкості кодування завадостійкого коду для систем DS-CDMA. В залежності від значень відношення сигнал/шум

розраховується значення ймовірності помилки для різноманітних схем модуляції сигналу та порівнюється з заданим значенням. В залежності від результатів порівняння здійснюється вибір необхідних параметрів. При цьому розглядаються канали з білим гаусівським шумом та релеєвським завмиранням.

В роботі [143] представлений алгоритм дискретної оптимізації швидкості кодування з використанням псевдовипадкового перемежувача в залежності від значення ймовірності помилки.

В роботі [144] представлена HARQ (hybrid automatic repeat request) система з м'яким/жорстким прийняттям рішення при декодуванні. М'яке прийняття рішення при декодуванні обмежене відношенням сигнал/шум 1.4 дБ. Процес адаптації відбувається таким чином: змінюється розмір блоку інформації та швидкості кодування в залежності від відношення сигнал/шум. При цьому розглядається канал з білим гаусівським шумом.

На Рис. 2.7 показана структурна схема модифікованого кодера ТК (розглядається двокомпонентний ТК). Кодер ТК складається з каскадної побудови паралельно з'єднаних РСЗК, розділених пристроєм перемеження. Використовується S -випадковий перемежувач, параметри якого будуть змінюватися за інформацією з блоку прийняття рішень ітеративного декодера ТК.

В момент часу t на вхід РСЗК надходить інформаційний біт u_t , $t \in \overline{1, N}$ блока розміром N . РСЗК турбокоду в залежності від значення вхідного біта формує систематичний c_t^c та перевірочний c_t^p біти, $t \in \overline{1, N}$, $c_t^c, c_t^p \in (0, 1)$. Для здійснення процедури фазової модуляції ФМ-2 сигналу, систематичний c_t^c та перевірочний c_t^p біти перетворюються в систематичний x_t^c та перевірочний x_t^p символи, $t \in \overline{1, N}$, $x_t^c, x_t^p \in (-1, 1)$. Кодове слово ТК формується паралельним з'єднанням двох РСЗК, розділених перемежувачем. У результаті турбокодування кожному систематичному біту c_t^c будуть відповідати два перевірочних біти c_t^{p1} , c_t^{p2} , які потім перетворюються в символи x_t^c , x_t^{p1} , $x_t^{p2} \in (-1, 1)$.

\overline{U}

Формувач блоків

$\overline{X}^c = \overline{U}$

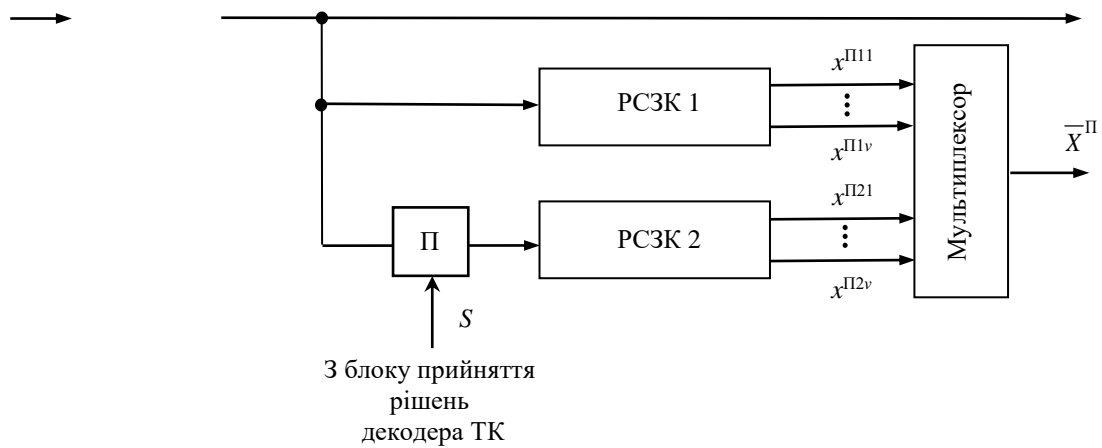


Рис. 2.7. Структурна схема модифікованого кодера ТК

Висока ефективність ТК багато в чому залежить від принципів формування кодових комбінацій та розроблених для них ймовірнісних алгоритмів декодування, що враховують для підвищення надійності декодування як апостеріорну, так і апріорну інформації. Коригувальна здатність коду базується на виконанні декількох етапів декодування або ітерацій декодування. Дану властивість було покладено в основу побудови алгоритмів декодування ТК з метою підвищення надійності декодування, коли апостеріорна інформація декодера ТК після операції переміщення або депереміщення використовується в якості апріорної для наступного декодера.

Ітеративний декодер складається з послідовно з'єднаних між собою компонентних декодерів. Одна ітерація включає в себе два послідовно з'єднані компонентні декодери, два пристрої переміщення та депереміщення. Пристрій депереміщення виконує операцію зворотню операції переміщення. У схемі декодера ТК використовується $d = 2I$ компонентних декодерів, де I – загальна кількість ітерацій декодування, $d \in \overline{2, D}$, D – загальна кількість компонентних декодерів. На Рис. 2.8 зображена структурна схема ітеративного декодера.

Нехай послідовність на виході кодера ТК має вигляд: $\bar{X} = (\bar{X}^C, \bar{X}^П)$, де $\bar{X}^C = \bar{U}$ – систематичний вихід кодера, а $\bar{X}^П = (\bar{X}^{П1}, \bar{X}^{П2})$ – перевірочні виходи кодера ТК розмірності v , де v – загальна кількість перевірочних символів кожного рекурсивного систематичного згорткового коду. Передбачається, що канал зв'язку дискретно-неперервний і має ідеальну імпульсну характеристику

$h_c(t)=1$, внаслідок чого сигнал спотворюється тільки наявністю білого гауссівського шуму. З виходу каналу послідовність символів подається на декодер ТК кожної ітерації декодування: $\bar{Y}^1 = (L_c \bar{Y}^{C1}, L_c \bar{Y}^{\Pi1})$ – для декодера 1, де $\bar{Y}^{\Pi1} = (\bar{Y}^{\Pi11}, \dots, \bar{Y}^{\Pi1v})$, а $\bar{Y}^2 = (L_c \bar{Y}^{C2}, L_c \bar{Y}^{\Pi2})$ – для декодера 2, де $\bar{Y}^{\Pi2} = (\bar{Y}^{\Pi21}, \dots, \bar{Y}^{\Pi2v})$. У цьому випадку $\bar{Y}^{C1} = \bar{Y}^C, \bar{Y}^{C2}$ – послідовності систематичних символів з урахуванням відповідної операції переміщення, а L_c – параметр «канальної надійності», що характеризує «зашумленість» каналу передачі інформації.

Логарифмічне відношення функцій правдоподібності (ЛВФП) $L(u_k)$ про переданий біт u_k визначається таким чином:

$$\begin{aligned} L(u_k) &= \log \left[\frac{\sum_{u+} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 1, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) / P(y_1^N)}{\sum_{u-} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 0, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) / P(y_1^N)} \right] = \\ &= \log \left[\frac{\sum_{u+} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 1, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') / P(y_1^N)}{\sum_{u-} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 0, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') / P(y_1^N)} \right], \end{aligned} \quad (2.54)$$

де s' – стан для моменту часу $k-1$, s – стан для моменту часу k , $y_1^N = \{y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N\}$ – один кадр прийнятого символу, який може бути розбитий на три частини. Перша частина містить спостереження перед моментом часу k , друга частина – поточне спостереження, третя частина – спостереження після моменту k . З урахуванням

$$\begin{aligned} P(u_k = u, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') &= P(y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', u_k = u, y_k) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= P(y_{k+1}^N / s_k = s) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s'), \end{aligned} \quad (2.55)$$

$$\alpha_k(s) \triangleq P(s_k = s, y_1^k), \quad (2.56)$$

$$\beta_{k-1}(s') \triangleq P(y_k^N / s_{k-1} = s'), \quad (2.57)$$

$$\gamma_k(s', s) \triangleq P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s'), \quad (2.58)$$

де $\alpha_k(s)$ – спільна ймовірність у стані s для моменту часу k , $\beta_{k-1}(s')$ – умовна ймовірність у стані s' для моменту часу $k-1$, $\gamma_k(s', s)$ – це умовна ймовірність того, що існує перехід із стану s_{k-1} у стан s_k , викликаний символом u_k , отримаємо ЛВФП про переданий біт $L(u_t)$:

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

$$\log \left[\frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{u^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)} \right] = L_c^{1,j}(y_t) + L_a^{1,j}(x_t) + L_e^{1,j}(x_t), \quad (2.59)$$

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

Існують три події про прийняття рішень при декодуванні декодером d , $d \in \overline{1,2}$, ітерації декодування j , $j \in \overline{1, I}$ біта інформації:

1) подія A_1 . Змін знака у значеннях $L_a^{d,j}(x_t^C)$ й $L_e^{d,j}(x_t^C)$ ітерації j не відбувається ($\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) = \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C))$), $L(x_t^C) \geq 0$. Прийняте «тверде» рішення, що був переданий біт $x_t^C = 1$.

2) подія A_2 . Змін знака у значеннях $L_a^{d,j}(x_t^C)$ і $L_e^{d,j}(x_t^C)$ ітерації j не відбувається ($\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) = \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C))$), $L(x_t^C) < 0$. Прийняте «тверде» рішення, що був переданий біт $x_t^C = 0$.

3) подія A_3 . Знак значення апріорної $L_a^{d,j}(x_t^C)$ і знак значення апостеріорної інформації $L_e^{d,j}(x_t^C)$ ітерації j не дорівнює нулю ($\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) \neq \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C))$). Можуть виникнути помилки декодування.

Показник невизначеності для декодера d , $d \in \overline{1,2}$, ітерації декодування j , $j \in \overline{1, I}$, обчислюється за допомогою наступної процедури:

$$\sum_{d=1}^2 R^{d,j}(t+1) = R^{d,j}(t) + 1, \quad (2.60)$$

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

Чим частіше збільшуються значення показника невизначеності R , тим частіше з'являються неправильно декодовані біти, що приводить до погіршення достовірності прийому інформації.

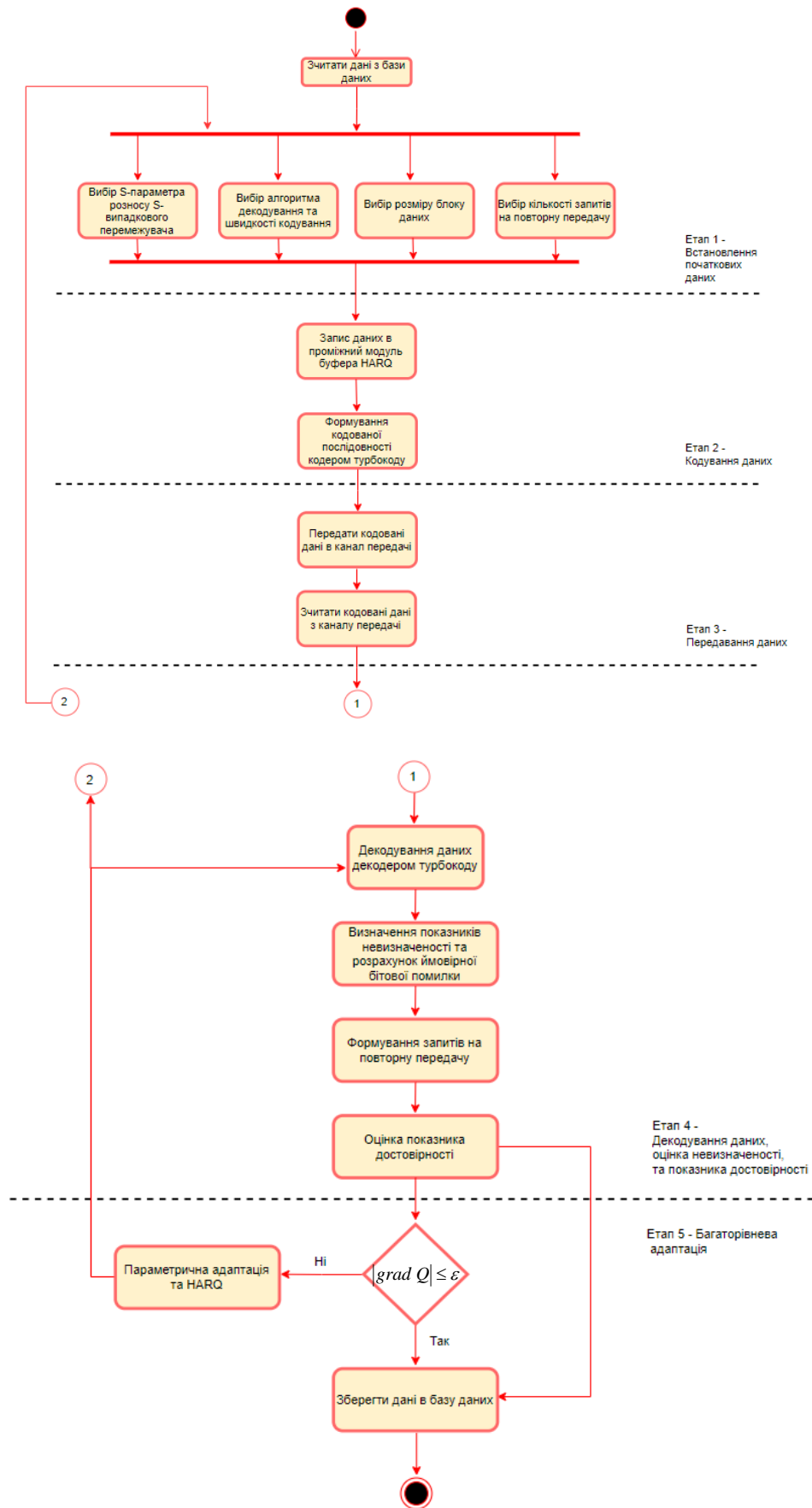


Рис. 2.8. Структурна схема параметричної адаптації системи передачі інформації

Сумарний показник невизначеності R_Σ визначається сумою показників невизначеності для всіх ітерацій декодування:

$$R_\Sigma = \sum_{j=1}^I R^{d,j} \quad (2.61)$$

При параметричній адаптації на основі розрахунку показника невизначеності для декодера d , $d \in \overline{1,2}$, ітерації декодування j , $j \in \overline{1,I}$, залежно від накоплених значень невизначеності декодування n блоків даних здійснюється адаптивний вибір параметра розносу перемешування біт даних для S -випадкового перемешувача.

На Рис. 2.8 представлена структурна схема параметричної адаптації системи передачі інформації.

Алгоритм реалізації метода параметричної адаптації такий.

Крок 1. Формування множини значень систематичних інформаційних бітів U^c розміром $1 \times K$, вироблених кодером турбокодів:

$$U^c = \{u_1^c, u_2^c, u_3^c, \dots, u_K^c\}, \quad (2.62)$$

де K – довжина вхідної послідовності.

Крок 2. Для операції перемешування використовується S -випадковий перемешувач, де початковий параметр $S = \left\lfloor \left(\sqrt{K/2} \right) / 2 \right\rfloor$. При цьому мінімальне значення параметра $S_{\min} = 2$, а максимальне значення дорівнює $S_{\max} = \sqrt{K}$.

Крок 3. Формування множини апіорних значень ЛВФП про передані біти на 2-му декодері j -ї ітерації

$$LA = [L_a^{2,j}(x_1^c) \quad L_a^{2,j}(x_2^c) \quad \dots \quad L_a^{2,j}(x_K^c)] \quad (2.63)$$

Крок 4. Формування множини апостеріорних значень ЛВФП про передані біти

$$LE = [L_e^{2,j}(x_1^c) \quad L_e^{2,j}(x_2^c) \quad \dots \quad L_e^{2,j}(x_K^c)] \quad (2.64)$$

Крок 5. Виконання циклу: якщо $\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^c)) \neq \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^c))$, то

$R^{d,j}(i+1) = R^{d,j}(i) + 1$, $R_\Sigma = \sum_{j=1}^I \sum_{d=1}^2 R^{d,j}$, $t \in \overline{1,N}$ для всіх біт блока довжиною K ,

декодерів d , $d \in \overline{1,2}$, ітерацій декодування j , $j \in \overline{1,I}$. Якщо умова не виконується, то $R^{d,j}(i+1) = R^{d,j}(i)$.

Крок 6. Розрахунок середнього показника невизначеності за результатами приймання B блоків даних:

$$\tilde{R} = \sum_{i \in I} R_{\Sigma_i} \quad (2.65)$$

Далі розглянемо алгоритм 2. Сутність алгоритму 2 полягає в виборі s -параметра S -випадкового перемешувача, розміру блоку даних, швидкості кодування, алгоритму декодування турбокоду, кількості запитів на повторну передачу в залежності від показника невизначеності.

1. Задаються початкові дані: кількість біт у блоці N , початковий параметр розносу s для S -випадкового перемешувача, швидкість кодування турбокоду R , види утворюючих поліномів компонентних кодів турбо коду $(1, g_1/g_0, \dots, g_n/g_0)$, кількість компонентних кодерів (декодерів), метод декодування ТК (MAP, LOG-MAP, MAX-LOG-MAP), кількість ітерацій декодування I , кількість запитів на повторну передачу H , ймовірність бітової помилки допустима $P_{\text{пом. доп.}}$.

2. Приймаються такі обмеження: мінімальне значення параметра $S_{\min} = 2$, а максимальне значення дорівнює $S_{\max} = \sqrt{N}$.

3. За показник оптимальності процесу адаптації виберемо квадрат похибки (відхилення регульованої величини від заданої):

$$Q = e^2, \quad (2.66)$$

де $e = P_{\text{пом.}} - P_{\text{пом. доп.}}$.

4. Задана функція критерію $Q(x_1, \dots, x_n)$ та відомі початкові значення параметрів оптимізації $\{x_1^0, \dots, x_n^0\}$. Потрібно визначити мінімальне значення функції Q^* та координати точки мінімуму $\{x_1^*, \dots, x_n^*\}$.

5. Сутність метода градієнта вирішення поставленої задачі полягає в наступному:

- визначається напрямок градієнта функції Q , тобто напрямок її найшвидшої зміни, в точці $\{x_2^0\}$;

- здійснюється переміщення з точки $\{x_1^0\}$ в точку $\{x_2^1\}$ у напрямку, протилежному напрямку градієнта Q ;

- в точці $\{x_2^1\}$ визначається новий напрямок й здійснюється переміщення в точку $\{x_3^2\}$ і т.д. до тих пір, поки не буде виконано деяка умова закінчення пошуку.

6. Вектор градієнта функції Q в точці $M_r(x_1^r, \dots, x_n^r)$ виражається формулою, де j_i – ортогональні одиничні вектори осей координат; $\partial Q / \partial x_i$ – значення відповідних часткових похідних.

$$\text{grad } Q^r = \sum_{i=1}^n \frac{\partial Q}{\partial x_i} j_i, \quad (2.67)$$

7. Оскільки не вдається обчислити часткові похідні по аналітичним виразам, тому використаємо наближене обчислення градієнта:

$$\text{grad } Q^r = \sum_{i=1}^n \frac{\Delta Q_i}{\Delta x_i} j_i = \frac{Q(x_1^r, \dots, x_i^r + \Delta x_i^{\text{II}}, \dots, x_n^r) - Q(x_1^r, \dots, x_i^r, \dots, x_n^r)}{\Delta x_i} j_i \quad (2.68)$$

Почергово всім елементам вектора регулюючої дії x_i додають малі прирощення Δx_i^{II} та вимірюють приріст ΔQ_i для функції Q .

8. Умовою закінчення процесу пошуку екстремуму є:

$$|\text{grad } Q| \leq \varepsilon \quad (2.69)$$

Елементами вектора регулюючої дії Q є: x_1 – S -параметр S -випадкового перемешувача, x_2 – розмір блоку даних N , x_3 – швидкість кодування турбокоду R , x_4 – алгоритм декодування ТК, x_5 – кількість запитів на повторну передачу H .

На Рис. 2.9 показаний отриманий в результаті імітаційного моделювання графік адаптації кодових конструкцій завадостійких кодів в безпроводових засобах передачі даних у часі (відношення сигнал/шум при цьому було вибрано $E_b / N_0 = 2,6$ дБ), де E_b – енергія біта, N_0 – спектральна щільність потужності білого гауссівського шуму з адаптивним вибором розміру блоку N , параметр розносу перемешування S -випадкового перемешувача, швидкість кодування R , кількість запитів на повторну передачу H , алгоритм декодування.

На Рис. 2.9 графік розбитий на 5 ділянок, за кількістю змін параметрів при адаптації:

1. На першій ділянці встановлені початкові параметри: $N = 100$, S -випадковий, $I = 1..8$, $R = 1/2$, MAX-LOG-MAP, $H = 1$, $S = 2$.

2. На другій ділянці при адаптації змінюється кількість біт у блоці та кількість запитів на повторну передачу: $N = 200$, S -випадковий, $I = 1..8$, $R = 1/2$, MAX-LOG-MAP, $H = 2$, $S = 2$.

3. На третій ділянці змінюється швидкість кодування та алгоритм декодування: $N = 200$, S -випадковий, $I = 1..8$, $R = 1/3$, LOG-MAP, $H = 2$, $S = 2$.

4. На четвертій ділянці змінюється параметр розносу S -випадкового перемежувача: $N = 200$, S -випадковий, $I = 1..8$, $R = 1/3$, LOG-MAP, $H = 2$, $S = 7$.

5. На п'ятій ділянці при адаптації змінюється кількість біт у блоці та кількість запитів на повторну передачу: $N = 500$, S -випадковий, $I = 1..8$, $R = 1/3$, LOG-MAP, $H = 3$, $S = 7$.

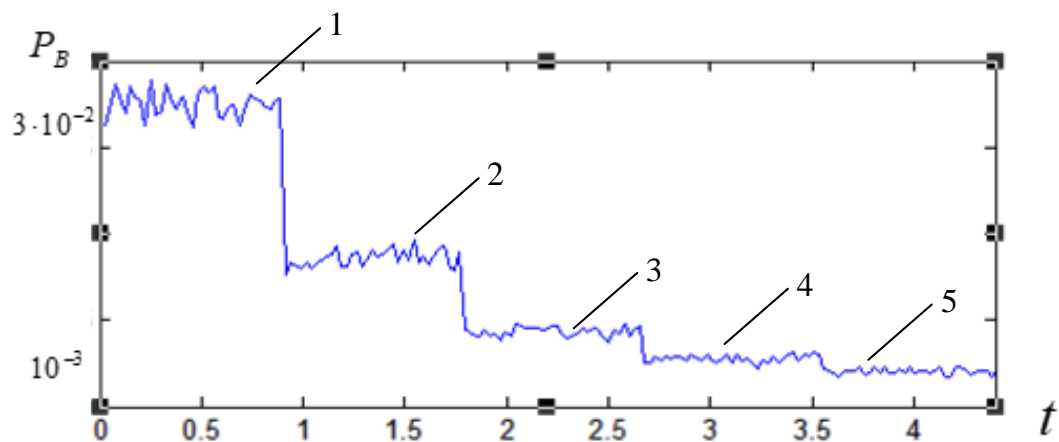


Рис. 2.9. Результати імітаційного моделювання адаптації кодових конструкцій завадостійких кодів

Висновки за розділом 2

1. До нових наукових результатів, одержаних у цьому розділі дисертаційної роботи, відносяться:

Вперше запропоновано метод трирівневої адаптації каскадних кодів, який, на відміну від наявних, включає тріступеневу адаптацію параметрів турбокодів.

Сутність методу полягає в застосуванні трирівневої адаптації: (на першому етапі здійснюється вибір параметра розносу S -випадкового перемежувача, на другому – кількості запитів на повторну передачу з урахуванням динамічного розміру блока даних, на третьому – швидкості кодування та алгоритмів декодування турбокодів) та дозволяє динамічно синтезувати параметри турбокодів для забезпечення достовірності інформації в умовах апіорної невизначеності.

2. Для аналізу якості результатів декодування та параметричної адаптації запропоновано використання середнього показника невизначеності, отриманого за результатами декодування прийнятих блоків даних, який приймає рішення про помилкове декодування біта даних за результатами змін знака значень апостеріорно-апіорних ЛВФП декодера турбокоду та характеризує ефективність декодування прийнятої інформаційної послідовності.

3. Використання методу дозволяє досягти поставленої достовірності передачі інформації та підвищити достовірність передачі інформації.

Основні наукові результати, одержані в цьому розділі, опубліковані у статтях [53, 56].

РОЗДІЛ 3. МЕТОД АДАПТИВНОГО ВИБОРУ ПАРАМЕТРІВ S- ВИПАДКОВОГО ПЕРЕМЕЖУВАЧА В БЕЗПРОВОДОВИХ СИСТЕМАХ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ З ТУРБОКОДУВАННЯМ

3.1. Дослідження характеристик основних типів перемежувачів, які використовуються в турбокодах

Перемежувач – це пристрій, що здійснює перестановку символів усередині блоку за певним законом. Законом може бути математична або таблична форма запису, або опис закономірності побудови перемежувача. За рахунок наявності перемежувача процес формування кодових комбінацій турбокоду досить близький до випадкового [104]. Тому турбокод з великим розміром блоку можна характеризувати як довгий код з випадковою структурою кодових комбінацій, а відповідно до теореми Шеннона саме такі коди і потрібні для достовірної передачі інформації зі швидкостями, максимально близькими до пропускної спроможності каналу зв'язку.

Турбокодування також ввело додаткові вимоги для перемежувачів, а саме – включення в себе ефектів ітеративного алгоритму і передачі внутрішньої інформації між ітераціями декодування. У цьому контексті перемежувач часто пояснюється як зменшення кореляції між бітами парності, що відповідають вихідним і чергуємим кадрам даних. У [132], в якій представлені турбокоди, Берроу та Глав'є представили найбільш важливі параметри, що забезпечують ефективне перемеження.

Зокрема:

- збільшення розміру блоку (а тому розміру перемежувача) призводить до підвищення продуктивності;
- мінімізацію кореляції між послідовностями на входах декодера.

Існує велика кількість видів перемежувачів, виділимо серед них два основних класи. На Рис. 3.1 зображена ієрархія класів та видів перемежувачів.

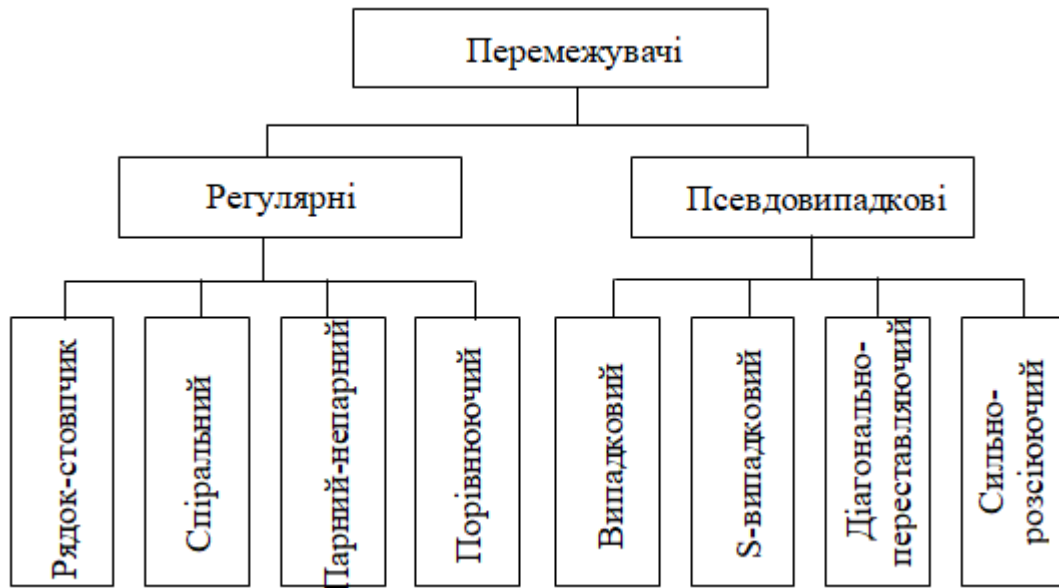


Рис. 3.1. Види перемежувачів.

Розглянемо основні види перемежувачів.

1. Псевдовипадкові перемежувачі – це пристрої, які здійснюють перестановку символів всередині блоку за псевдовипадковим законом. Як правило, в таких пристроях таблиця перемеження зберігається в пам'яті кодека. Псевдовипадкове перемеження формується за допомогою датчика псевдовипадкових чисел в діапазоні $[0; N_{\Pi} - 1]$, де N_{Π} - довжина вхідної послідовності [104].

2. «S-Random» («S-випадковий») перемежувач. Даний перемежувач був вперше описаний в [145]. Для кожної наступної вхідної позиції i вихідна позиція $\pi(i)$ вибирається випадковим чином. Дане значення порівнюється з s попередніми вибраними вихідними позиціями. Якщо яка-небудь з цих позицій лежить в межах відстані s , обраної в даний момент позиції, то поточна позиція відкидається. Цей процес повторюється до тих пір, поки всі позиції N в перемежувачі не будуть обрані. Таким чином, ми маємо перемеження, яке базується на випадковій структурі і яке гарантує мінімальне поширення помилкових пар. Час, необхідний, щоб знайти кожен новий відповідний стан зростає непропорційно зі збільшенням параметру s і процедура перемеження не завжди може знайти позиції, які задовольняють певний параметр s .

Таким чином, S -випадковий перемежувач забезпечує більше рознесення близько розташованих інформаційних символів, ніж псевдовипадковий перемежувач, що дозволяє істотно знизити вплив послідовностей з малою вагою на формування дистанційного спектра турбокоду.

Максимальне значення S для перемежувача довжиною N_{II} складає $\lfloor \sqrt{N_{II}} \rfloor$, де $\lfloor * \rfloor$ – найближче ціле число. Однак при $S > \lfloor 0,5\sqrt{N_{II}} \rfloor$ істотно зростає час виконання операції перемеження. Тому більшість псевдовипадкових перемежувачів S -типу реалізують з $S \leq \lfloor 0,5\sqrt{N_{II}} \rfloor$. Так, для перемежувача « S -Random» з розміром блоку $K = 1024$ біт, при теоретично максимальному значенні $S = 32$. (на практиці $S \leq 22$).

3. «High-Spread Random Interleaves» («сильно-розсіюючий випадковий перемежувач»). Для цього типу перемежувача максимальна теоретична глибина перемеження S обмежена граничним значенням $\sqrt{2N}$ [146]. Наприклад, для блоку розміром $K = 512$ біт, теоретична глибина перемеження $S = 32$ (на практиці $S \leq 28$).

4. «Dithered-Diagonal» («діагонально-переставляючий») перемежувач. При використанні даного метода перемеження теоретичний максимум глибини перемеження досягається при виконанні рівності: $\sqrt{2N} = 2*n$, де n – ціле число [146]. Наприклад, для $n = 6$, $N = 2*n^2 = 512$, $S = 32$.

Регулярні перемежувачі представляють собою такі пристрої, в яких принцип формування вихідної послідовності задається аналітично. Найбільш простими по своїй конструкції є блокові регулярні перемежувачі [146-147]. До регулярних перемежувачів відносяться:

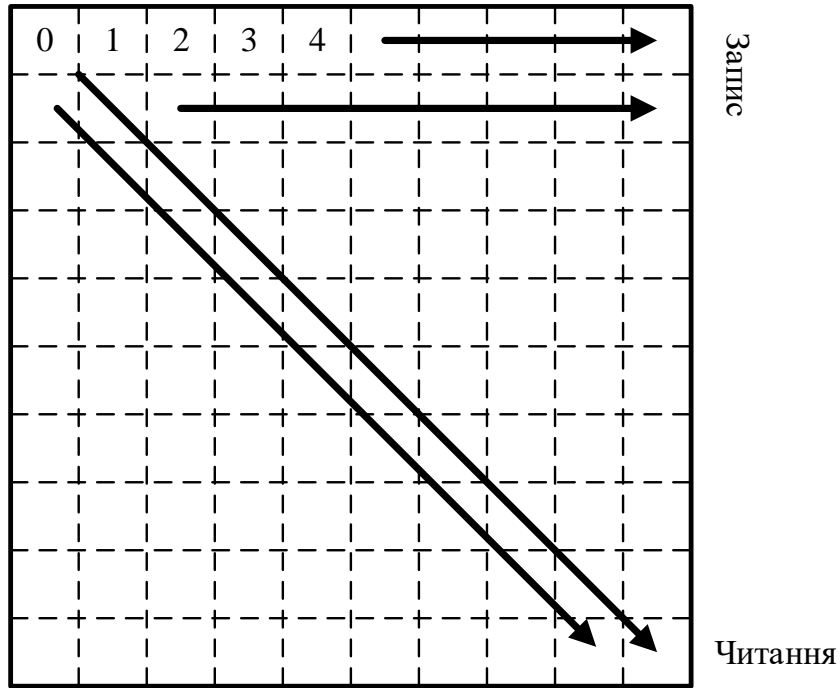


Рис. 3.2. Діагонально-переставляючий перемешувач

5. Перемешувач типу «Row-Column» (рядок-стовпчик) є найбільш простим. Вхідна послідовність записується в пам'ять блоками у вигляді «рядок-стовпчик», після процедури перемешення символи інформаційної послідовності зчитуються у вигляді «стовпчик-рядок» (Рис. 3.3).

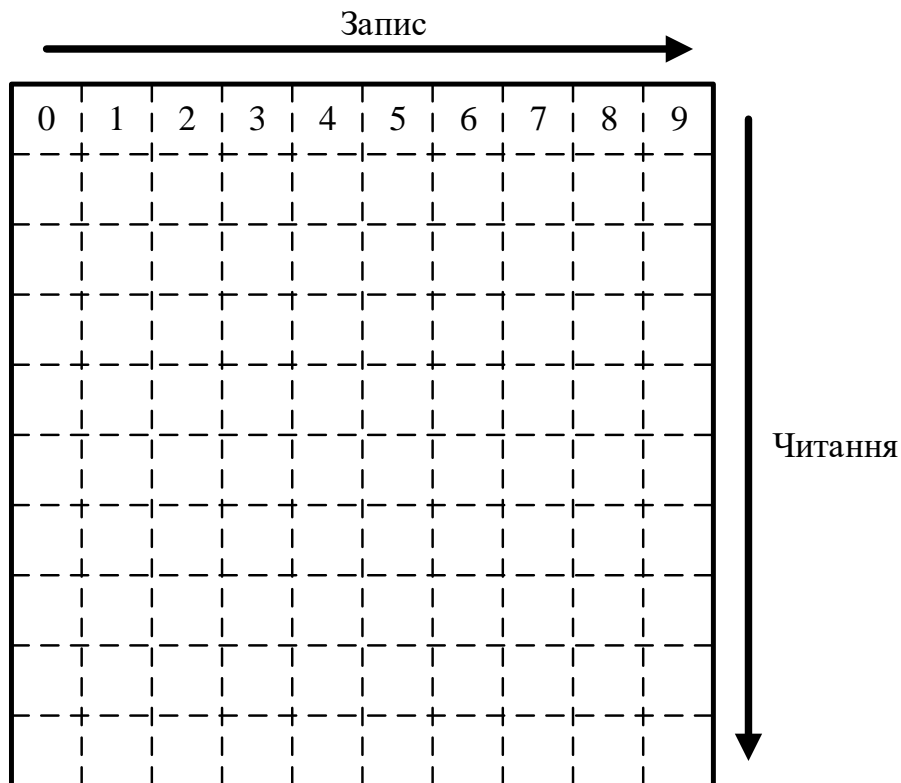


Рис. 3.3. Перемешувач типу рядок-стовпчик

6. Перемежувач типу «*Helical*» («спіральний»). Такий перемежувач приймає й записує в пам'ять символи інформаційної послідовності блоками у вигляді «рядок-стовпчик», після перемеження символи зчитуються у вигляді діагонального ряду (Рис. 3.4).

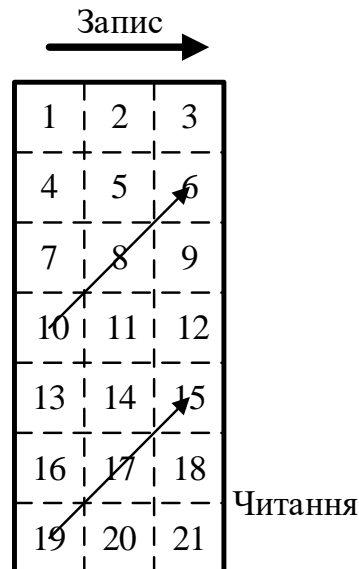


Рис. 3.4. Спіральний перемежувач

7. Перемежувач «*Odd-even*» («парний-непарний»). На вхід систематичного кодера надходить кодована інформаційна послідовність двійкових символів, а зберігаються тільки непарні позиції кодованих біт (Таблиця 3.1).

Таблиця 3.1. «*Odd-even*» («парний-непарний»).

x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7	x_8	x_9	x_{10}	x_{11}	x_{12}	x_{13}	x_{14}	x_{15}
y_1	-	y_3	-	y_5	-	y_7	-	y_9	-	y_{11}	-	y_{13}	-	y_{15}

Парні позиції кодової інформаційної послідовності представлені в Таблиці 3.2.

Таблиця 3.2. «*Odd-even*» («парний-непарний»). Парні позиції кодової інформаційної послідовності.

x_a	x_b	x_c	x_d	x_e	x_f	x_g	x_h	x_i	x_j	x_k	x_l	x_m	x_n	x_o
-	z_b	-	z_d	-	z_f	-	z_h	-	z_j	-	z_l	-	z_n	-

В канал передається послідовність інформаційних символів (Таблиця 3.3).

Таблиця 3.3. «*Odd-even*» («парний-непарний»). Схема передачі в канал послідовності інформаційних символів.

x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	X_7	x_8	x_9	x_{10}	x_{11}	x_{12}	x_{13}	x_{14}	x_{15}
y_1	z_b	y_3	z_d	y_5	z_f	Y_7	z_h	y_9	z_j	y_{11}	z_l	y_{13}	z_n	y_{15}

На Рис. 3.5, 3.6 представлені операції перемеження, деперемеження перемежувача «*Odd-even*» («парний-непарний»).

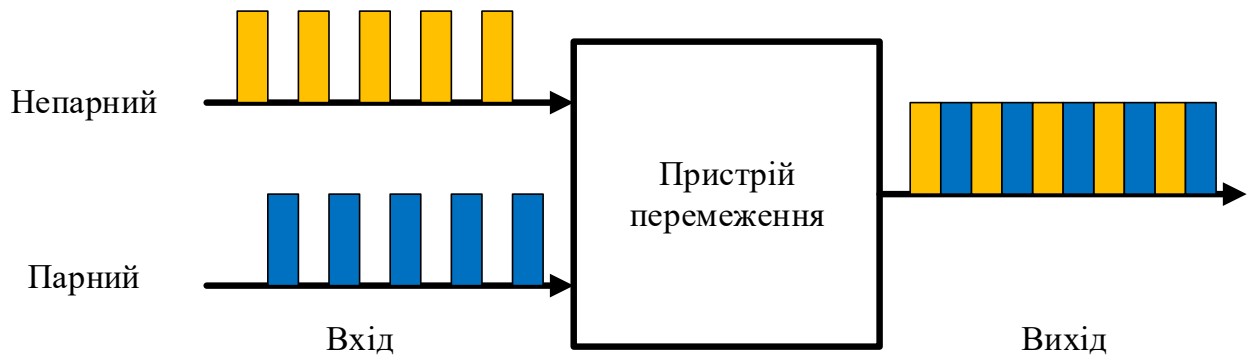


Рис. 3.5. Перемежувач «*Odd-even*» («парний-непарний»).

Операція перемеження

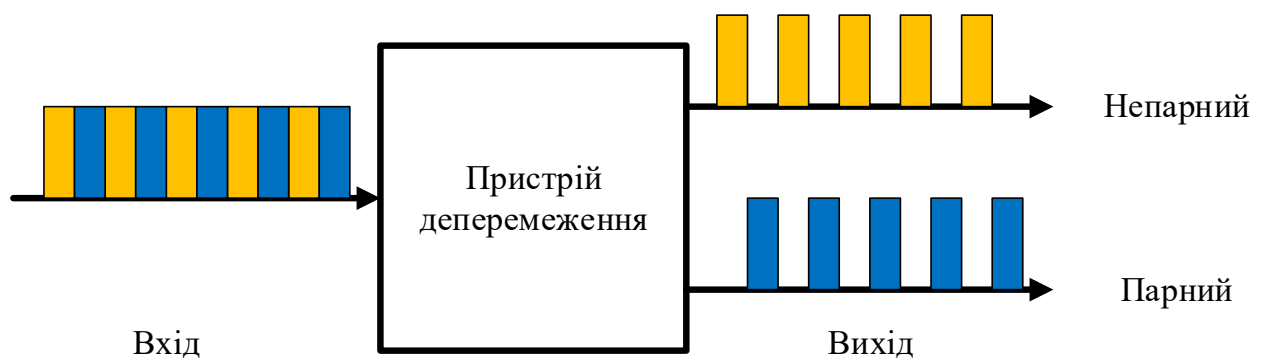


Рис. 3.6. Перемежувач «*Odd-even*» («парний-непарний»).

Операція деперемеження

Даний тип перемежувача дає істотне покращення характеристик ТК.

8. Перемежувач Берроу-Глав'є. Берроу та Глав'є вирішили використати неоднорідні перемежувачі для ТК в [148], для того щоб розбити низьковагову кодову структуру, яка зв'язана з блоковим перемеженням, як це показано на Рис. 3.7.

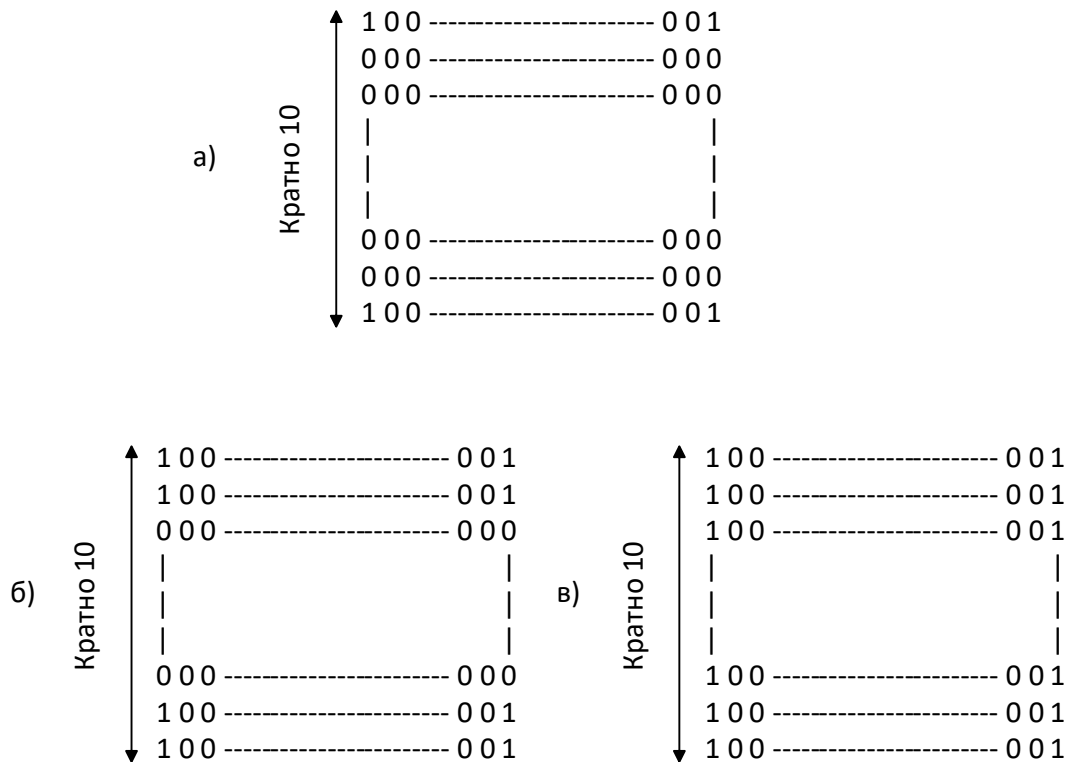


Рис. 3.7. Загальні обмежені кодові слова блокового перемежувача та ТК з

$$G=[23, 37]:$$

- а) вхідні послідовності з інформаційною вагою 4, що формують загальні обмежені кодові слова блокового перемежувача;
 б) вхідні послідовності з інформаційною вагою 6;
 в) вхідні послідовності з інформаційною вагою 9.

Перемежувач Берроу-Глав'є визначається кількістю рядків $n_1 = 2^m$ та кількістю стовпчиків $n_2 = 2^x$, де m, x – цілі числа та набором простих чисел $p\{l\}, l = 1..8$. Ці набори параметрів включають в себе псевдовипадкові елементи.

Кожну вхідну позицію i та вихідну позицію $\pi(i)$ можна описати наступними виразами:

$$\begin{aligned}
 r_0 &= i \bmod C, \\
 c_0 &= \frac{(i - r_0)}{C}, \\
 l &= (r_0 + c_0) \bmod 8, \\
 r(i) &= (p(l+1) * (c_0 + 1) - 1) \bmod R
 \end{aligned}
 \tag{3.1}$$

$$c(i) = \left(\left(\frac{C}{2} + 1\right) * (r_0 + c_0)\right) \bmod C,$$

потім

$$\pi(i) = c(i) + C * r(i) \quad (3.2)$$

Перші два рядки матриці транспонуються, третій рядок вибирає просте число із серії $p\{l\}$ відповідно до транспонованого рядка та стовпчика двійкового розряду. Четвертий рядок вибирає наступний рядок в залежності від вибраного простого числа із серії $p\{l\}$. П'ятий рядок вибирає новий стовпчик, так що символи у сусідніх стовпцях при вході у перемежувач розташовуються у $\left(\frac{C}{2} + 1\right)$ стовпчиках, крім випадку виходу з перемежувача.

9. UMTS-перемежувач. UMTS-перемежувач був розроблений для систем мобільного зв'язку 3-го покоління (3GPP). ТК використовує компонентний код який має 8 станів і використовується для частин системи, де потрібно досягнути коефіцієнт помилкових бітів на рівні $10^{-3} - 10^{-6}$. Однак реалізація UMTS-перемежувача, є досить складним триступеневим процесом. Сутність етапів перемеження інформаційних символів полягає у наступному:

1) на першому етапі вхідна інформаційна послідовність записується в прямокутну матрицю рядок за рядком. Допустимими є тільки деякі розміри: конкретні розміри матриці визначає деяке просте число p , яке використовується на другому етапі. Перемежувач може мати або 10, або 20 рядків.

2) Другий етап – внутрішньо-рядкова перестановка. Тобто позиції біт перерозподіляються в кожному рядку. Для даного етапу потрібна таблиця відповідності для визначення перетвореного кореня, заснованого на значенні p та зберігання множини простих чисел, які не являються співмножниками $p - 1$. Перетворений корінь і послідовність простих чисел використовується для виконання двохступінчатої внутрішньо-рядкової перестановки.

3) Третій етап – міжрядкова перестановка. Даний етап також потребує наявності таблиці для зберігання трьох можливих моделей міжрядкової перестановки, які забезпечують «гарний» розподіл для різноманітних довжин перемежувача. Далі інформаційні символи зчитуються стовпчик за стовпчиком.

Повна інформація про реалізацію UMTS-перемежувача дається в технічній документації 3GPP [149].

Головна перевага алгоритму UMTS-перемеження полягає у тому, що він може створювати «гарний» розподіл помилкової комбінації для перемежувача довжиною від 320 до 5144 біт – це гарна характеристика для гібридних мереж передачі голосу або даних. Результатом є те, що UMTS-перемежувачі можуть бути згенеровані автоматично, що усуває необхідність зберігання декількох перетворень. UMTS-перемежувач має частоту виникнення помилок, яку можна порівняти з псевдовипадковим перемежувачем. Проте алгоритм UMTS не буде працювати для всіх довжин блоків. Система UMTS потребує, щоб 134 «материнські» шаблони перемеження зберігались таким чином, щоб пакети різної довжини могли бути закодовані. Ця складність може завадити його реалізації в деяких системах.

Таблиця 3.4. Параметри помилкових інформаційних послідовностей UMTS-перемежувача

Стандартна послідовність	Перемежена послідовність	Кодова вага
2 блока даних з інформаційною вагою 3 1 x (475, 477, 484) 1 x (710, 732, 738)	(881, 901, 921) (182, 192, 202)	31 33
1 блок даних з інформаційною вагою 4 1 x (69, 70, 75, 83)	(715, 735, 755, 1035)	39

Примітка. 3 помилкових блока, що містять 7 бітових помилок. Середнє значення 2.33 бітових помилки на блок з помилками.

Таблиця 3.5. Спектральні відстані UMTS-перемежувача

Інформаційна вага	Помилки інформаційних біт
I = 1	Помилки з малою вагою (< 50) не знайдено
I = 2	Послідовність з кодовою вагою 28: (432, 447) -> (1011, 1031)
I = 3	Послідовність з кодовою вагою 29: (88, 92, 106) -> (55, 65, 75) Послідовність з кодовою вагою 31: (475, 477, 484) -> (881, 901, 921)

Продовження таблиці 1.5

$4 < I < 6$	Помилки з малою вагою (< 50) не знайдено
-------------	--

Мінімальна знайдена кодова вага $d_{\min} = 28$.

10. Перемежувач «рядок за рядком» або порядковий перемежувач. Перемежувач «рядок за рядком» є модифікацією блокового перемежувача [132, 150-153]. Сутність модифікації блокового перемежувача полягає в тому, що складається з n_1 рядків та n_2 стовпців ($n_1 \leq n_2$), та полягає у наступному:

- 1) інформаційні символи записуються послідовно рядок за рядком;
- 2) множина цілих чисел $S(r) = S_1, S_2, \dots, S_i$ присвоюється групам M рядків у перемежувачі в циклічній формі, в котрій номер рядка є фактором n_1 , S_1, S_2, \dots, S_i – прості числа відносно n_2 ;

- 3) позиції символів кожного рядка кодуються за формулою:

$$n_{2_{new}} = (S\{r \bmod M\} * C) \bmod n_2, \quad (3.3)$$

де r – номер рядка; C – номер стовпчика, $n_{2_{new}}$ – перемежений стовпчик.

- 4) Далі інформаційні символи зчитуються по стовпчикам один за одним.

На Рис. 3.8 приведений фрагмент реалізації перемежувача «рядок за рядком»

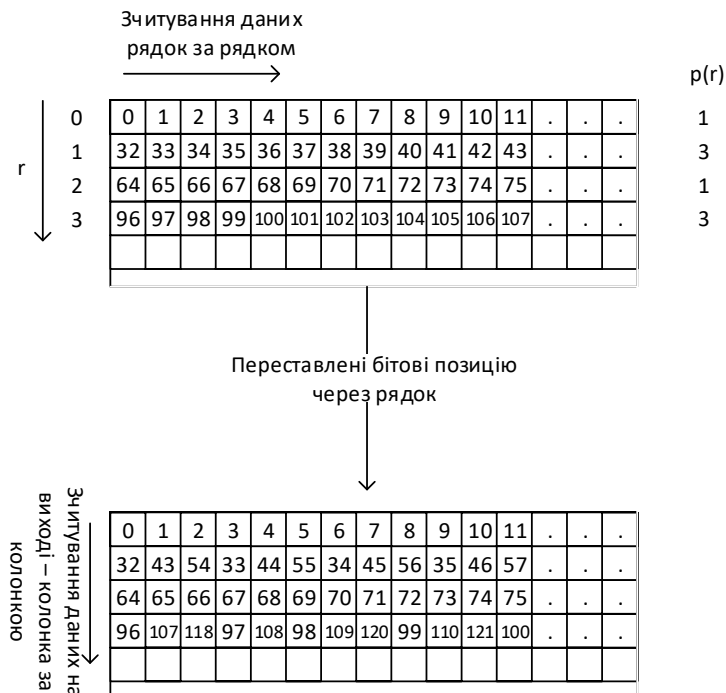


Рис. 3.8. Фрагмент перемежувача «рядок за рядком» (32x32, 1024 біт)

Для внутрішньо-рядкової послідовності прийнято $S(r) = \{1,3\}$. Ця

параметра, інформаційна вага якого не перевищує $d = 9$; відстань між помилковими рядками така, що вони або не переставляються зовсім ($s\{r\} = 1$), або переставляються однаково ($s\{r\} = 3$). В даному випадку позиції символів співпадають з не переставленими рядками. Зі збільшенням довжини внутрішньо-рядкової послідовності $s\{r\} = \{3,7,1,5\}$ перемежуючі властивості покращуються.

11. Перемежувач «чотири на чотири». З метою підвищення перемежуючих властивостей перемежувача «рядок за рядком» в [132, 150-153] було запропоновано матрицю перемежувача розділити на фрагменти розміром чотири на чотири. Інформаційні символи записуються, як і в попередньому перемежувачі рядок за рядком. Позиції символів перемежуються. Зчитування символів проводиться по стовпцям.

Алгоритм роботи даного перемежувача полягає у наступному:

- 1) Перемежувач повинен складатися з $4i$ рядків та $4i$ стовпчиків, де i -ціле число.
- 2) Символи записуються в перемежувач по рядкам.
- 3) Перемежувач розділяється на фрагменти (блоки) розмірністю 4×4 .
- 4) Кожний блок 4×4 перемежується по наступній матриці:

0	3	2	1
2	0	1	3
1	2	3	0
3	1	0	2

Рис. 3.10. Шаблон перемеження

На Рис. 3.11 представлений процес запису, перемеження і зчитування інформаційних символів при розташуванні пари позицій символів в рамках одного фрагменту 4×4 на 30 позицій один від одного. На Рис. 3.6 видно, що при зчитуванні символів вони вже знаходяться на позиціях, відмінних від 30. Перемежені символи зчитуються стовпчик за стовпчиком.

S -параметр даного перемежувача рівний 29, а дисперсія $\gamma = 0.022$, що забезпечує ймовірність помилкового декодування ТК на рівні використання ТК

з псевдовипадковим перемежувачем. Крім того, даний перемежувач чутливий до структури переданих інформаційних послідовностей. Мінімальна ймовірність помилкового декодування ТК ($P_{\text{пом.дек}} \approx 10^{-6}$) з даним перемежувачем забезпечується в каналі зв'язку з АБГШ при $\frac{E_b}{N_0} = 1.5 \text{ дБ}$.



Рис. 3.11. Процес запису перемеження і зчитування інформаційних символів

12. York-перемежувач. Він є модифікацією перемежувача «чотири на чотири» та призначений для забезпечення високого значення s -параметра. Це можна забезпечити, якщо символ в рядку блоку 4x4 не перемежується в той же стовпчик.

Алгоритм роботи York – перемежувача полягає в наступному:

- 1) Перемежувач повинен складатися з $4i$ рядків та $4i$ стовпчиків, де i – ціле число.
- 2) Передані символи записуються рядок за рядком по всій матриці перемежувача.
- 3) Символи всього перемежувача розбиваються на блоки 4x4, а далі здійснюється кодування символів.
- 4) Перший символ в першому рядку кожного блоку присвоюється стовпцю і рядок вибирається випадковим чином.
- 5) Другому символу в першому рядку присвоюється стовпчик (колонка), який не був присвоєний символу першого рядка; рядок вибирається

випадковим чином. Рядок і стовпчик вибираються випадковим чином і вони не обов'язково повинні відрізнятися від раніше записаних рядків і стовпців.

6) Цей процес повторюється до тих пір, поки всі символи в першому рядку не займуть позиції в блоці. Всі символи першого рядка повинні тепер бути в різних позиціях.

7) Три інших рядка кодуються аналогічним чином.

8) Далі символи зчитуються зі всього перемешувача по стовпцям.

Процес перемешування представлений на Рис. 3.12.

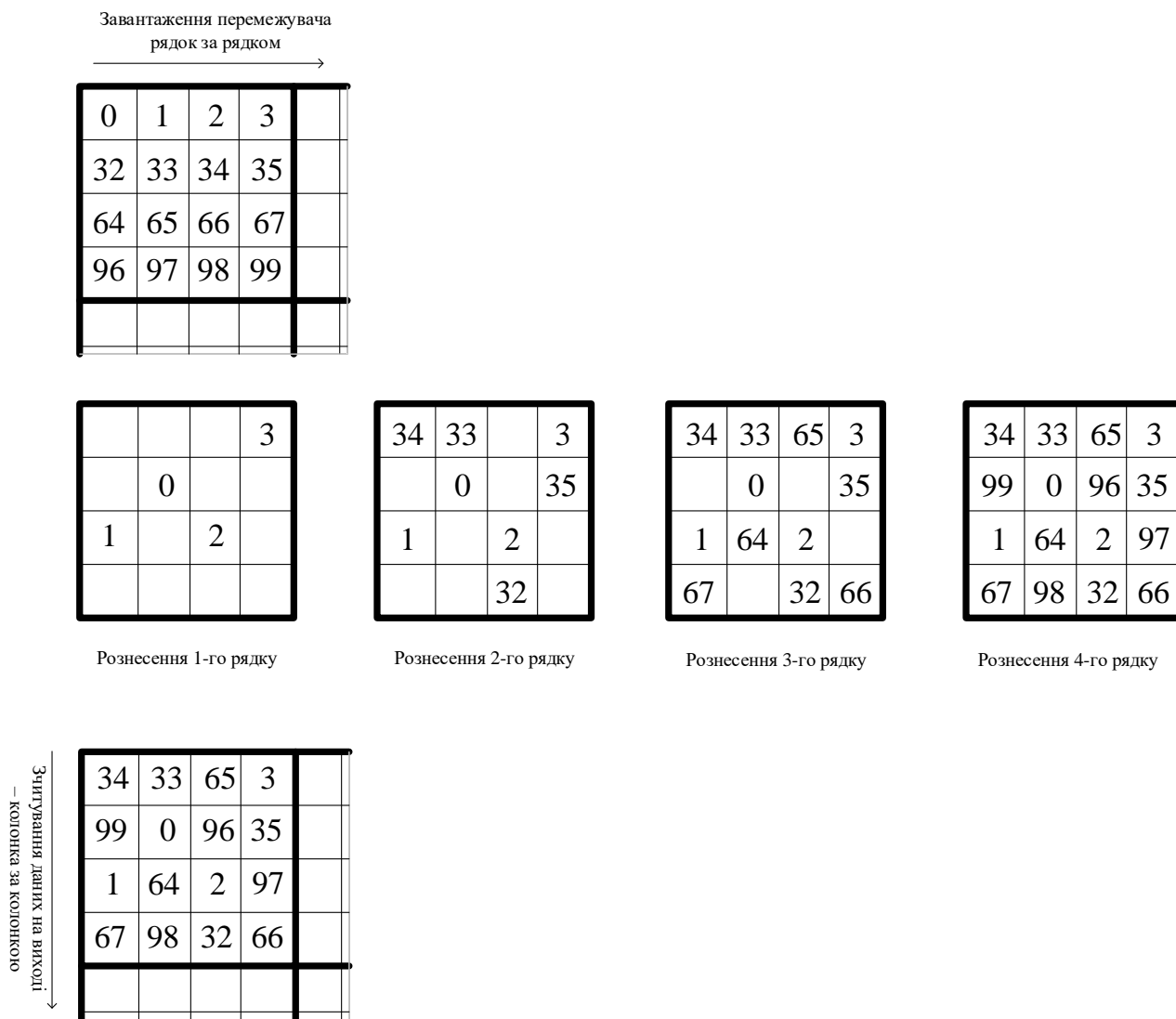


Рис. 3.12. Процес перемешування інформаційних символів York-перемешувача

Встановлено, що s -параметр та дисперсія даного перемешувача рівні $S=26$, $\gamma = 0.232$, що значно більше ніж у всіх раніше розглянутих перемешувачів.

На Рис. 3.13 представлені криві ймовірностей помилкового декодування ТК при використанні алгоритма декодування LOG-MAP, інформаційної послідовності довжиною $N=1024$ біт, швидкості передачі $R=1/3$, 16-позиційної кодової решітки при наявності в каналі зв'язку АБГШ та при використанні перемежувачів всіх розглянутих конструкцій.

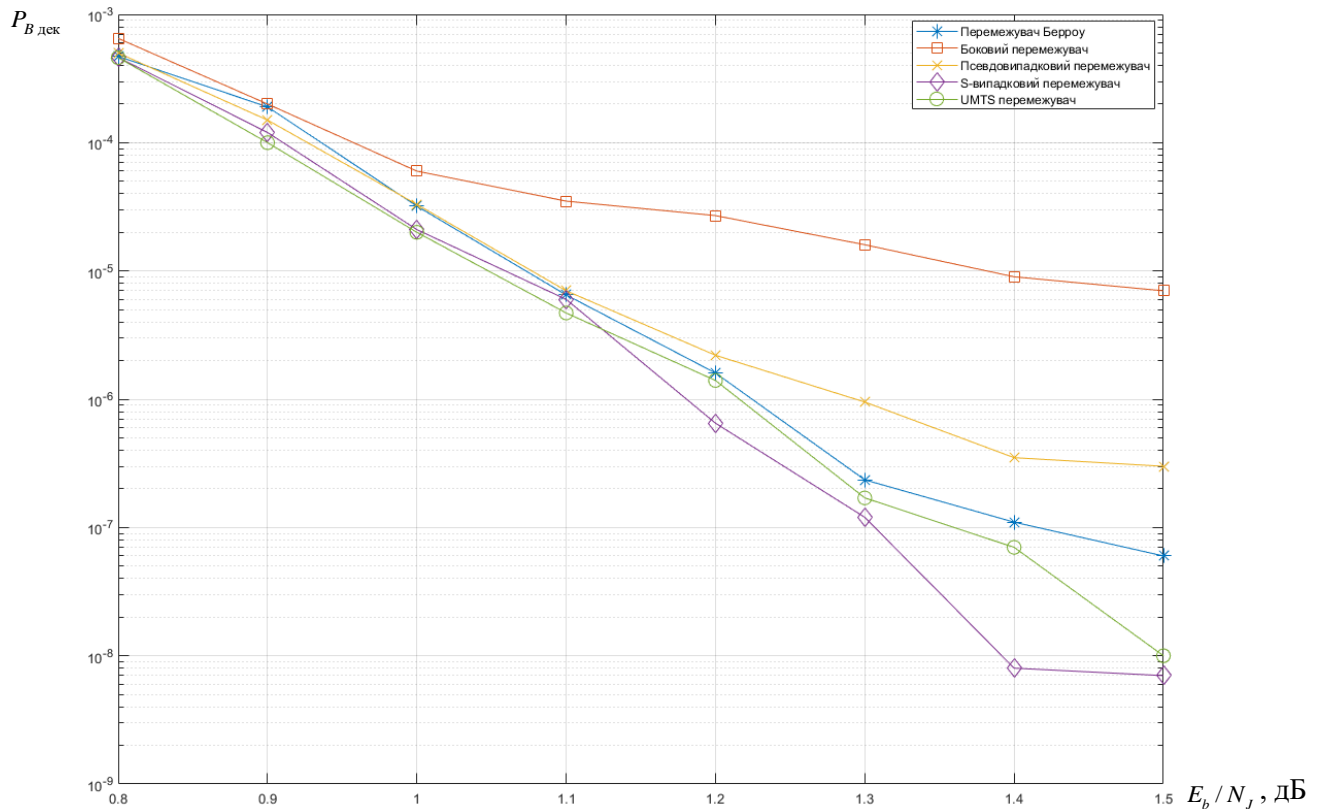


Рис. 3.13. Ймовірності помилкового декодування ТК при використанні деперемежувачів в каналі зв'язку з АБГШ при $I=8$ ітерацій.

Для оцінки ефективності експлуатаційних характеристик та вибору типу перемежувача/деперемежувача використовуються три параметри: s -параметр, дисперсія та мінімальна відстань або кодова вага. На Рис. 3.14 приведені гістограми спектральних відстаней розглянутих перемежувачів /деперемежувачів [132, 150-153].

Сума спектральних відстаней для інформаційних послідовностей з вагою $i=2,3$ та 4 визначалась як $a(d) = a(d,2) + a(d,3) + a(d,4)$. Вісь "у" на гістограмі обмежена $a(d)=60$ послідовностями, типи перемежувачів/деперемежувачів впорядковані в залежності від ймовірності помилкового декодування.

З приведених гістограм та кривих ймовірностей помилкового

декодування ТК впливає, що найменша ймовірність помилкового декодування забезпечується при використанні s -випадкового перемежувача. Отже, “гарний” перемежувач/деперемежувач повинен мати високу мінімальну кодову вагу або велику мінімальну відстань d_{\min} , мале значення спектральної відстані $a(d,i)$, високу дисперсію та великий s -параметр, а також високу швидкість запису та зчитування інформаційних біт.

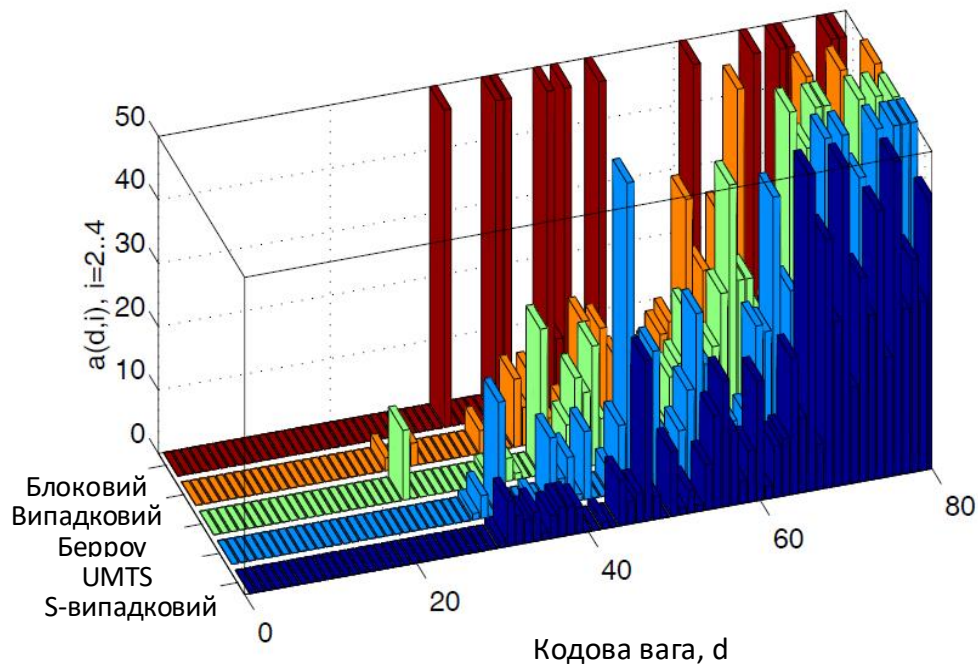


Рис. 3.14. Спектральні відстані перемежувачів, які складаються із суми відстаней $a(d,i)$ при інформаційній вазі $i = 2, 3$ та 4 послідовностей

13. Спіральний перемежувач. Цей тип перемежувача, який є ще однією модифікацією регулярного перемежувача, був запропонований Барбулеску.

Для спірального перемежувача з R рядків та C стовпців, дані записуються по рядках та зчитуються по діагоналі, починаючи з нижнього лівого елемента:

$$\lambda(t) = i_r * C + j_r$$

$$i_r = C * R - 1 - t(\text{mod } R) \quad (3)$$

$$j_r = t \text{ mod } C, \quad (4)$$

Можна показати, що перемежувач є парним-непарним, якщо C – парне.

Ще одне обмеження на побудову перемежувача є те, що R і C повинні бути взаємно простими.

14. Рівномірний перемешувач. Цей тип перемешувача, за визначенням, є середнім зі всіх можливих перемешувачів, що припускає, випадковий вибір з рівномірним розподілом. Це корисно, так як число границь насправді допускає перемешувачі такого роду – таким чином, імітуючи турбокоди з рівномірним перемешуванням дозволяє справедливе порівняння з такими границями. Це також свідчить про те, що продуктивність досягається без особливих зусиль.

Формальне визначення такого перемешування означає, що продуктивність результуючого турбокоду може бути обчислена шляхом усереднення результатів турбокодів з усіма можливими перемешувачами.

3.2. Метод адаптивного вибору параметрів S -випадкового перемешувача в безпроводових системах передачі даних з турбокодуванням

На Рис. 3.15 показана структурна схема модифікованого кодера ТК (розглядається двокомпонентний ТК). Кодер ТК складається з каскадної побудови паралельно з'єднаних РСЗК, розділених пристроєм перемешування. Використовується S -випадковий перемешувач, параметри якого будуть змінюватися за інформацією з блоку прийняття рішень ітеративного декодера ТК.

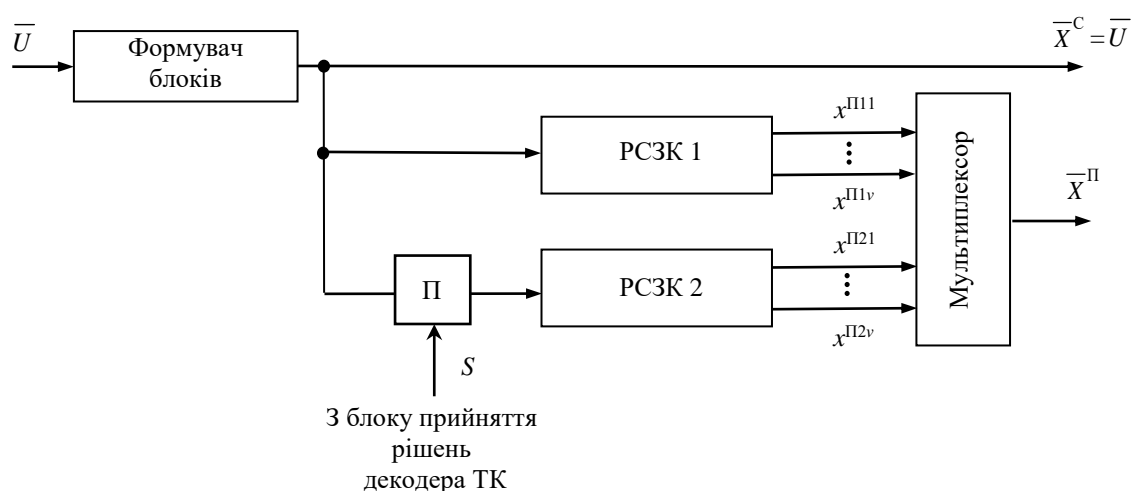


Рис. 3.15. Структурна схема модифікованого кодера ТК

В момент часу t на вхід РСЗК надходить інформаційний біт u_t , $t \in \overline{1, N}$ блоку розміром N . РСЗК турбокода в залежності від значення вхідного біта формує систематичний c_t^C та перевірочний c_t^P біти, $t \in \overline{1, N}$, $c_t^C, c_t^P \in (0, 1)$.

Для здійснення процедури фазової модуляції ФМ-2 сигналу, систематичний c_t^C та перевірочний c_t^P біти перетворюються в систематичний x_t^C та перевірочний x_t^P символи, $t \in \overline{1, N}$, $x_t^C, x_t^P \in (-1, 1)$. Кодове слово ТК формується паралельним з'єднанням двох РСЗК, розділених перемешувачем. У результаті турбокодування кожному систематичному біту c_t^C будуть відповідати два перевірочних біти c_t^{P1} , c_t^{P2} , які потім перетворюються в символи x_t^C , x_t^{P1} , $x_t^{P2} \in (-1, 1)$.

Висока ефективність турбокодів багато в чому залежить від принципів формування кодових комбінацій та розроблених для них ймовірнісних алгоритмів декодування, що враховують для підвищення надійності декодування як апостеріорну, так і апріорну інформації. Коригувальна здатність коду базується на виконанні декількох етапів декодування або ітерацій декодування. Дану властивість було покладено в основу побудови алгоритмів декодування ТК з метою підвищення надійності декодування, коли апостеріорна інформація декодера ТК після операції перемешення або деперемешення використовується в якості апріорної для наступного декодера.

Ітеративний декодер складається з послідовно з'єднаних між собою компонентних декодерів. Одна ітерація включає в себе два послідовно з'єднані компонентні декодери, два пристрої перемешення та деперемешення. Пристрій деперемешення виконує операцію зворотню операції перемешення. У схемі декодера ТК використовується $d = 2I$ компонентних декодерів, де I – загальна кількість ітерацій декодування, $d \in \overline{2, D}$, D – загальна кількість компонентних декодерів.

Нехай послідовність на виході кодера ТК має вигляд: $\bar{X} = (\bar{X}^C, \bar{X}^P)$, де $\bar{X}^C = \bar{U}$ – систематичний вихід кодера, а $\bar{X}^P = (\bar{X}^{P1}, \bar{X}^{P2})$ – перевірочні виходи

кодера ТК розмірності v , де v – загальна кількість перевірочних символів кожного рекурсивного систематичного згорткового коду. Передбачається, що канал зв'язку дискретно-неперервний і має ідеальну імпульсну характеристику $h_c(t)=1$, внаслідок чого сигнал спотворюється тільки наявністю білого гауссівського шуму. З виходу каналу послідовність символів подається на декодер ТК кожної ітерації декодування: $\bar{Y}^1 = (L_c \bar{Y}^{C1}, L_c \bar{Y}^{П1})$ – для декодера 1, де $\bar{Y}^{П1} = (\bar{Y}^{П11}, \dots, \bar{Y}^{П1v})$, а $\bar{Y}^2 = (L_c \bar{Y}^{C2}, L_c \bar{Y}^{П2})$ – для декодера 2, де $\bar{Y}^{П2} = (\bar{Y}^{П21}, \dots, \bar{Y}^{П2v})$. У цьому випадку $\bar{Y}^{C1} = \bar{Y}^C, \bar{Y}^{C2}$ – послідовності систематичних символів з урахуванням відповідної операції переміщення, а L_c – параметр «канальної надійності», що характеризує «зашумленість» каналу передачі інформації [154-156].

Логарифмічне відношення функцій правдоподібності (ЛВФП) $L(u_k)$ про переданий біт u_k визначається таким чином [157-159]:

$$L(u_t) = \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{t-1} = s', y_1^{t-1}) P(u_t = 1, y_t, y_{t+1}^N / s_{t-1} = s', y_1^{t-1}) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{t-1} = s', y_1^{t-1}) P(u_t = 0, y_t, y_{t+1}^N / s_{t-1} = s', y_1^{t-1}) / P(y_1^N)} \right] = \frac{\sum_{u^+} P(s_{t-1} = s', y_1^{t-1}) P(u_t = 1, y_t, y_{t+1}^N / s_{t-1} = s') / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{t-1} = s', y_1^{t-1}) P(u_t = 0, y_t, y_{t+1}^N / s_{t-1} = s') / P(y_1^N)}, \quad (3.5)$$

де s' – стан для моменту часу $t-1$, s – стан для моменту часу t , $y_1^N = \{y_1^{t-1}, y_t, y_{t+1}^N\}$ – один кадр прийнятого символу, який може бути розбитий на три частини. Перша частина містить спостереження перед моментом часу t , друга частина – поточне спостереження, третя частина – спостереження після моменту t .

З урахуванням

$$P(u_t = u, y_t, y_{t+1}^N / s_{t-1} = s') = P(y_{t+1}^N / s_{t-1} = s', u_t = u, y_t) P(u_t = u, y_t / s_{t-1} = s') = P(y_{t+1}^N / s_t = s) P(u_t = u, y_t / s_{t-1} = s'), \quad (3.6)$$

$$\alpha_t(s) = P(s_t = s, y_t), \quad (3.7)$$

$$\beta_{t-1}(s') = P(y_t^N / s_{t-1} = s'), \quad (3.8)$$

$$\gamma_t(s', s) = P(u_t = u, y_t / s_{t-1} = s'), \quad (3.9)$$

де $\alpha_t(s)$ – спільна ймовірність у стані s для моменту часу t , $\beta_{t-1}(s')$ – умовна ймовірність у стані s' для моменту часу $t-1$, $\gamma_t(s', s)$ – це умовна ймовірність того, що існує перехід із стану s_{t-1} у стан s_t , викликаний символом u_t , отримаємо ЛВФП про переданий біт $L(x_t)$ (наприклад, для першого декодера):

$$L^{1,j}(x_t) = \log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \alpha_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \beta_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s', s) / P(y_1^N)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \alpha_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \beta_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s', s) / P(y_1^N)} =$$

$$\log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s', s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s', s)} = L_c^{1,j}(y_t) + L_a^{1,j}(x_t) + L_e^{1,j}(x_t), \quad (3.10)$$

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

Існують три події про прийняття рішень при декодуванні декодером d , $d \in \overline{1,2}$, ітерації декодування j , $j \in \overline{1,I}$ біта інформації:

1) подія A_1 . Змін знака у значеннях $L_a^{d,j}(x_t^C)$ й $L_e^{d,j}(x_t^C)$ ітерації j не відбувається ($\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) = \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C))$), $L(x_t^C) \geq 0$. Прийняте «тверде» рішення, що був переданий біт $x_t^C = 1$.

2) подія A_2 . Змін знака у значеннях $L_a^{d,j}(x_t^C)$ і $L_e^{d,j}(x_t^C)$ ітерації j не відбувається ($\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) = \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C))$), $L(x_t^C) < 0$. Прийняте «тверде» рішення, що був переданий біт $x_t^C = 0$.

3) подія A_3 . Знак значення апріорної $L_a^{d,j}(x_t^C)$ і знак значення апостеріорної інформацій $L_e^{d,j}(x_t^C)$ ітерації j не дорівнює нулю ($\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^C)) \neq \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^C))$). Можуть виникнути помилки декодування.

Показник невизначеності для декодера d , $d \in \overline{1,2}$, ітерації декодування j , $j \in \overline{1,I}$, обчислюється за допомогою наступної процедури:

$$\sum_{d=1}^2 R^{d,j}(t+1) = R^{d,j}(t) + 1, \quad (3.11)$$

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

Чим частіше збільшуються значення показника невизначеності R , тим частіше з'являються неправильно декодовані біти, що приводить до погіршення достовірності прийому інформації.

Сумарний показник невизначеності R_Σ визначається сумою показників невизначеності для всіх ітерацій декодування:

$$R_\Sigma = \sum_{j=1}^I R^{d,j}. \quad (3.12)$$

При параметричній адаптації на основі розрахунку показника невизначеності для декодера d , $d \in \overline{1,2}$, ітерації декодування j , $j \in \overline{1,I}$, залежно від накоплених значень невизначеності декодування n блоків даних здійснюється адаптивний вибір параметра розносу перемезження біт даних для S -випадкового перемезувача.

Структурна схема модифікованого ітеративного декодера турбокоду з блоком прийняття рішень, який містить модулі розрахунку показників невизначеності $R^{d,j}$, R_Σ , \tilde{R} , показана на Рис. 3.16. За значеннями \tilde{R} здійснюється вибір параметра розносу S біт даних S -випадкового перемезувача. Інформація про значення параметра S передається на кодер та декодер ТК для зміни алгоритму перемезження (деперемезження).

Алгоритм реалізації метода параметричної адаптації такий.

Крок 1. Формування множини значень систематичних інформаційних бітів U^c розміром $1 \times K$, вироблених кодером турбокодів:

$$U^c = \{u_1^c, u_2^c, u_3^c, \dots, u_K^c\}, \quad (3.13)$$

де K – довжина вхідної послідовності.

Крок 2. Для операції перемезження використовується S -випадковий перемезувач, де початковий параметр $S = \lfloor (\sqrt{K/2})/2 \rfloor$. При цьому мінімальне значення параметра $S_{\min} = 2$, а максимальне значення дорівнює $S_{\max} = \sqrt{K}$.

Крок 3. Формування множини апріорних значень ЛВФП про передані біти на 2-му декодері j -ї ітерації

$$LA = [L_a^{2,j}(x_1^c) \quad L_a^{2,j}(x_2^c) \quad \dots \quad L_a^{2,j}(x_K^c)] \quad (3.14)$$

Крок 4. Формування множини апостеріорних значень ЛВФП про передані біти

$$LE = [L_e^{2,j}(x_1^c) \quad L_e^{2,j}(x_2^c) \quad \dots \quad L_e^{2,j}(x_K^c)] \quad (3.15)$$

Крок 5. Виконання циклу: якщо $\text{sign}(L_a^{d,j}(x_t^c)) \neq \text{sign}(L_e^{d,j}(x_t^c))$, то $R^{d,j}(i+1) = R^{d,j}(i) + 1$, $R_\Sigma = \sum_{j=1}^I \sum_{d=1}^2 R^{d,j}$, $t \in \overline{1, N}$ для всіх біт блока довжиною K , декодерів d , $d \in \overline{1, 2}$, ітерацій декодування j , $j \in \overline{1, I}$. Якщо умова не виконується, то $R^{d,j}(i+1) = R^{d,j}(i)$.

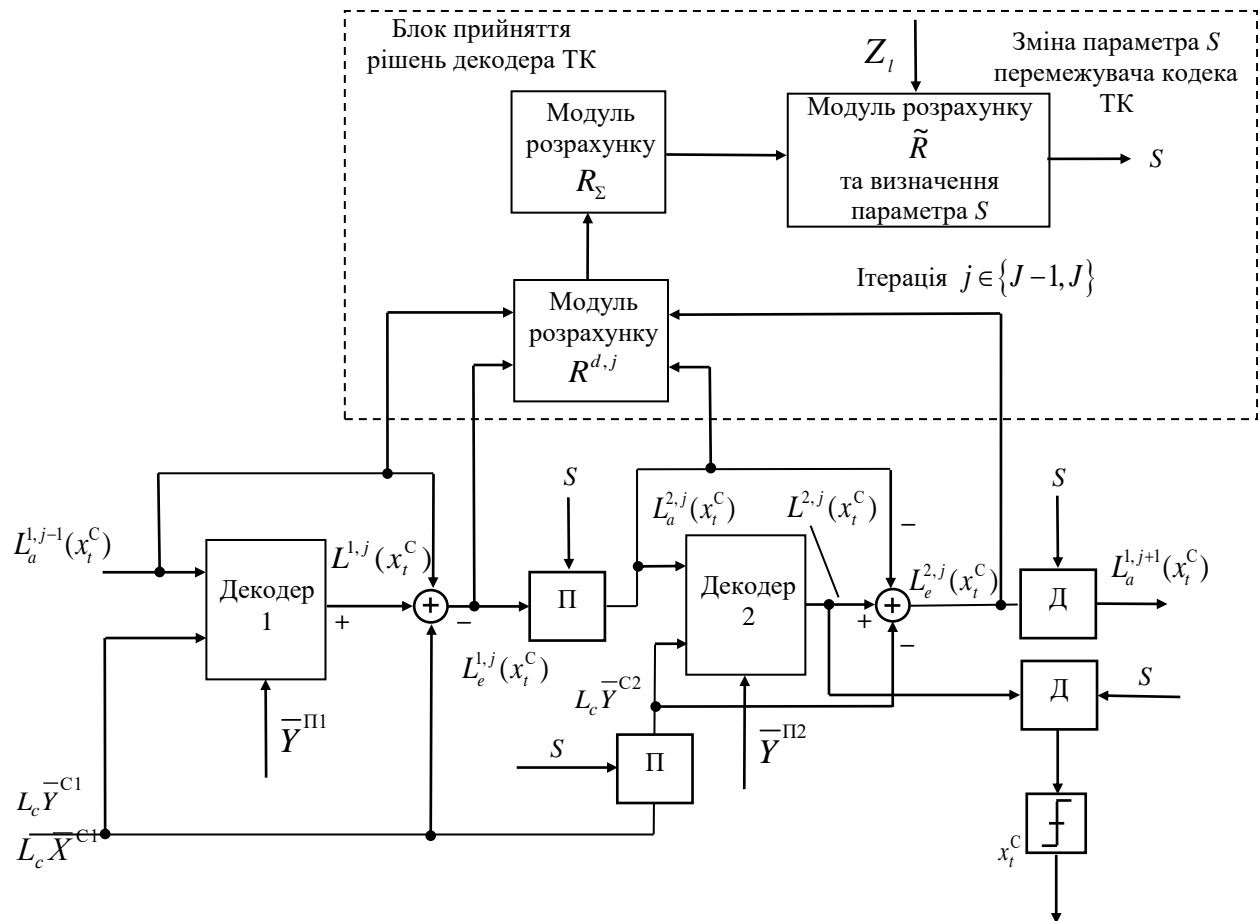


Рис. 3.16. Структурна схема модифікованого ітеративного декодера ТК

Крок 6. Розрахунок середнього показника невизначеності за результатами приймання B блоків даних

$$\tilde{R} = \sum_{i \in 1}^B R_{\Sigma i} \quad (3.16)$$

Крок 7. Розраховується значення відношення сигнал-завада і за рішенням умовної дискретної задачі оптимізації: $S^* = \min_S f(|\tilde{R}(S) - R_{зад}(S)|, Z)$, вибирається параметр розносу перемезження біт даних S для S -випадкового перемезувача. Задані значення показника невизначеності $\tilde{R}_{зад}$ отримуються за допомогою поведіння статистичного імітаційного моделювання системи з турбокодами в умовах впливу флуктуаційного шуму і навмисних завад для заданих значень середньої ймовірності бітової помилки декодування $P_{Вдек}$, $f(\cdot)$ – задається у вигляді наперед сформованої за допомогою моделювання таблиці, яка зберігається у базі даних.

У Таблиці 3.6 показані значення нормованих показників невизначеності, які застосовуються при параметричній адаптації (кількість біт в блоці $N = 900$), отримані шляхом проведення імітаційного моделювання для ТК з поліномами (1, 7/5), (1, 13/11), (1, 23/21), (1, 37/35), швидкістю кодування $R=1/3$, алгоритмом декодування LOG-MAP, 8 ітераціями декодування при використанні каналу з адитивним білим гауссівським шумом з різними значеннями відношення сигнал-шум.

Таблиця 3.6. Значення нормованих показників невизначеності для S -випадкового перемезувача (кількість біт в блоці $N = 900$)

ВСШ, дБ	(1, 7/5)	(1, 13/11)	(1, 23/21)	(1, 37/35)
0	$\tilde{R}_{зад} = 0.24$	$\tilde{R}_{зад} = 0.23$	$\tilde{R}_{зад} = 0.22$	$\tilde{R}_{зад} = 0.2$
0.3	$\tilde{R}_{зад} = 0.21$	$\tilde{R}_{зад} = 0.20$	$\tilde{R}_{зад} = 0.18$	$\tilde{R}_{зад} = 0.16$
0.6	$\tilde{R}_{зад} = 0.16$	$\tilde{R}_{зад} = 0.15$	$\tilde{R}_{зад} = 0.13$	$\tilde{R}_{зад} = 0.12$
0.9	$\tilde{R}_{зад} = 0.12$	$\tilde{R}_{зад} = 0.11$	$\tilde{R}_{зад} = 0.10$	$\tilde{R}_{зад} = 0.9$
1.2	$\tilde{R}_{зад} = 0.09$	$\tilde{R}_{зад} = 0.08$	$\tilde{R}_{зад} = 0.07$	$\tilde{R}_{зад} = 0.06$
1.5	$\tilde{R}_{зад} = 0.06$	$\tilde{R}_{зад} = 0.05$	$\tilde{R}_{зад} = 0.04$	$\tilde{R}_{зад} = 0.03$
1.8	$\tilde{R}_{зад} = 0.05$	$\tilde{R}_{зад} = 0.04$	$\tilde{R}_{зад} = 0.03$	$\tilde{R}_{зад} = 0.02$
2.1	$\tilde{R}_{зад} = 0.03$	$\tilde{R}_{зад} = 0.02$	$\tilde{R}_{зад} = 0.01$	$\tilde{R}_{зад} = 0.008$
2.4	$\tilde{R}_{зад} = 0.016$	$\tilde{R}_{зад} = 0.014$	$\tilde{R}_{зад} = 0.004$	$\tilde{R}_{зад} = 0.003$

3.3. Дослідження ефективності запропонованого методу

Оцінка характеристик достовірності передачі інформації з використанням запропонованого методу структурної адаптації кодера і декодера турбокоду проводилася за допомогою методу імітаційного моделювання. Для порівняння запропонованих результатів в якості аналога був обраний стандарт мобільного зв'язку четвертого покоління 4G LTE-Advanced.

Застосовувалися турбокоди з двома компонентними кодерами, поліноміальними генераторами (1, 23/21), S -випадковим перемежувачем (деперемежувачем), кількістю біт в переданому (прийнятому) блоці $N = 100, 169, 400, 900, 1600, 6144$, алгоритмом декодування LOG-MAP, швидкістю кодування ТК $R = 1/3$. Параметр разносу перемеження $S \in [S_{\min}, S_{\max}]$, де $S_{\min} = 2, S_{\max} = \sqrt{N}$, N – кількість біт у блоці.

На Рис. 3.17-3.22 показані, отримані в результаті імітаційного моделювання, графіки залежності середньої ймовірності бітової помилки декодування $P_{B\text{дек}}$ від відношення сигнал-шум E_b / N_f , де E_b – енергія біта, N_f – спектральна щільність потужності білого гауссівського шуму, без адаптивного вибору параметра разносу перемеження S -випадкового перемежувача (як в стандарті LTE) і з застосуванням адаптації.

Аналіз результатів моделювання, показаний на Рис. 3.17, свідчить, що зі збільшенням спектральної щільності потужності шуму в каналі збільшується значення параметра S , що призводить до підвищення достовірності передачі інформації в порівнянні з відомим методом (зменшується кількість помилок в 1,25 рази) і виходить енергетичний вигравш у відношенні сигнал-шум на 0.3 дБ.

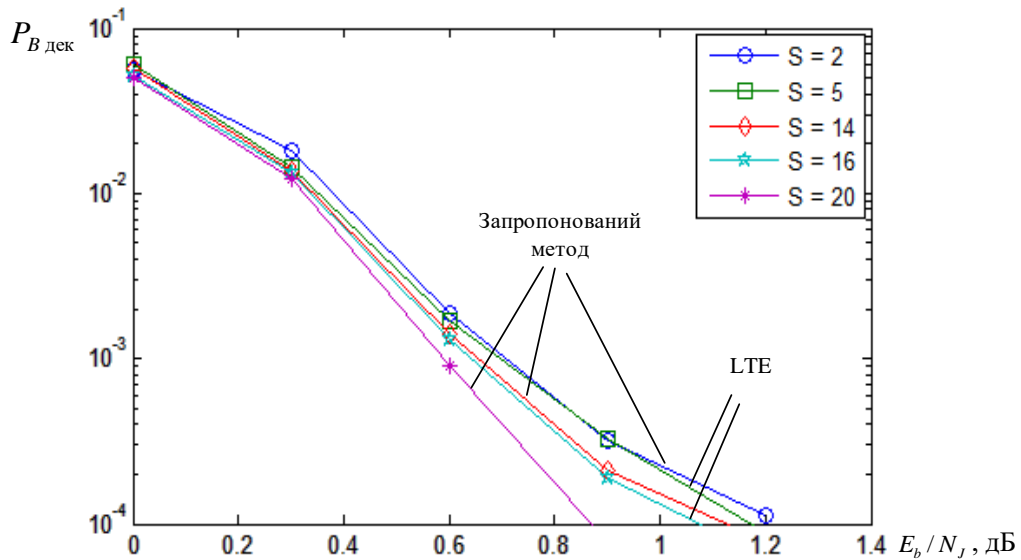


Рис. 3.17. Результати моделювання характеристик достовірності передачі інформації при використанні розміру блоку даних $N = 400$

Аналогічні результати виходять зі збільшенням довжини блоку даних, як показано на Рис. 3.18 – кількість помилок зменшується в 1,1 разів, виходить енергетичний вигравш у відношенні сигнал-шум на 0,15 дБ. І навпаки, зі зменшенням спектральної щільності потужності шуму в каналі зменшується значення параметра S , за умови підтримки заданої достовірності передачі інформації, при цьому зменшується складність реалізації процесу кодування/декодування інформаційної послідовності біт даних.

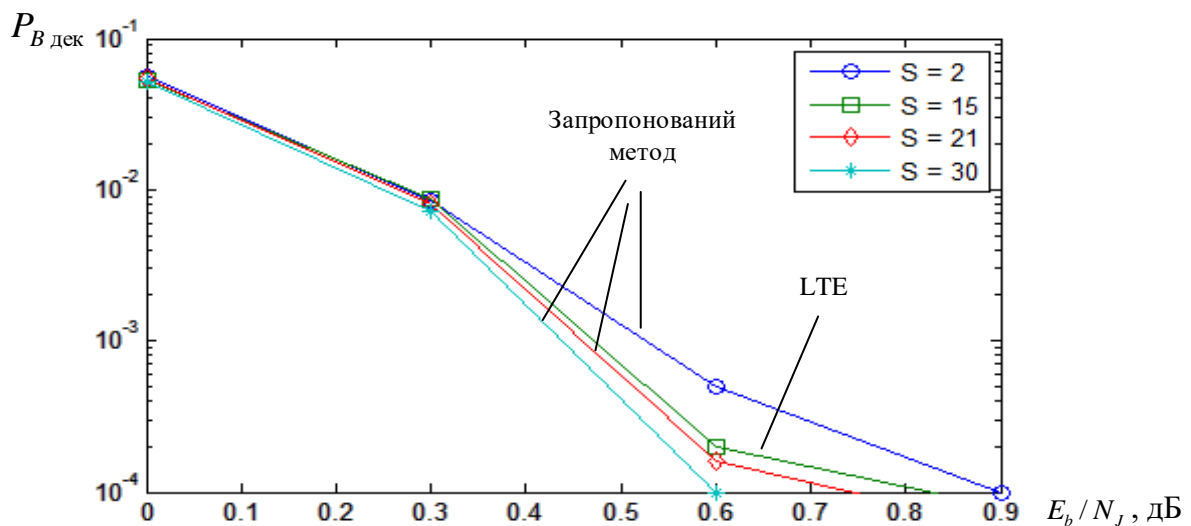


Рис. 3.18. Результати моделювання характеристик достовірності передачі інформації при використанні розміру блоку даних $N = 900$

Аналіз результатів моделювання, показаний на Рис. 3.19, свідчить, про те що підвищується достовірність передачі інформації в порівнянні з відомим

методом (зменшується кількість помилок в 1,17 раз) і виходить енергетичний вигравш у відношенні сигнал-шум на 0.09 дБ.

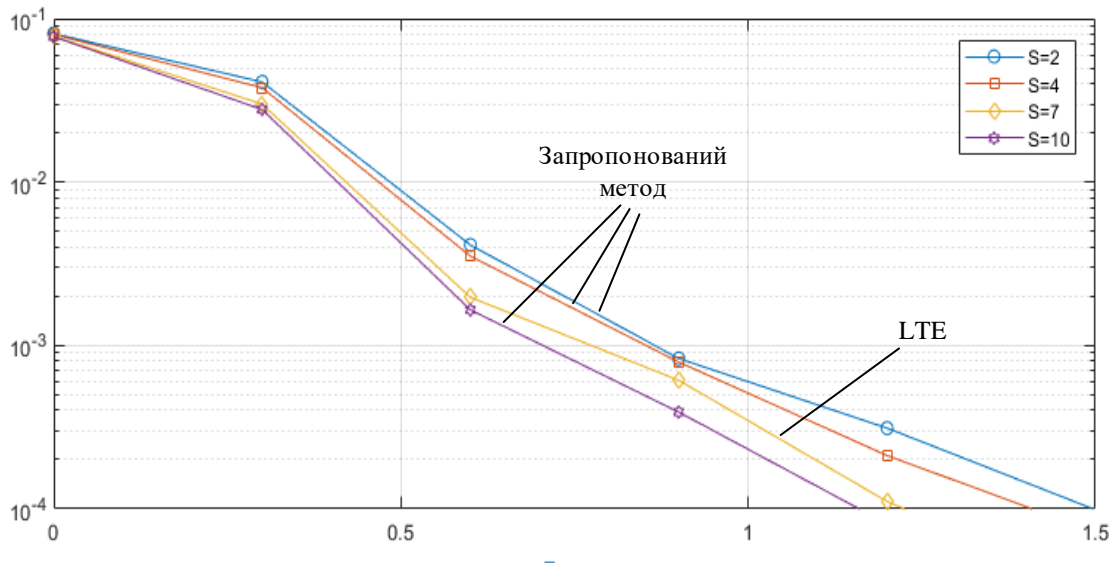


Рис. 3.19. Результати моделювання характеристик достовірності передачі інформації при використанні розміру блоку даних $N = 100$

Аналіз результатів моделювання, показаний на Рис. 3.20, свідчить, про те що підвищується достовірність передачі інформації в порівнянні з відомим методом (зменшується кількість помилок в 1,19 раз) і виходить енергетичний вигравш у відношенні сигнал-шум на 0.07 дБ.

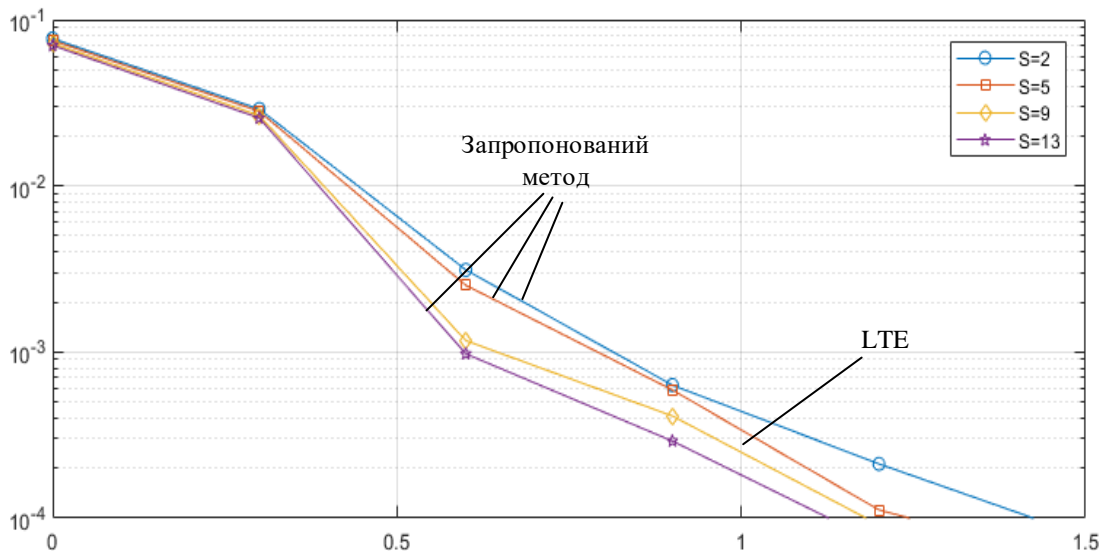


Рис. 3.20. Результати моделювання характеристик достовірності передачі інформації при використанні розміру блоку даних $N = 169$

Аналіз результатів моделювання, показаний на Рис. 3.21, свідчить, про те що підвищується достовірність передачі інформації в порівнянні з відомим

методом (зменшується кількість помилок в 1,3 рази) і виходить енергетичний вигравш у відношенні сигнал-шум на 0.05 дБ.

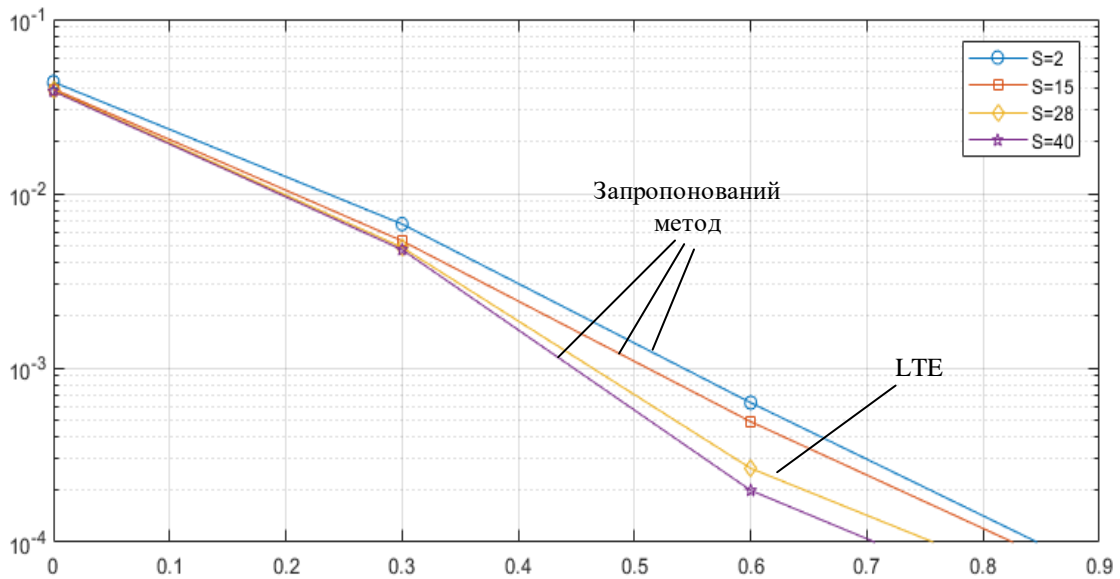


Рис. 3.21. Результати моделювання характеристик достовірності передачі інформації при використанні розміру блоку даних $N = 1600$

Аналіз результатів моделювання, показаний на Рис. 3.22, свідчить, про те що підвищується достовірність передачі інформації в порівнянні з відомим методом (зменшується кількість помилок в 1,2 рази) і виходить енергетичний вигравш у відношенні сигнал-шум на 0.03 дБ.

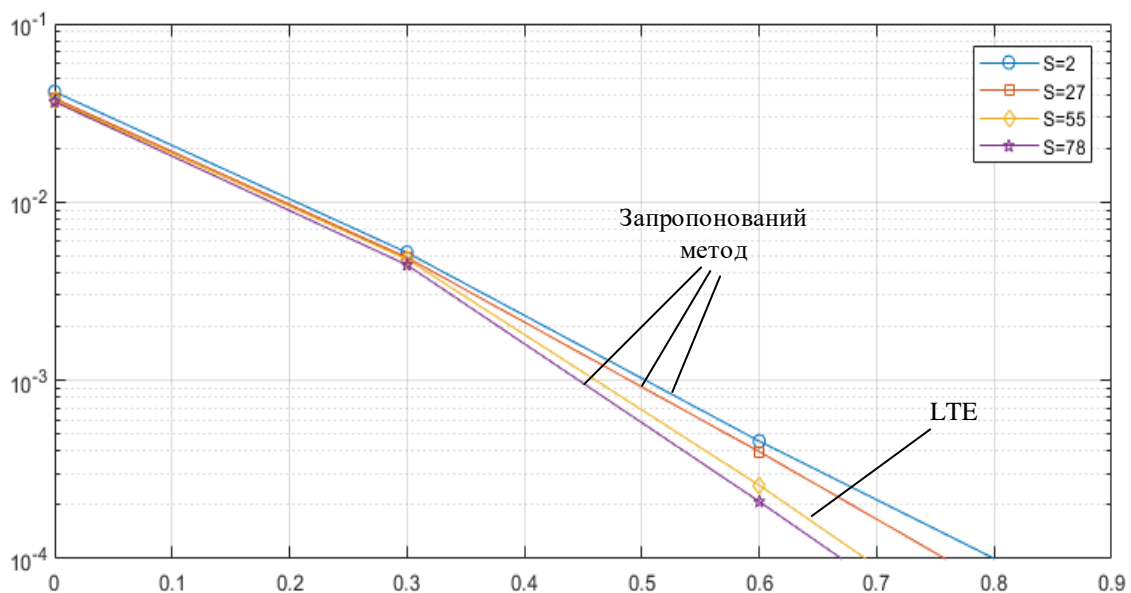


Рис. 3.22. Результати моделювання характеристик достовірності передачі інформації при використанні розміру блоку даних $N = 6144$

Наприклад, при використанні двокомпонентного ТК з поліномами (1, 23/21), кількістю біт в переданому (прийнятому) блоці $N = 400$, алгоритмом декодування Log Map, швидкістю кодування ТК $R = 1/3$, 8 ітераціями декодування зменшення параметра S з 14 до 2 призведе до зменшення складності програмно-апаратної реалізації кодера/декодера турбокода на 13,7%. При аналогічних параметрах ТК для блоку даних $N = 900$ біт зміна параметра S з 21 до 2 зменшить складність програмно-апаратної реалізації кодера/декодера турбокоду на 10%.

Висновки за розділом 3

1. До нових наукових результатів, одержаних у цьому розділі дисертаційної роботи, відносяться:

Вперше запропоновано метод адаптивного вибору параметрів S -випадкового перемешувача в безпроводових системах передачі даних з турбокодуванням. Сутність методу полягає в застосуванні параметричної адаптації S -випадкового перемешувача, а саме вибору параметра розносу S для S -випадкового перемешувача.

2. Для аналізу якості результатів декодування та параметричної адаптації S -випадкового перемешувача запропоновано використання середнього показника невизначеності, отриманого за результатами декодування прийнятих блоків даних, який приймає рішення про помилкове декодування біта даних за результатами змін знака значень апостеріорно-апріорних ЛВФП декодера турбокоду та характеризує ефективність декодування прийнятої інформаційної послідовності.

3. Використання методу за рахунок адаптації S -випадкового перемешувача дозволяє одержати енергетичний виграш 0,03–0,15 дБ у порівнянні з відомими методами.

Основні наукові результати, одержані в цьому розділі, опубліковані у статтях [54, 55].

РОЗДІЛ 4. МОДИФІКОВАНИЙ МЕТОД ФОРМУВАННЯ ГІБРИДНОГО ЗАПИТУ НА ПОВТОРНУ ПЕРЕДАЧУ В УМОВАХ НЕВИЗНАЧЕННОСТІ

4.1. Аналіз існуючих систем ARQ, HARQ

Надійність передачі даних є однією з основних проблем в області бездротового зв'язку. Для підвищення потужності були введені системи автоматичного запиту на повторну передачу (ARQ). Однак системи ARQ страждають від зниження пропускної здатності. Для вирішення проблеми зниження пропускної здатності, системи ARQ були об'єднані з системами прямої корекції помилок (FEC) для розробки систем гібридного автоматичного запиту на повторну передачу (HARQ). На Рис. 4.1 представлена класифікація систем контролю за помилками.

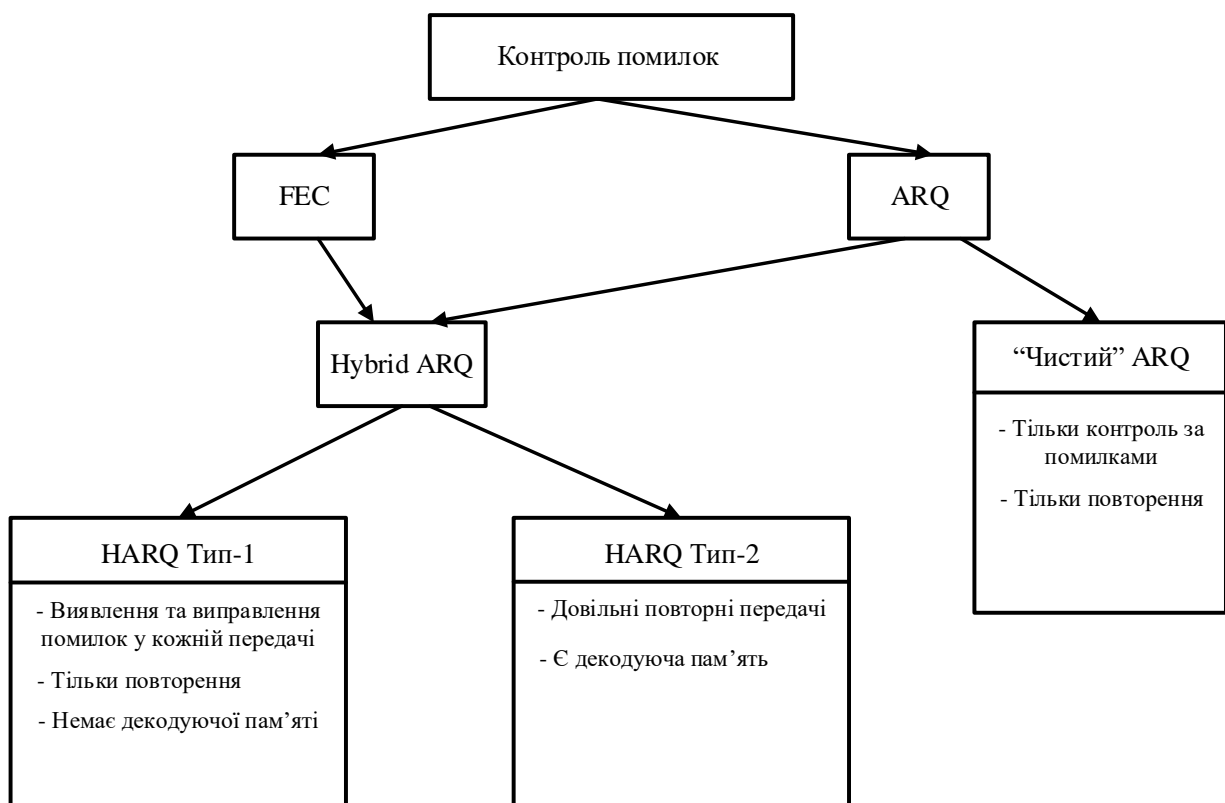


Рис. 4.1. Класифікація систем контролю за помилками

Роль FEC полягає у зменшенні частоти повторних передач шляхом виправлення помилок у отриманих пакетах. Це підвищує пропускну здатність. Коли FEC не може виправити помилки, то вони виправляються за допомогою ARQ, і це підвищує надійність. Таким чином, належна комбінація FEC та ARQ

забезпечить більш високу надійність, ніж окремо система FEC з більшою пропускнуою здатністю, і ніж окремо система, яка використовує тільки ARQ.

4.1.1. Системи ARQ

Звичайним способом керування помилками передачі є використання схем FEC. У системі FEC використовуються корегуючі коди. Коли приймач виявляє наявність помилок, він намагається виявити місцезнаходження помилок і виправити їх. Навіть якщо приймач не зможе виправити помилки, помилкові дані будуть доставлені на верхній рівень. Як альтернатива, коли доступний канал зворотного зв'язку від приймача до передавача, схеми ARQ можуть бути використані для виправлення помилок при передачі. У системі ARQ використовується код з хорошою здатністю виявлення помилок. Пакети даних додаються з бітами виявлення помилок і надсилаються на приймач. Після отримання пакета даних приймач перевіряє наявність помилок у отриманих даних. Якщо є помилки, приймач надсилає сигнал NACK у каналі зворотного зв'язку, що вимагає повторної передачі, і цей процес продовжується до тих пір, поки дані не будуть успішно отримані. Якщо пакет приймається без будь-яких помилок, приймач надсилає сигнал ACK до передавача. Циклічні надлишкові коди (CRC) – це найбільш часто використовувані коди для виявлення помилок [160, 161]. Існує три основні типи схем ARQ, запропоновані в літературі. Це – stop-and-wait ARQ, go-back-N ARQ та ARQ вибіркового повтору.

4.1.1.1. Stop-and-wait ARQ

Приклад Stop-and-wait ARQ показано на Рис. 4.2. Після того, як пакет закодований за допомогою коду виявлення помилок і відправлений на приймач, передавач чекає зворотного зв'язку з приймачем. Якщо передавач отримує повідомлення ACK, він надсилає наступний пакет. Якщо передавач отримує повідомлення NACK на каналі зворотного зв'язку, він повторно передає помилковий пакет. Ця схема зупинки та очікування ARQ є неефективною, коли

існує велика затримка (затримка зворотного зв'язку) між часом передачі кожного пакета та повідомленням про час відгуку ACK або NACK. Перевага цього протоколу полягає в тому, що його легко реалізувати, і що передавач або приймач повинні зберігати лише один пакет у будь-який момент часу [160].

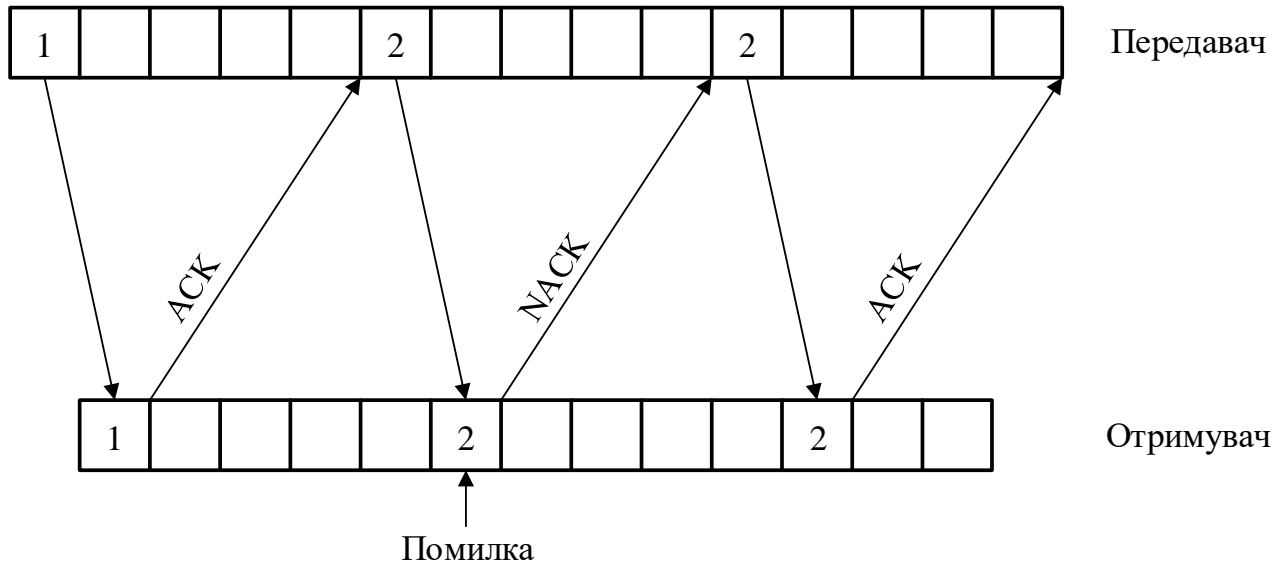


Рис. 4.2. Модель Stop-and-wait ARQ

4.1.1.2. Go-back-N ARQ

Робота системи Go-back-N ARQ показана на Рис. 4.3.

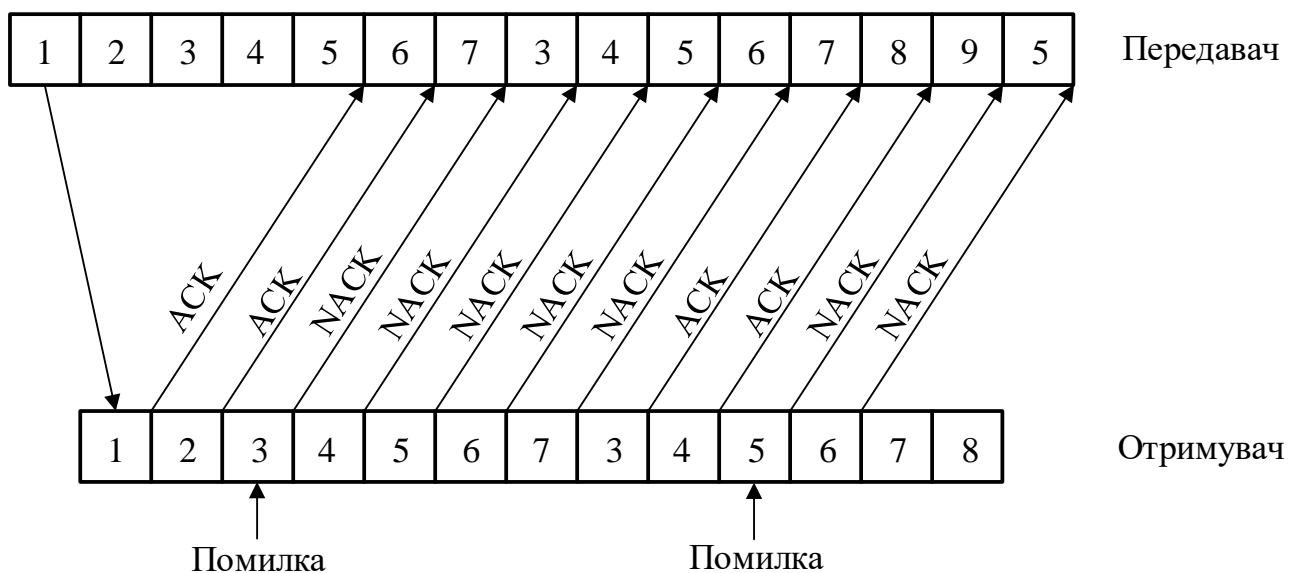


Рис. 4.3. Модель Go-back-N ARQ

У цьому протоколі ARQ передавач не чекає повідомлення ACK для передачі наступного пакета, пакети передаються безперервно. Повідомлення ACK/NACK для переданого пакета буде прийнято після затримки в обидва кінці. Протягом цього часу передавач посилає інші $N-1$ пакети. Коли приймається повідомлення NACK, передавач виконує резервне копіювання помилкового пакету і відправляє його разом з $N-1$ пакетами, які були відправлені під час затримки в обидва кінці. Передавач повинен мати буфери для зберігання N пакетів в будь-який даний момент часу. Беручи до уваги, що на стороні одержувача пакети $N-1$, наступні за помилково прийнятим пакетом, відкидаються незалежно від того, чи є вони помилками чи ні. Через безперервну передачу пакетів цей протокол більш ефективний, ніж Stop-and-wait ARQ. Протокол go-back-N також стає неефективним, якщо затримка із зворотним проходом велика і швидкість передачі даних висока. Неефективність цього протоколу полягає в тому, що багато пакетів без помилок будуть відкинуті в приймачу після виявлення пакета з помилкою [161].

4.1.1.3. ARQ вибіркового повтору

Робота системи ARQ вибіркового повтору показана на Рис. 4.4.

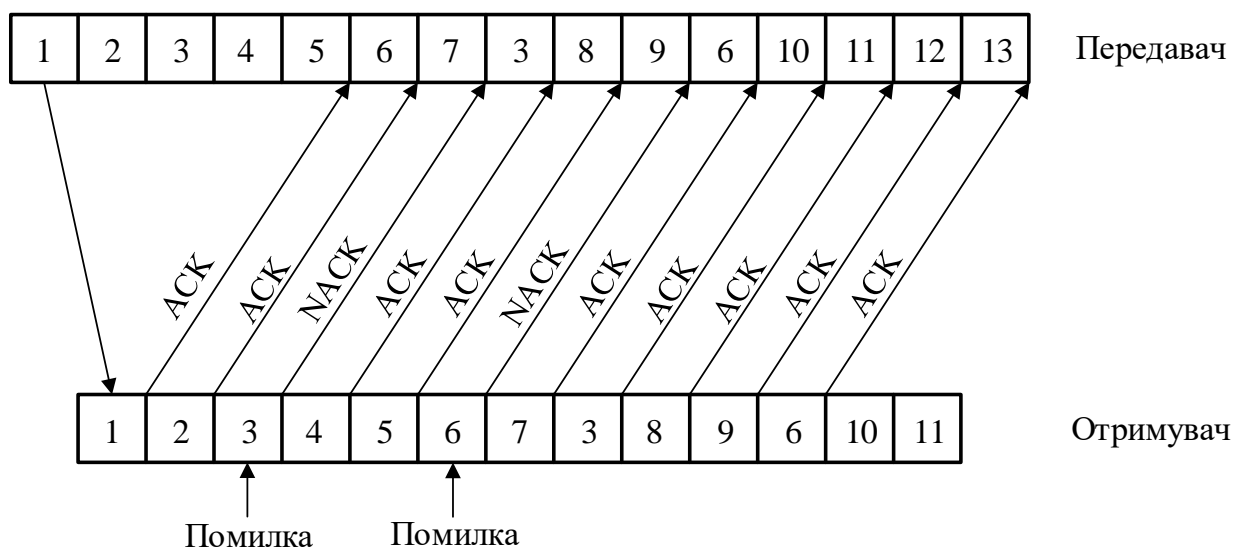


Рис. 4.4. Модель ARQ вибіркового повтору

У цьому протоколі також пакети безперервно відправляються з передавача. Передавач продовжує відправляти нові пакети, поки приймаються

повідомлення АСК. Коли приймається повідомлення NACK, передавач передає тільки помилковий пакет. Оскільки пакети повинні бути доставлені в правильному порядку на більш високі рівні, в приймачі повинен бути наданий буфер для зберігання пакетів, які приймаються без помилок після пакета, який був з помилкою. Коли перший помилковий пакет успішно прийнято, приймач відправляє пакети без помилок в послідовному порядку до тих пір, поки не зустрінеться наступний помилково прийнятий пакет. ARQ вибіркового повтору є найбільш ефективним з трьох протоколів ARQ [161]. Основним недоліком схеми ARQ з вибіркоvim повтором є підвищена складність, оскільки передавач і приймач повинні мати буфери. Дослідження ефективності пропускнув здатності трьох протоколів ARQ є в [161]. Оскільки ймовірність помилки декодування набагато вище ймовірності невиявленої помилки, системи, що використовують тільки схеми FEC, не можуть гарантувати високу надійність. Більш того, для отримання високої надійності з використанням FEC необхідно використовувати довгі потужні коди і виправляти велику кількість помилок. Однак використання довгих кодів робить декодування складним для реалізації і дорогим у обчисленні. У порівнянні з системами, що використовують тільки FEC, системи ARQ прості і забезпечують більшу надійність. Недоліки в схемах ARQ і FEC можуть бути подолані, якщо дві схеми управління помилками належним чином об'єднані. Така комбінація двох основних схем управління помилками називається HARQ – Hybrid ARQ [161].

4.1.2. Аналіз HARQ систем

Для підвищення надійності передачі даних, системи HARQ включені в безпроводові стандарти, такі як LTE, LTE-Advanced та WiMAX [162].

На Рис. 4.5 представлена класифікація типів передачі систем HARQ на основі часу та адаптації [163].

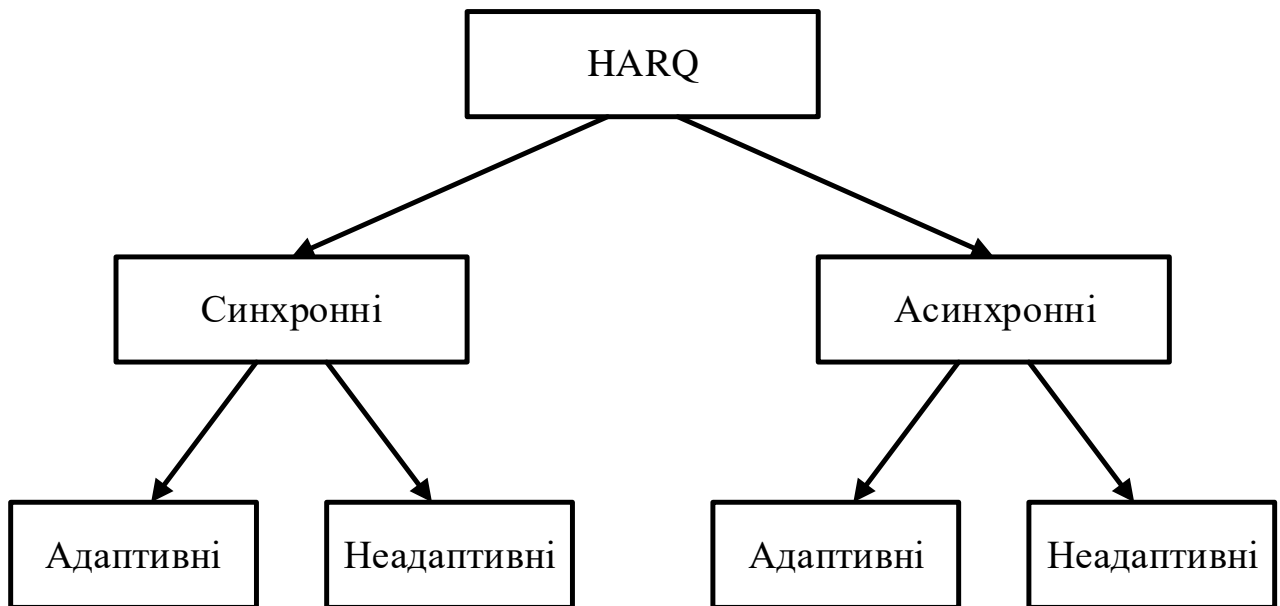


Рис. 4.5. Класифікація типів передачі систем HARQ

Це синхронні адаптивні системи, синхронні неадаптивні системи, асинхронні адаптивні системи та асинхронні неадаптивні системи.

В синхронних неадаптивних системах HARQ повторні передачі відбуваються з фіксованими інтервалами часу. На Рис. 4.6 представлений процес передачі даних в синхронних неадаптивних системах HARQ з кількістю блоків передачі в кадрі $N = 8$. Якщо перший блок передається в часі, як підкадр №0, то спроба повторної передачі може здійснюватися лише в підкадрі № 8 і т.д [163].

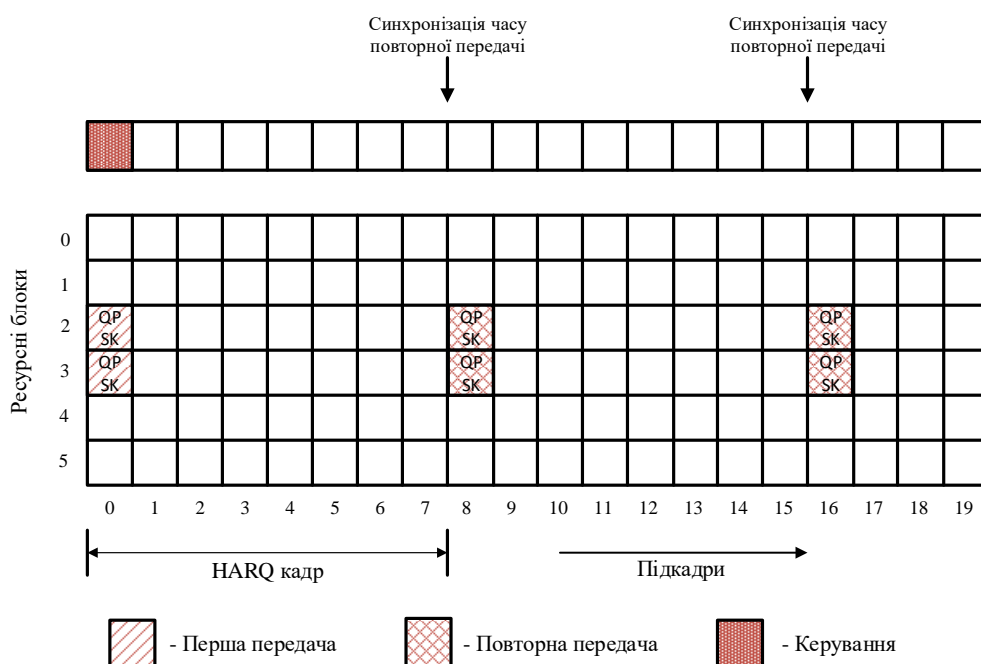


Рис. 4.6. Процес передачі даних в синхронних неадаптивних системах HARQ

Однією з переваг синхронного неадаптивного HARQ є те, що керуюча інформація повинна передаватися лише разом з першим блоком, оскільки час повторних передач визначено. Однак основним недоліком синхронного неадаптивного HARQ є те, що повторно передані блоки не можуть бути заплановані на частотно-часових ресурсах, які мають хороші умови каналу під час повторних передач [163].

На Рис. 4.7 представлений процес передачі даних в синхронних адаптивних системах HARQ з кількістю блоків передачі в кадрі $N = 8$.

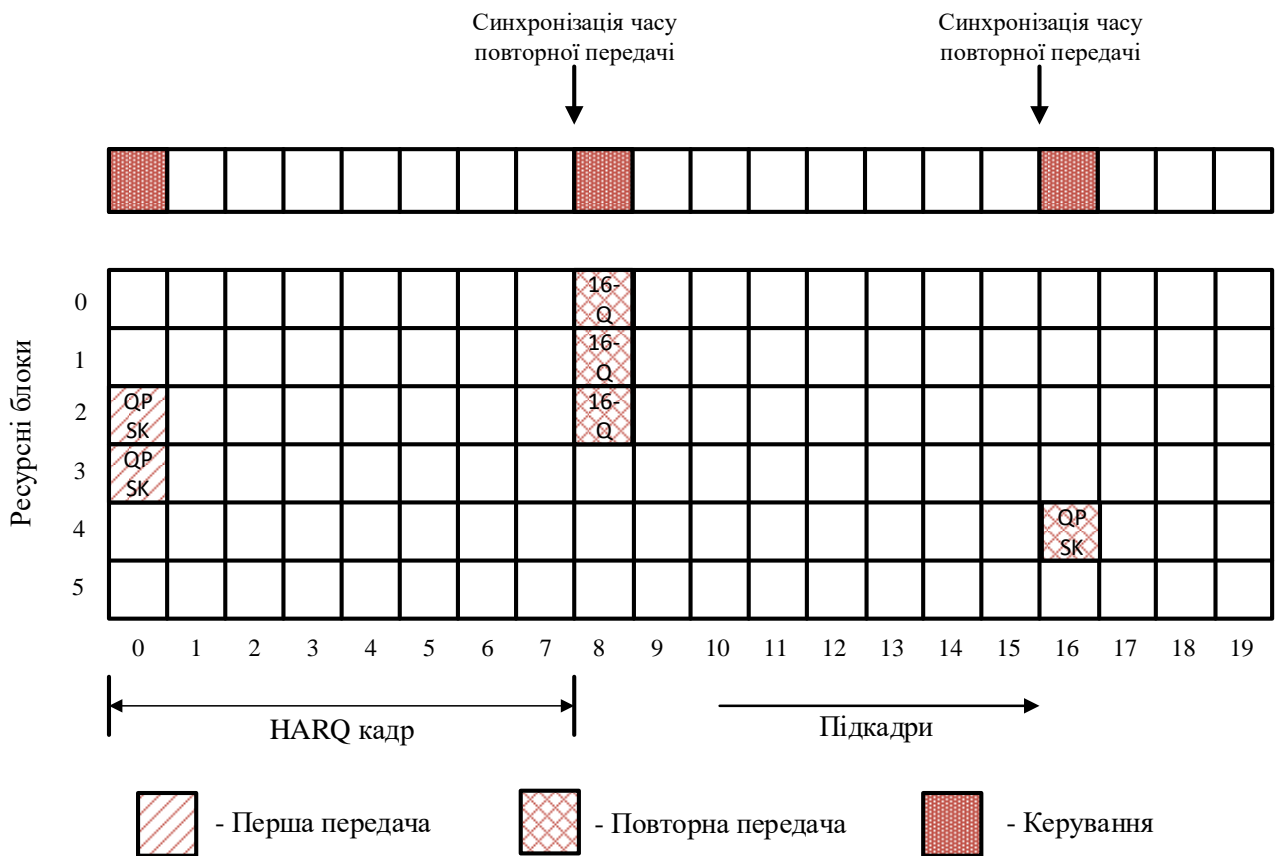


Рис. 4.7. Процес передачі даних у синхронних адаптивних системах HARQ

Синхронний адаптивний HARQ дозволяє змінювати розподіл ресурсів, схему модуляції та кодування для повторних передач. Подібно до синхронної неадаптивної HARQ, час повторної передачі фіксовано. Оскільки розподіл ресурсів, схема модуляції та кодування може змінюватися для повторних передач, керуюча інформація відправляється з повторною передачею.

На Рис. 4.8 представлений процес передачі даних в асинхронних неадаптивних системах HARQ з кількістю блоків передачі в кадрі $N = 8$.

Асинхронний неадаптивний HARQ дозволяє запланувати повторні передачі в часі. У такому HARQ розподіл ресурсів, схема модуляції та кодування для повторних передач зберігаються так само, як і на вхідній передачі. Тільки керуюча інформація, що несе ідентифікатор користувальницького обладнання, HARQ процесу і версії надлишковості, передається з кожної повторної передачею [163].

Основним недоліком цієї схеми є обмежена гнучкість. Резервування ресурсів передачі, схема модуляції та кодування для повторних передач не можуть бути адаптовані.

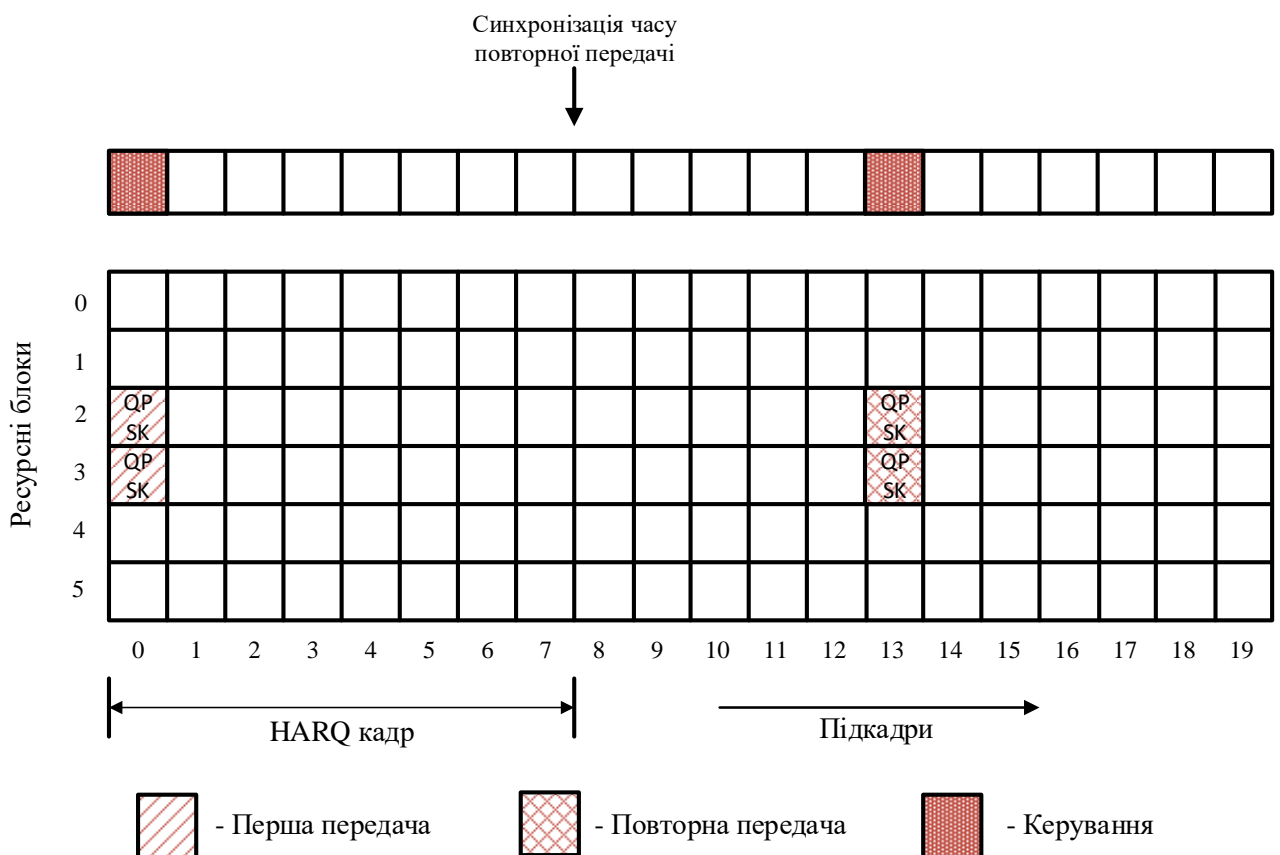


Рис. 4.8. Процес передачі даних у асинхронних неадаптивних системах HARQ

Асинхронна адаптивна система HARQ забезпечує повну гнучкість при повторних передачах. Повторні передачі виконуються так само, як і початкові передачі, як показано на Рис. 4.9 [163]. Як адаптація, так і синхронізація коригуються відповідно до якості каналу. Отже, час повторної передачі, розподіл ресурсів, схеми модуляції та кодування адаптуються відповідно до умов каналу і ресурсів під час повторної передачі.

Одним з основних недоліків є те, що повну інформацію керування потрібно відправляти з повторними передачами. Навіть якщо час, розподіл ресурсів, модуляція та кодування не змінюються щодо початкової передачі, то все одно необхідно передати інформацію керування в асинхронному адаптивному HARQ.

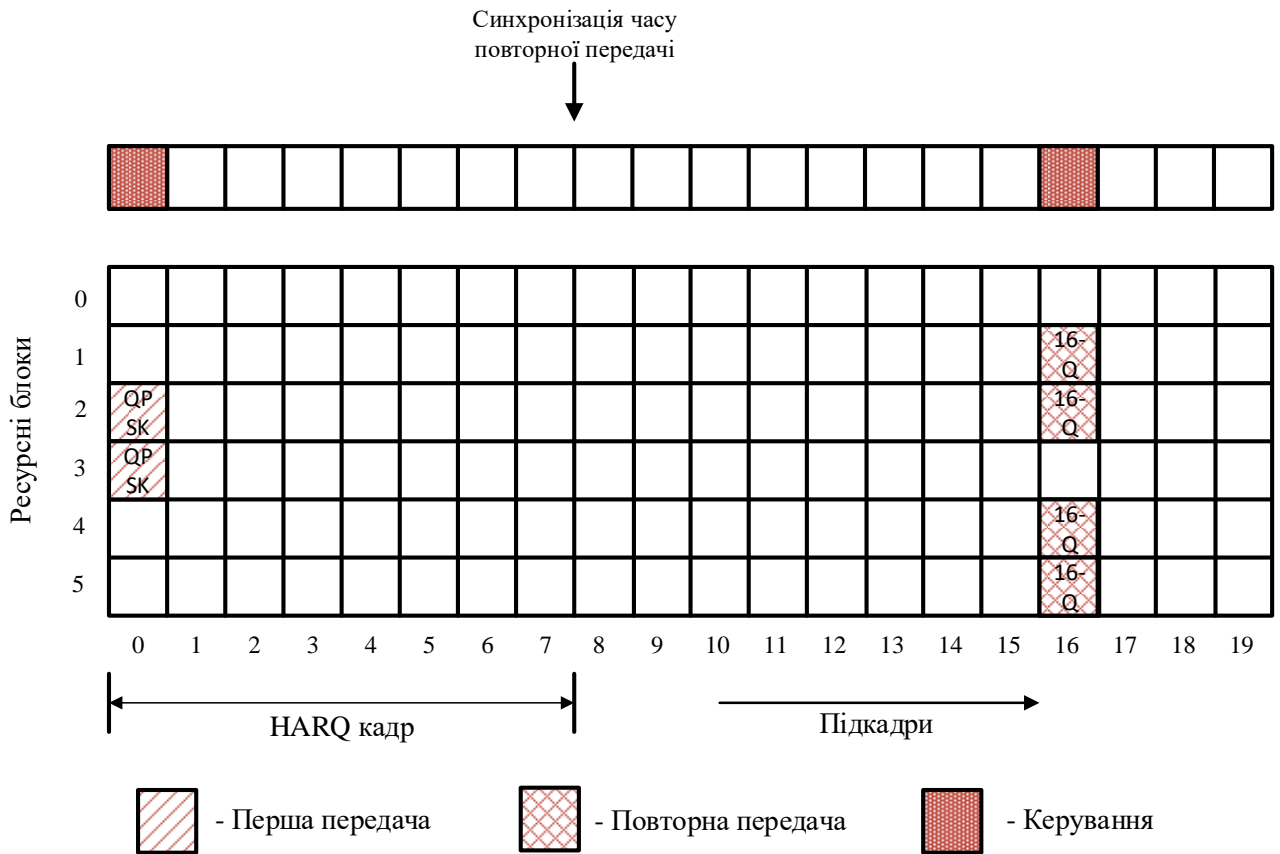


Рис. 4.9. Процес передачі даних у асинхронних адаптивних системах HARQ

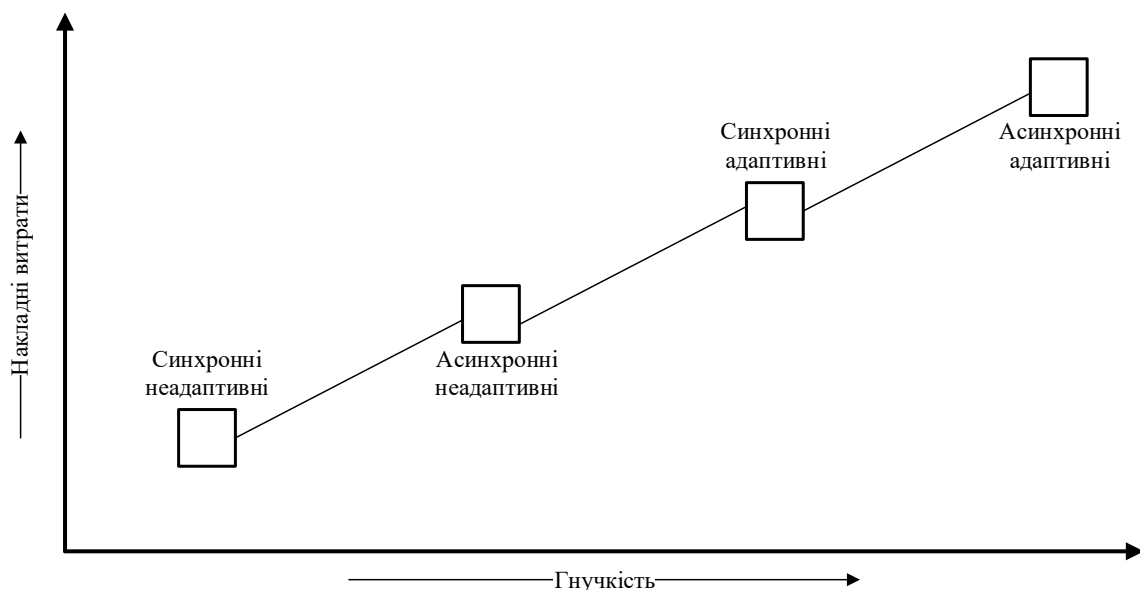


Рис. 4.10. Накладні витрати та гнучкість HARQ

На Рис. 4.10 показаний графік залежності гнучкості і накладних витрат для різних гібридних схем ARQ [163]. Синхронна неадаптивна система HARQ має найменші витрати, а також забезпечує мінімальну гнучкість. З іншого боку, асинхронна адаптивна схема забезпечує максимальну гнучкість за рахунок великих накладних витрат. Синхронна адаптивна система і асинхронна неадаптивна система забезпечують деяку гнучкість для запобігання конфліктів ресурсів з проміжними накладними витратами. Очікується, що накладні витрати для синхронної адаптивної системи будуть більше, ніж асинхронної адаптивної системи, оскільки розподіл ресурсів зазвичай найбільше впливає на загальні накладні витрати.

Також системи HARQ класифікуються, як системи HARQ типу-1 та HARQ типу-2.

4.1.2.1. Тип-I HARQ

У цих системах може одночасно використовуватися корекція помилок і виявлення помилок. Якщо число помилок в прийнятому пакеті знаходиться в межах корегуючої здатності коду, помилки будуть виправлені. Якщо приймач не в змозі виправити помилки, відбувається запит на повторну передачу. Коли повторно переданий пакет отриманий, приймач знову намагається виправити помилки (якщо вони є). Якщо помилки не виправилися, то знову відбувається запит на повторну передачу. Цей процес триває до тих пір, поки пакет не буде прийнятий правильно. Оскільки код повинен мати можливість одночасно виявляти і виправляти помилки, потрібно більше бітів контролю парності. Це збільшує додаткові витрати, які пов'язані з передачею. Через це, системи типу HARQ-I можуть мати більш низьку пропускну здатність, ніж схеми ARQ, якщо умови каналу хороші. Однак, якщо каналні умови не є хорошими, і коригувальна здатність FEC коду хороша, система типу HARQ-I може досягти більш високої пропускну здатності, ніж система ARQ [161].

4.1.2.2. Тип-II HARQ

Тип-II HARQ використовує повторну передачу послідовності, яка містить в основному біти парності, а не повторного надсилання вихідної послідовності. Ці схеми іноді називають схеми HARQ з м'яким комбінуванням.

Вони підрозділяються на два типи: системи з відслідковуючим комбінуванням (Chase Combining (CC) Schemes) та системи з інкрементальною надлишковістю (IR)(Incremental Redundancy (IR) Schemes) [164-165].

4.1.2.2.1. Системи з відслідковуючим комбінуванням (Chase Combining (CC) Schemes)

Це схеми типу HARQ-II, в якому всі повторні передачі містять ту ж саму інформацію, тобто пакет кодується з використанням того ж коду каналу під час кожної передачі і сигнал, що передається містить ті ж кодовані біти [160, 166-167]. Приймач використовує максимальне співвідношення об'єднання для декодування пакета даних. Об'єднання зазвичай виконується після демодуляції, але перед декодуванням.

Системна модель схеми CC-HARQ, показана на Рис. 4.11. Набір інформаційних бітів N_I кодується для отримання N_C кодованих бітів. Потім ці біти перемежуються і N модульованих символів відправляється адресату в N каналах. Якщо приймач не в змозі декодувати пакет, то ті ж N символів модуляції s_1, \dots, s_N передаються протягом фази повторної передачі. Якщо максимальна кількість повторної передачі для кожного пакета даних обмежена L , то максимальна кількість каналів, що використовуються для передачі кожного пакета – $L*N$.

В літературі пропонується кілька варіантів схем з відслідковуючим комбінуванням. Наприклад, замість передачі цілого кодового слова під час повторних передач може бути передана лише частина кодового слово, і такі

схеми називаються частковими схемами з відслідковуючим комбінуванням, що поєднують схеми HARQ.

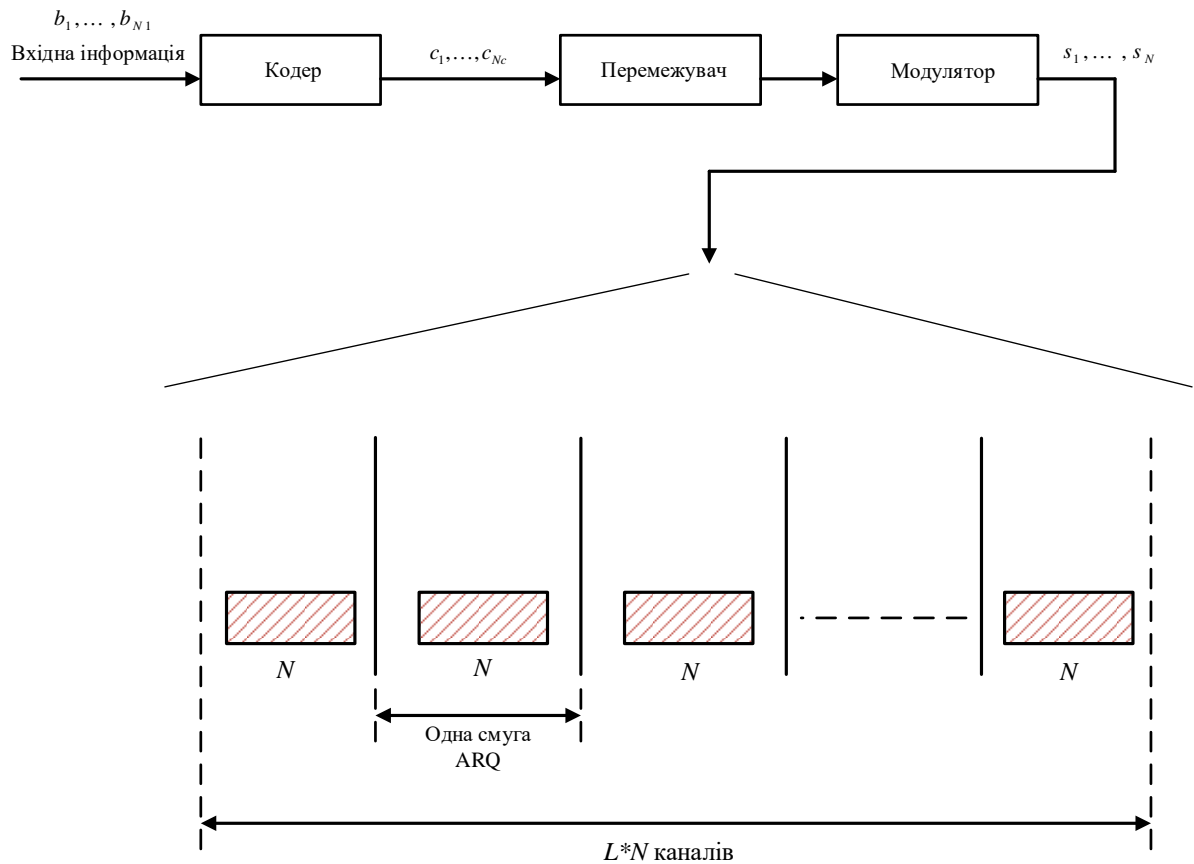


Рис. 4.11. Модель HARQ з відслідковуючим комбінуванням

4.1.2.2.2. Системи з інкрементальною надлишковістю (Incremental Redundancy (IR) Schemes)

У цих схемах типу HARQ-II, всі наступні повторні передачі додають «нову» інформацію. Зазвичай під час повторних передач, додаються додаткові біти парності, які передаються адресату [160, 168-169]. Приймач об'єднує інформацію з поточної повторної передачі з інформацією з попередніх спроб передачі одного і того ж пакету. Оскільки кожна передача містить інформацію, яка не була передана раніше, в результаті чого швидкість передачі коду в приймачі знижується на кожній повторній передачі.

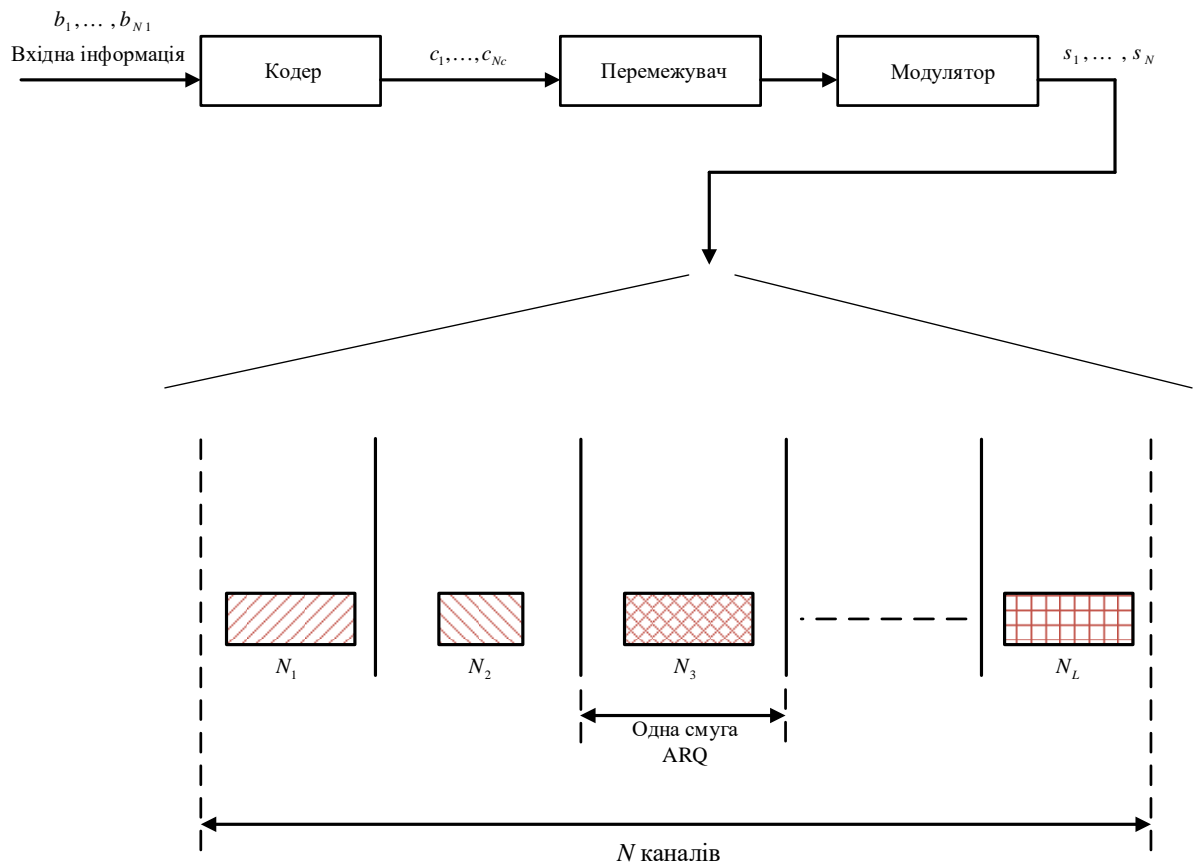


Рис. 4.12. Модель HARQ з інкрементальною надлишковістю

Можна розглянути схеми з відслідковуючим комбінуванням, як окремий випадок додаткових схем надмірності [160, 170].

Системна модель HARQ з інкрементальною надлишковістю, показана на Рис. 4.12. Ця модель подібна до тієї, що показана для схеми HARQ з відслідковуючим комбінуванням на Рис. 4.11, за винятком того, що під час повторних передач символи модуляції, що відповідають новим біт парності, надсилаються в пункт призначення.

Недоліком схем гібридного автоматичного запиту повторної передачі HARQ полягає в тому, що при запиті на повторну передачу передається заново весь блок, тим самим зменшуючи швидкість передачі інформації і збільшуючи час передачі інформації.

4.2 Модифікований метод формування гібридного запиту на повторну передачу в умовах невизначеності

Суть методу полягає в повторній передачі біт даних, які визначилися як помилкові, з використанням додаткової інформації про ЛВФП для цих біт при обчисленні результуючих функцій правдоподібності декодером ТК. Існуючі методи формування гібридного автоматичного запиту на повторну передачу використовують при кожній наступній передачі повторно цілий блок даних, значно знижуючи при цьому пропускну здатність каналів передачі даних.

Висока ефективність ТК багато в чому залежить від принципів формування кодових комбінацій і розроблених для них імовірнісних алгоритмів декодування, що враховують для підвищення надійності декодування як апостеріорну, так і апріорну інформації. Коригувальна здатність коду базується на виконанні декількох етапів декодування або ітерацій декодування. Дана властивість було покладено в основу побудови алгоритмів декодування ТК з метою підвищення надійності декодування, коли апостеріорна інформація декодера ТК після операції перемезження або деперемезження використовується в якості апріорної для наступного декодера.

На Рис. 4.13 наведено структурну схему декодера турбокоду, який складається з двох елементарних декодерів, кожен з яких здійснює декодування інформації, сформованої відповідним компонентним рекурсивним систематичним згорточним кодом, а також двох перемезувачів та двох деперемезувачів. Перемезувачі аналогічні тим, які використовуються в кодері.

Кожен декодер ТК обчислює логарифмічні відношення функцій правдоподібності про передані біти інформації, представлені у вигляді «м'яких» рішень. При цьому модуль отриманої величини пропорційний правдоподібності (надійності) переданого біта, а знак відповідає значенню символу: мінус – нулю, а плюс – одиниці.

Логарифмічні відношення функцій правдоподібності про кожен переданий біт, одержувані в процесі декодування компонентним декодером ТК, перед кожним наступним декодером переставляються або депереставляються (в

залежності від використаного декодера), що призводить до зменшення кореляційних зв'язків між інформаційними і перевірочними символами, а також до збільшення коригувальних властивостей ТК.

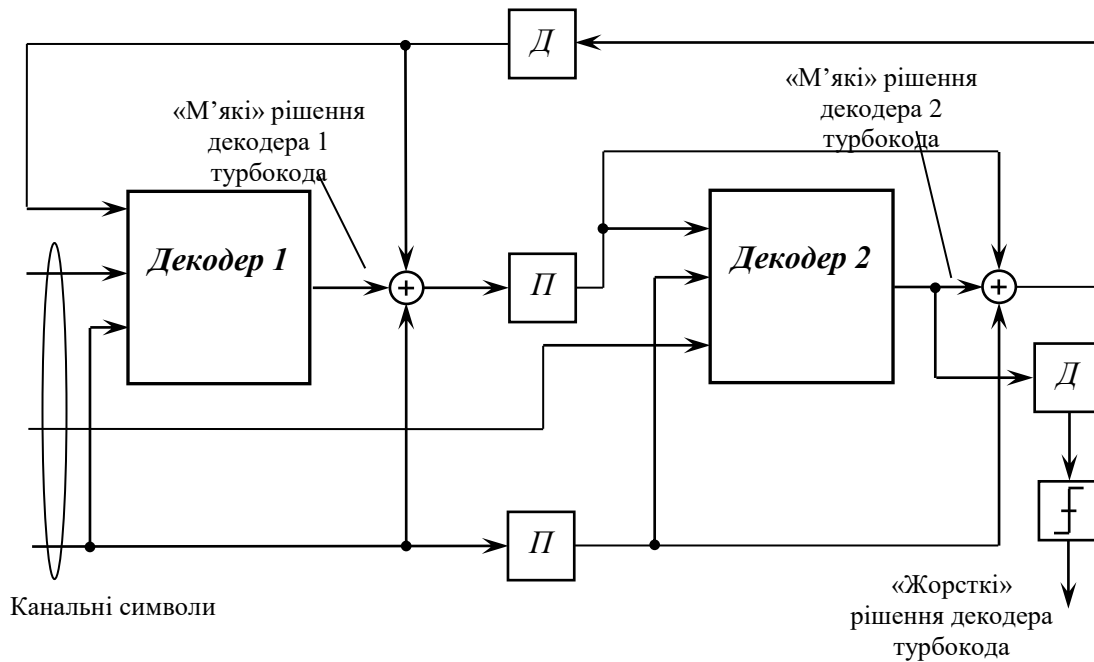


Рис. 4.13. Структурна схема декодера турбокоду

У каналі зв'язку на передані символи впливають шуми і навмисні завади, які можуть бути представлені, як обмежений по смузі частот адитивний білий гаусівський шум. В результаті систематичні і перевірочні символи на виході каналу (розглядається дискретно-безперервний канал) будуть випадковими величинами, розподіленими за нормальним законом: $y_t^C = x_t^C + n_t^*$, $y_t^{П1} = x_t^{П1} + n_t^{**}$, $y_t^{П2} = x_t^{П2} + n_t^{***}$, де n_t^* , n_t^{**} , n_t^{***} , $t \in \overline{1, N}$ – вибірки білого гаусівського шуму. З виходу каналу систематичні і перевірочні символи y_t^C , $y_t^{П1}$, $y_t^{П2}$, $t \in \overline{1, N}$ надходять на вхід декодера турбо коду.

Декодування турбокодів відбувається за допомогою алгоритму декодування по максимуму апостеріорної ймовірності MAP (maximum a posteriori probabilities), який здійснює розрахунок апостеріорної ймовірності кожного декодованого символу, мінімізуючи ймовірність помилки інформаційного символу (біта) [157]. Декодування ТК відбувається за такою ж решітчастою діаграмою, за якою працює кожен РСЗК ТК. Наприклад, решітчаста діаграма станів для РСЗК виду (1, 13/11) показана відповідно на Рис. 4.14.

Аналогічно можна отримати решітчасті діаграми для інших типів РСЗК, при цьому кількість станів РСЗК збільшується до 2^M , де M – кількість елементів пам'яті РСЗК. Кількість діаграм дорівнює кількості біт в блоці розміром N , при цьому для декодування кожного біта обчислюються пряма $\tilde{\alpha}_{t-1}(s')$, зворотня $\tilde{\beta}_t(s)$ та перехідна рекурсії $\gamma_t(s', s)$, $t \in \overline{1, N}$, а також логарифмічне відношення функцій правдоподібності про переданий біт $L(u_k)$.

Наприклад, алгоритм декодування MAP двох біт ТК для РСЗК виду (1, 5/7) показаний на Рис. 4.15.

Декодування відбувається за двома напрямками: в першому напрямку (від початку блоку до кінця) для кожного стану ТК обчислюються прямі і перехідні рекурсії, у другому напрямку (з кінця блоку до початку) відбувається розрахунок зворотних рекурсій, використовуючи перехідні рекурсії, отримані при першому напрямку обчислень.

При здійсненні запиту повторної передачі змінюються поліноми РСЗК, формується відповідна решітчаста діаграма станів, розраховуються відповідні рекурсії і функції правдоподібності. Розглянемо дані обчислення докладніше.

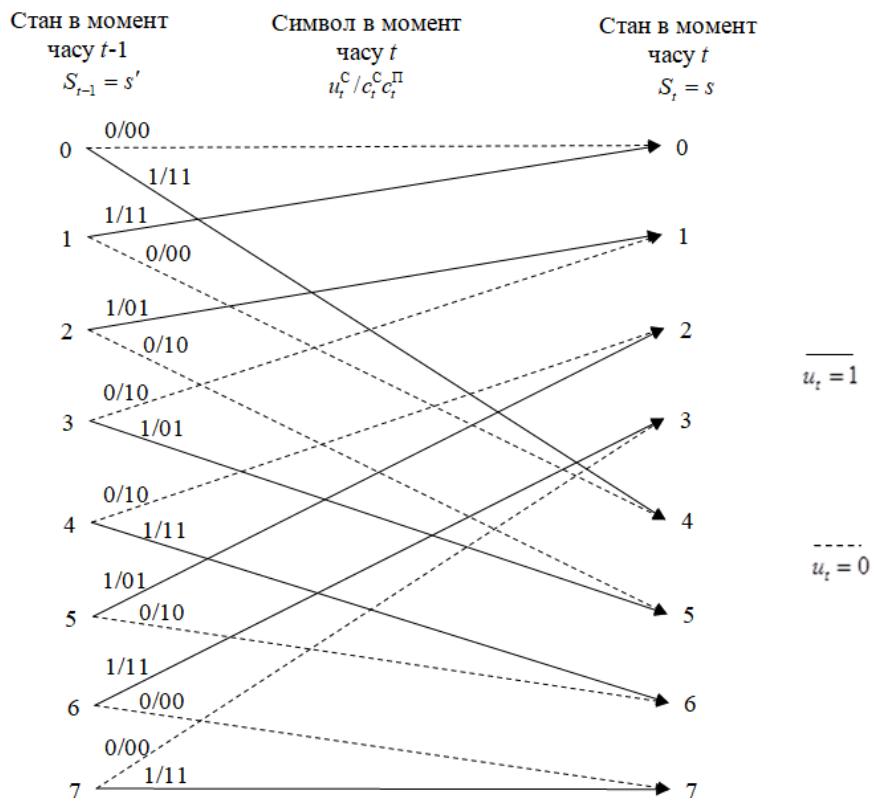


Рис. 4.14. Решітчаста діаграма станів РСЗК виду (1, 13/11)

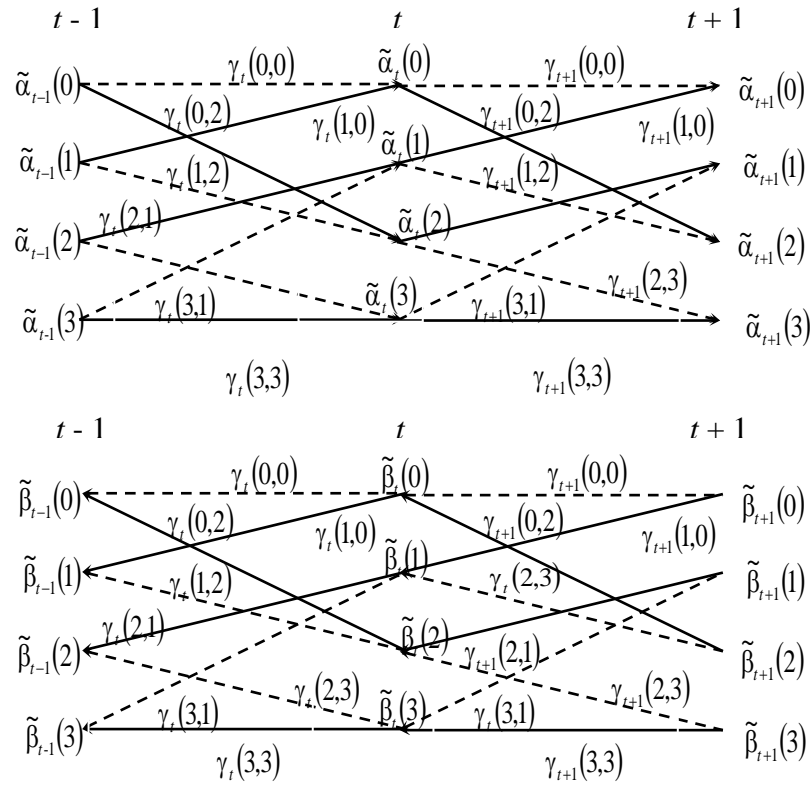


Рис. 4.15. Алгоритм декодування MAP двох біт турбокоду для РСЗК виду (1, 5/7)

Логарифмічне відношення функцій правдоподібності $L(u_k)$ для переданої випадкової двійкової змінної визначається таким чином:

$$L(u_t) \triangleq \log\left(\frac{P(u_t = 1 / y_t)}{P(u_t = 0 / y_t)}\right). \quad (4.1)$$

Рішення за результатами декодування може бути прийнято за знаком $L(u_t)$, тобто

$$\tilde{u}_t = \text{sign}[L(u_t)]. \quad (4.2)$$

Вираз (4.1) можна переписати таким чином:

$$L(u_t) = \log\left(\frac{P(u_t = 1, y_t) / P(y_t)}{P(u_t = 0, y_t) / P(y_t)}\right) = \log\left[\frac{\sum_{s'} P(s_{t-1} = s', u_t = 1, y_t) / P(y_t)}{\sum_{s'} P(s_{t-1} = s', u_t = 0, y_t) / P(y_t)}\right]. \quad (4.3)$$

Використовуючи пару (s_{t-1}, u_t) , s_t перехід зі стану s_{t-1} в стан s_t по решітчатій діаграмі буде однозначно визначений. Тобто, сума по s' для ймовірності в чисельнику рівносильна сумі по u^+ для переходів з попереднього стану $S_{t-1} = s'$ в даний стан $S_t = s$, викликаних інформаційним символом $u_t = 1$ та,

подібно в знаменнику, сумі по u^- для переходів з попереднього стану в даний, викликаних інформаційним символом $u_t = 0$.

Значення прийнятого символу y_t залежить від попереднього y_{t-1} , а також визначає значення наступного символу y_{t+1} , що можна представити у вигляді множини, що складається з трьох елементів:

$$y_t = \{y_{t-1}, y_t, y_{t+1}\}. \quad (4.4)$$

Підставляючи (4.4) в (4.3), отримаємо

$$\begin{aligned} L(u_t) &= \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{t-1} = s', u_t = 1, y_{t-1}, y_t, y_{t+1}) / P(y_t)}{\sum_{u^-} P(s_{t-1} = s', u_t = 0, y_{t-1}, y_t, y_{t+1}) / P(y_t)} \right] = \\ &= \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{t-1} = s', y_{t-1}) P(u_t = 1, y_t, y_{t+1} / s_{t-1} = s', y_{t-1}) / P(y_t)}{\sum_{u^-} P(s_{t-1} = s', y_{t-1}) P(u_t = 0, y_t, y_{t+1} / s_{t-1} = s', y_{t-1}) / P(y_t)} \right] = \\ &= \log \left[\frac{\sum_{u^+} P(s_{t-1} = s', y_{t-1}) P(u_t = 1, y_t, y_{t+1} / s_{t-1} = s') / P(y_t)}{\sum_{u^-} P(s_{t-1} = s', y_{t-1}) P(u_t = 0, y_t, y_{t+1} / s_{t-1} = s') / P(y_t)} \right], \end{aligned} \quad (4.5)$$

де $\sum_{u^+}()$ – сума за всіма можливими переходами (s_{t-1}, s_t) в момент t , викликаних інформаційним символом $u_t = 1$, та $\sum_{u^-}()$ – сума за всіма можливими переходами (s_{t-1}, s_t) в момент t , викликаних інформаційним символом $u_t = 0$.

Далі отримаємо наступне:

$$\begin{aligned} P(u_t = u, y_t, y_{t+1} / s_{t-1} = s') &= P(y_{t+1} / s_{t-1} = s', u_t = u, y_t) P(u_t = u, y_t / s_{t-1} = s') = \\ &= P(y_{t+1} / s_t = s) P(u_t = u, y_t / s_{t-1} = s'). \end{aligned} \quad (4.6)$$

Нехай $\alpha_t(s) = P(s_t = s, y_t)$, $\beta_{t-1}(s') = P(y_t / s_{t-1} = s')$, і $\gamma_t(s', s) = P(u_t = u, y_t / s_{t-1} = s')$. Підставляючи (4.6) в (4.5) і, робляючи відповідні заміни, отримаємо:

$$L(u_t) = \log \left[\frac{\sum_{s',s} \alpha_{t-1}(s') \beta_t(s) \gamma_t(s',s) / P(y_t)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \alpha_{t-1}(s') \beta_t(s) \gamma_t(s',s)} \right] = \log \frac{\sum_{(s',s)} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s',s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s',s)}, \quad (4.7)$$

де $\tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s')$ – нормалізоване значення прямої рекурсії $\alpha_{t-1}^{(1)}(s')$, $\tilde{\beta}_t^{(1)}(s)$ – нормалізоване значення зворотної рекурсії $\beta_t^{(1)}(s)$.

Логарифмічне відношення функцій правдоподібності про переданий біт $L(u_t)$ залежить від каналної інформації $L_c(y_t)$, апіорної інформації про переданий біт $L_a(x_t)$ і апостеріорного ЛВФП, виробленого безпосередньо самим декодером $L_e(x_t)$. Тому при декодуванні біта y_t для проведення обчислень першим декодером на ітерації декодування $j, j \in \overline{1, I}$, де I – загальна кількість ітерацій декодування, вираз (4.7) може бути переписаний таким чином [157]:

$$L^{1,j}(x_t) = \log \frac{\sum_{(s',s)} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s',s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(1)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(1)}(s) \cdot \gamma_t^{(1)}(s',s)} = L_c^{1,j}(y_t) + L_a^{1,j}(x_t) + L_e^{1,j}(x_t), \quad (4.8)$$

де $L_c^{1,j}(y_t)$ – канална інформація, $L_e^{1,j}(x_t)$ – апостеріорне ЛВФП біту даних x_t .

Відповідно для другого декодера отримаємо:

$$L^{2,j}(x_t) = \log \frac{\sum_{(s',s)} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(2)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(2)}(s) \cdot \gamma_t^{(2)}(s',s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(2)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(2)}(s) \cdot \gamma_t^{(2)}(s',s)} = L_c^{2,j}(y_t) + L_a^{2,j}(x_t) + L_e^{2,j}(x_t). \quad (4.9)$$

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

$$L_e^{1,j}(x_t) = L^{1,j}(x_t) - L_c^{1,j}(y_t) - L_a^{1,j}(x_t). \quad (4.10)$$

Після перемешувача апостеріорне ЛВФП $L_e^{1,j}(x_t)$ перетворюється в апіорне ЛВФП $L_a^{2,j}(x_t)$: $L_a^{2,j}(x_t) = f_1(L_e^{1,j}(x_t))$, де $f_1(\cdot)$ – функція, що здійснює операції перемешування, і подається на декодер 2. Декодер 2 виконує аналогічні обчислення для отримання величини $L_e^{2,j}(x_t)$:

$$L_e^{2,j}(x_t) = L^{2,j}(x_t) - L_c^{2,j}(y_t) - L_a^{2,j}(x_t). \quad (4.11)$$

Виконавши операцію деперемеження: $L_a^{1,j+1}(x_t) = f_2(L_e^{2,j}(x_t))$, де $f_2(\cdot)$ – функція, що здійснює операції деперемеження, величина $L_a^{1,j+1}(x_t)$ використовується в якості апіорної для декодера 1 ітерації $j+1$. Далі здійснюються обчислення аналогічні (4.8), (4.9). Після виконання всіх ітерацій декодування виносяться «жорсткі» рішення про переданий біт: $\tilde{y}_t = \text{sign}[L(u_t)]$.

На Рис. 4.16 показана структурна схема модифікованого адаптивного ітеративного декодера ТК, з урахуванням ЛВФП, отриманих на попередніх запитах на повторну передачу.

Алгоритм формування гібридного автоматичного запиту повторної передачі.

Крок 1. Введення початкових даних:

- кількість автоматичних запитів на повторну передачу h , $h \in \overline{1, H}$;
- параметри кодера турбокоду $\{I, N, P, K, \vec{G}, R\}$, де I – кількість ітерацій декодування турбокоду, N – розмір блоку даних в бітах, P – вид перемежувача, K – кількість компонентних кодерів (декодерів), $\vec{G}^H = (g_1^0, g_0^0, g_1^1, g_0^1, \dots, g_1^H, g_0^H)$ – вектор поліномів кодера турбокоду, R – швидкість кодування турбокоду.

Крок 2. Параметр автоматичних запитів повторної передачі $h=1$, необхідний для відстежування кількості запитів.

Крок 3. Розрахунки ЛВФП біта даних x_t , $t \in \overline{1, N}$ i -м декодером, $i \in \overline{1, 2}$, j -й ітерації декодування, $j \in \overline{1, I}$, для всіх біт блоку довжиною N , декодера 1 і 2, ітерацій декодування $j \in \overline{1, I}$, де I – загальна кількість ітерацій декодування.

$$\begin{aligned}
 L^{i,j,h}(x_t) &= \log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \gamma_t^{(i)}(s', s)}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \gamma_t^{(i)}(s', s)} = \\
 &= \log \frac{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=1}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \exp \left[\frac{1}{2} \cdot (x_t^{C,h} \cdot (L_a^{i,j,h}(x_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{\text{Pi},h} x_t^{\text{Pi},h}) \right]}{\sum_{\substack{(s',s) \\ u_t=0}} \tilde{\alpha}_{t-1}^{(i)}(s') \cdot \tilde{\beta}_t^{(i)}(s) \cdot \exp \left[\frac{1}{2} \cdot (x_t^{C,h} \cdot (L_a^{i,j,h}(x_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{C,h}) + L_c \cdot y_t^{\text{Pi},h} x_t^{\text{Pi},h}) \right]} = \\
 &= L_c^{i,j,h}(y_t) + L_a^{i,j,h}(x_t) + L_e^{i,j,h}(x_t). \tag{4.12}
 \end{aligned}$$

Формування матриць значень ЛВФП про передані біти $x_t, t \in \overline{1, N}$, блока розміром N для i -го декодера, $i \in \overline{1, 2}$, j -ї ітерації декодування, $j \in \overline{1, I}$:
 $L^h = [L^{i,j,h}(x_1) L^{i,j,h}(x_2) \dots L^{i,j,h}(x_N)]$.

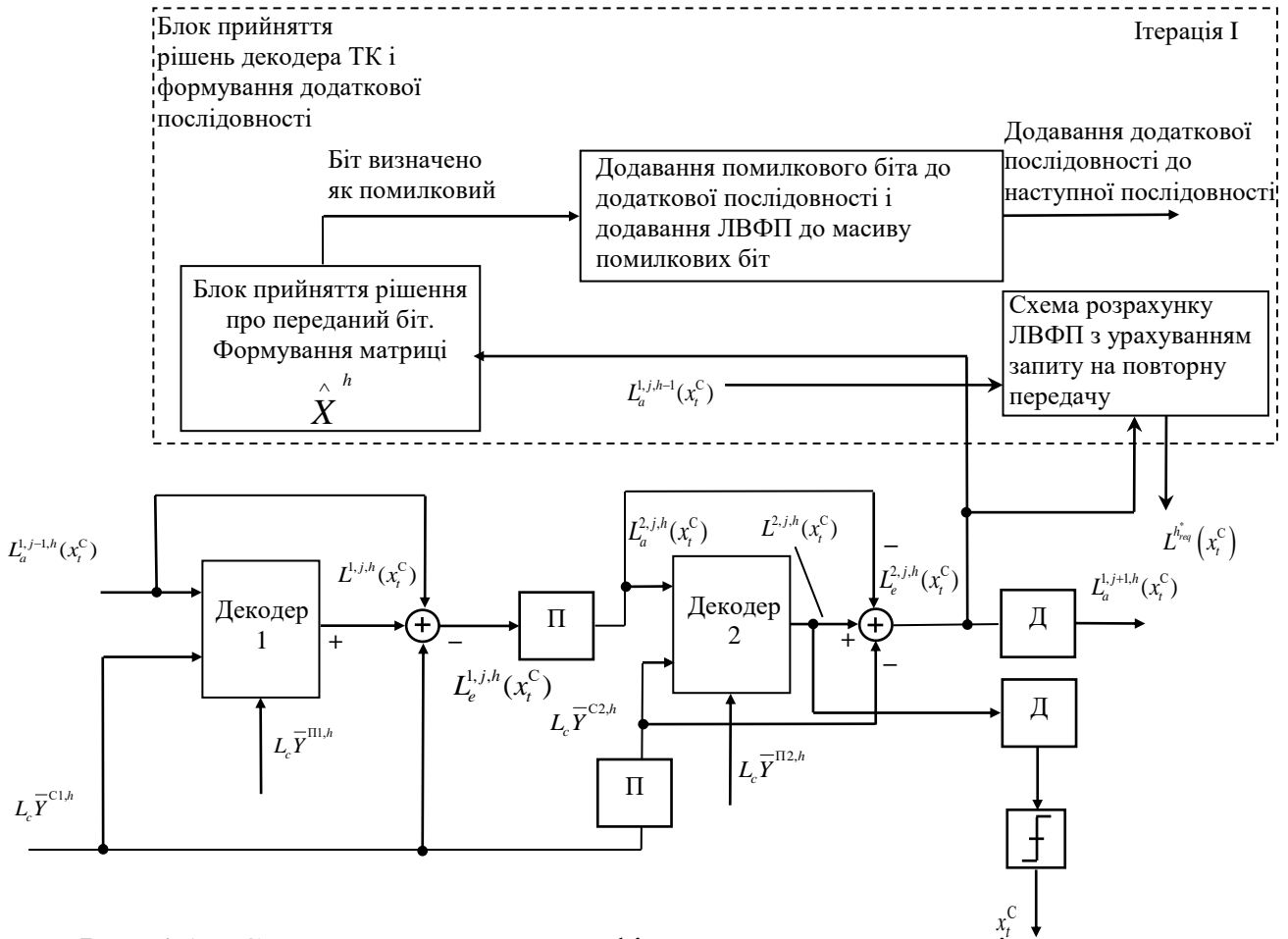


Рис. 4.16. Структурна схема модифікованого адаптивного ітеративного декодера ТК

Крок 4. Розрахунок апостеріорного ЛВФП біта даних $x_t, t \in \overline{1, N}$ i -м декодером, $i \in \overline{1, 2}$, j -ї ітерації декодування, $j \in \overline{1, I}$, для всіх біт блока довжиною N , декодера 1 та 2, ітерацій декодування $j \in \overline{1, I}$:

$$L_e^{i,j,h}(x_t) = L^{i,j,h}(x_t) - L_c^{i,j,h}(y_t) - L_a^{i,j,h}(x_t). \quad (4.13)$$

Формування матриць значень апостеріорних ЛВФП про передані біти $x_t, t \in \overline{1, N}$, блока розміром N для i -го декодера, $i \in \overline{1, 2}$, j -ї ітерації декодування, $j \in \overline{1, I}$: $L_e^h = [L_e^{i,j,h}(x_1) L_e^{i,j,h}(x_2) \dots L_e^{i,j,h}(x_N)]$.

Крок 5. Після завершення всіх ітерацій декодування виносяться «жорсткі» оцінки про декодовані біти. Якщо $h = H$, то здійснюється перехід до кроку 12.

Крок 6. Прийняття рішення про значення декодованих біт інформації:

$$\hat{x}_t = \begin{cases} 1, & L_e^{i,j,h}(x_t) > 0 \\ 0, & L_e^{i,j,h}(x_t) < 0 \end{cases}$$

Формування матриці декодованих біт даних $\hat{X}^h = [\hat{x}_1 \hat{x}_2 \dots \hat{x}_N]$.

Контроль наявності помилок в прийнятому блоці даних. Визначення елементів матриці \hat{X}^h біти яких декодовані, як помилкові. Формування відповідно матриці X_{err}^h , яка містить помилково декодовані біти даних: $X_{err}^h = [x_{1,pos} x_{2,pos} \dots x_{k,pos}]$, де *pos* – позиція біта в блоці.

Крок 7. Формування сигналу HARQ, який передається на декодер для модифікації алгоритму декодування і надходить по каналу зворотного зв'язку для повторної передачі блоку X_{err}^h розміру K , який містить помилкові біти даних, разом з наступним блоком.

Крок 8. Параметр автоматичних запитів повторної передачі $h = h + 1$. Якщо $h < H$, то виконується перехід до кроку 9, якщо ні – до кроку 5.

Крок 9. Формування наступного блоку даних $X_{err} = [\hat{X}_{err}^h, \hat{X}_{err}^{h-1}, \dots, \hat{X}_{err}^1]$.

Крок 10. Виконання основних етапів кодування, передачі біт даних дискретно-неперервним каналом, декодування прийнятого блоку даних.

Розрахунки ЛВФП біт даних x_m , $m \in 1, N + \sum_{r=1}^{h-1} K_r$, де K_r – кількість помилкових біт

для відповідного блоку. Формування матриць ЛВФП про передані біти x_m ,

$m \in 1, N + \sum_{r=1}^{h-1} K_r$ для блоку розміром $(N + \sum_{r=1}^{h-1} K_r)$ для i -го декодера, $i \in \overline{1,2}$, j -ї ітерації

декодування, $j \in \overline{1,I}$: $L^h = [L_F^h, L_{S_{err}}^h] = [L_F^h, L_{err}^{h-1}, \dots, L_{err}^1]$, де L_F^h – матриця ЛВФП

переданого блоку даних розміром N , $L_{S\text{err}}^h$ – матриця ЛВФП помилкових біт даних розміром $\sum_{r=1}^{h-1} K_r$:

$$\begin{aligned} L_F^h &= [L_F^{i,j,h}(x_1) L_F^{i,j,h}(x_2) \dots L_F^{i,j,h}(x_N)], \\ L_{err}^{h-1} &= [L_S^{i,j,h-1}(x_1) L_S^{i,j,h-1}(x_2) \dots L_S^{i,j,h-1}(x_{K_r})], \dots, \\ L_{err}^1 &= [L_S^{i,j,1}(x_1) L_S^{i,j,1}(x_2) \dots L_S^{i,j,1}(x_{K_r})]. \end{aligned} \quad (4.14)$$

Крок 11. Виконання операцій розрахунку сумарних ЛВФП про передані біти, які класифікуються як помилкові:

$$L_{err}^{h-1*} = [L_S^{i,j,h-1}(x_1) + L_S^{i,j,h-2}(x_1) L_S^{i,j,h-1}(x_2) + L_S^{i,j,h-2}(x_2) \dots L_S^{i,j,h-1}(x_{K_r}) + L_S^{i,j,h-2}(x_{K_r})]. \quad (4.15)$$

Перехід до кроку 5.

Крок 12. Передача декодованого блоку одержувачу даних.

4.3. Дослідження ефективності запропонованого методу

Оцінка характеристик достовірності передачі інформації з використанням запропонованого методу формування гібридного автоматичного запиту повторної передачі проводилася за допомогою методу імітаційного моделювання. Для порівняння запропонованих результатів в якості аналога був обраний стандарт мобільного зв'язку четвертого покоління 4G LTE-Advanced.

На Рис. 4.17 показаний графік залежності нормалізованого значення $Q = S / (n * N)$ (S – кількість біт, які передані при запиті на повторну передачу, n – кількість блоків, N – кількість біт в блоці) від відношення сигнал/завада в каналі E_b / N_f без застосування і з застосуванням запропонованого методу.

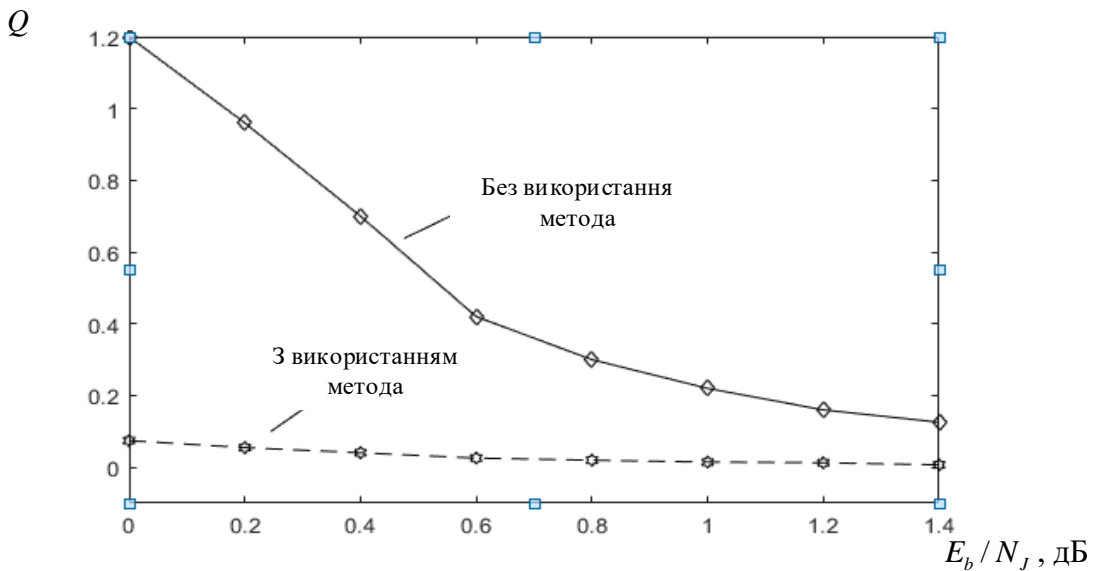


Рис. 4.17. Результати моделювання характеристик передачі додаткових біт для блоку даних розміром $N = 6144$

При моделюванні застосовувався турбокод з двома компонентними кодерами, поліноміальними генераторами (1,23/21), S -випадковим перемежувачем (деперемежувачем), кількістю біт в переданому блоці $N = 6144$, алгоритмом декодування LOG-MAP, швидкістю кодування ТК $R = 1/3$, 8 ітераціями декодування. Аналіз результатів моделювання показує, що з використанням модифікованого методу формування гібридного запиту повторної передачі кількість повторно переданих біт даних зменшилася в 13~16 разів.

На Рис. 4.18 показана аналогічна залежність, але при моделюванні застосовувався блок з кількістю біт $N = 169$ та попередньо приведеними параметрами турбокоду. Аналіз результатів моделювання показує, що з використанням запропонованого методу кількість повторно переданих біт даних зменшилася в 3~4 рази.

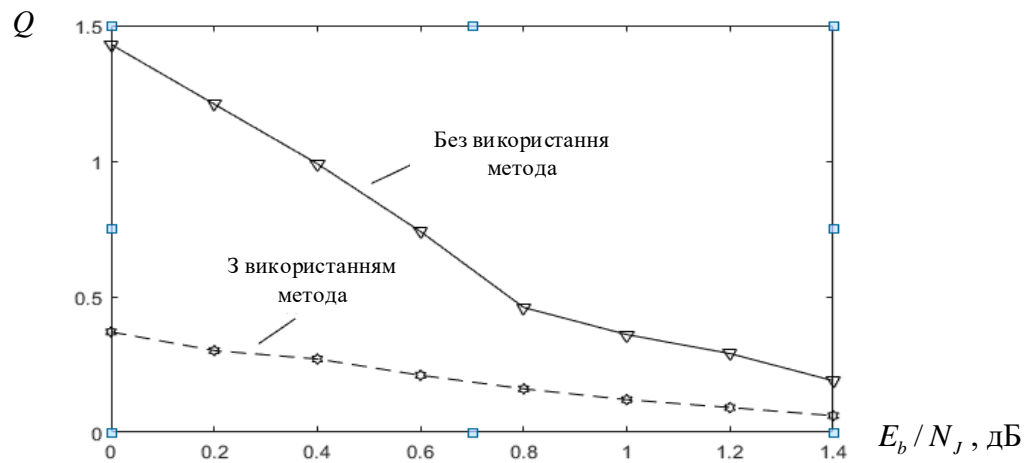


Рис. 4.18. Результати моделювання характеристик передачі додаткових біт для блоку даних розміром $N = 169$

На Рис. 4.19 показана аналогічна залежність, але при моделюванні застосовувався блок з кількістю біт $N = 100$ та попередньо приведеними параметрами турбокоду. Аналіз результатів моделювання показує, що з використанням запропонованого методу кількість повторно переданих біт даних зменшилася в 1.9~3 рази.

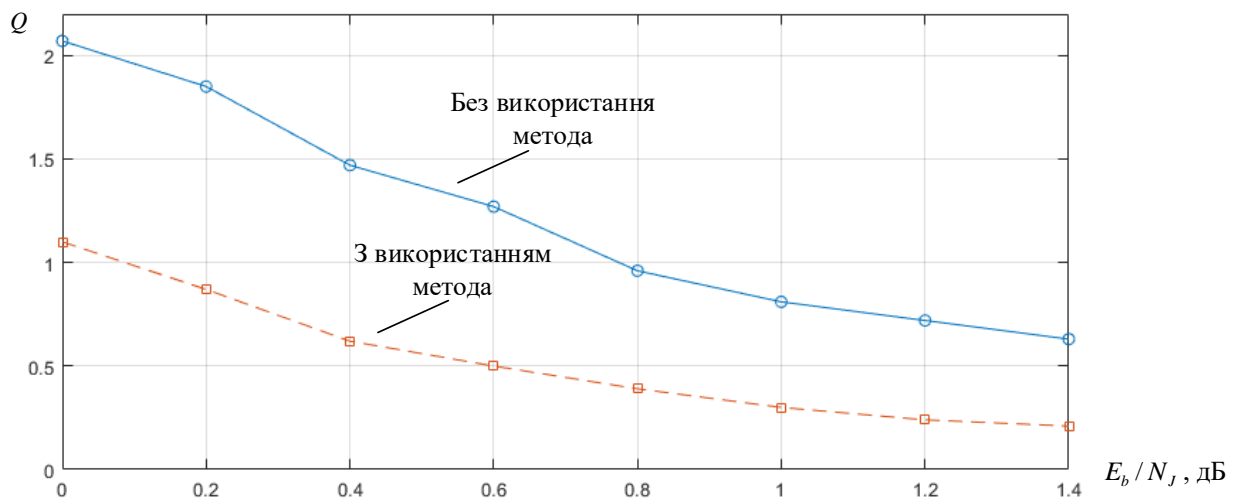


Рис. 4.19. Результати моделювання характеристик передачі додаткових біт для блоку даних розміром $N = 100$

На Рис. 4.20 показана аналогічна залежність, але при моделюванні застосовувався блок з кількістю біт $N = 400$ та попередньо приведеними параметрами турбокоду. Аналіз результатів моделювання показує, що з

використанням запропонованого методу кількість повторно переданих біт даних зменшилася в 3~5 раз.

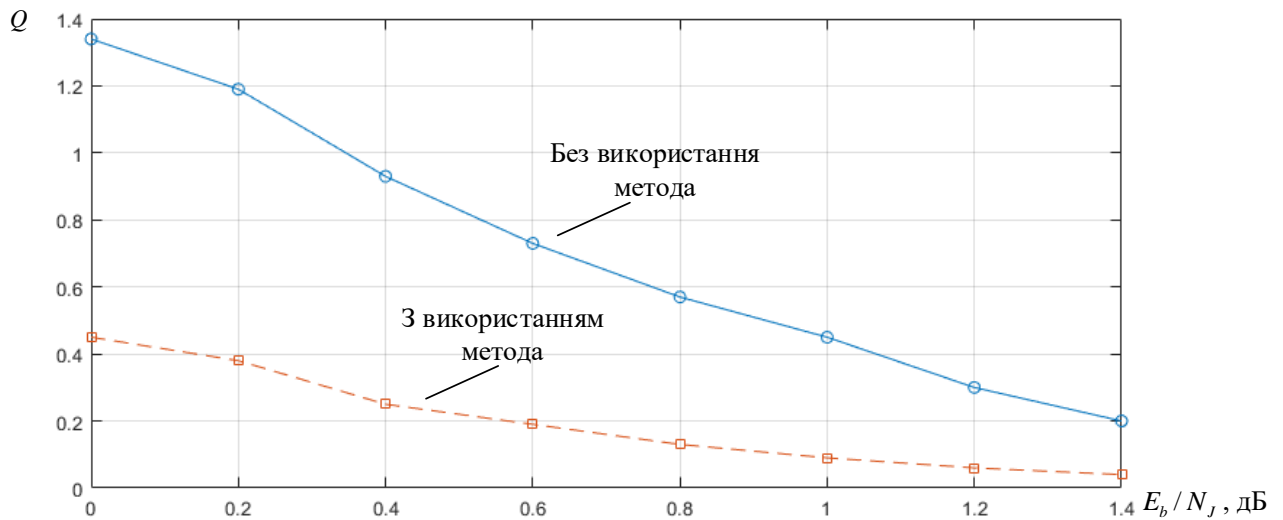


Рис. 4.20. Результати моделювання характеристик передачі додаткових біт для блоку даних розміром $N = 400$

На Рис. 4.21 показана аналогічна залежність, але при моделюванні застосовувався блок з кількістю біт $N = 900$ та попередньо приведеними параметрами турбокоду. Аналіз результатів моделювання показує, що з використанням запропонованого методу кількість повторно переданих біт даних зменшилася в 3~6 разів.

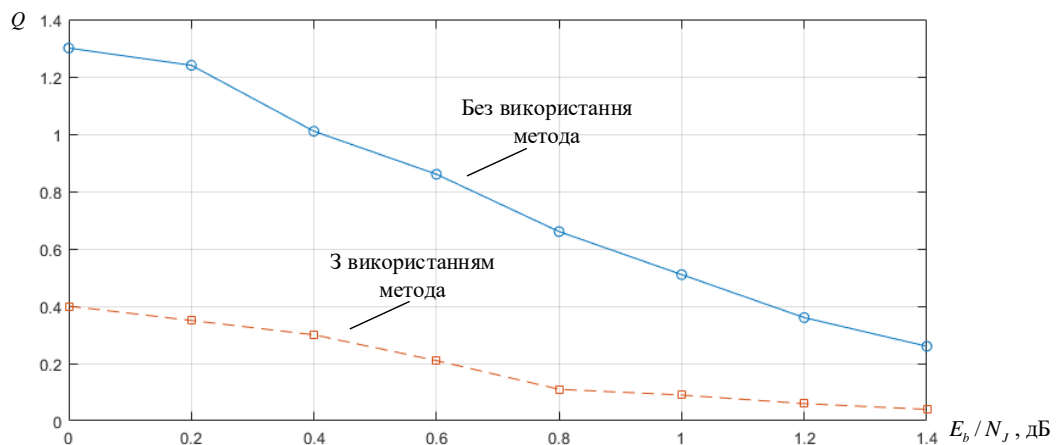


Рис. 4.21. Результати моделювання характеристик передачі додаткових біт для блоку даних розміром $N = 900$

Висновки за розділом 4

1. До нових наукових результатів, одержаних у цьому розділі дисертаційної роботи, відносяться:

Отримав подальший розвиток метод формування гібридного запиту на повторну передачу в умовах невизначеності. Сутність методу полягає в повторній передачі біт даних, які визначилися як помилкові, з використанням додаткової інформації про логарифмічні відношення функцій правдоподібності для цих біт при обчисленні результуючих функцій правдоподібності декодером турбокоду.

2. Метод призначений для формування гібридного автоматичного запиту повторної передачі призначений для підвищення надійності передачі інформації в умовах підвищеного рівня шуму в каналі передачі даних.

3. Наукова новизна запропонованого методу: на відміну від відомих результатів, в разі необхідності повторного запиту передачі, передається не весь блок даних, а тільки ті біти, які визначилися як помилкові.

4. Результати імітаційного моделювання показали, що використання модифікованого методу гібридного запиту на повторну передачу дозволяє зменшити кількість повторно переданих біт в 1.9~16 разів в залежності від блоку передечі даних.

Основні наукові результати, одержані в цьому розділі, опубліковані у статтях [171].

ВИСНОВКИ

У дисертаційній роботі були розроблені методи, які у своїй сукупності утворюють нову інформаційну технологію забезпечення достовірності інформації в безпроводових системах передачі даних в умовах апріорної невизначеності.

Основні результати роботи такі:

1. Проведено аналіз існуючих методів забезпечення достовірності інформації в умовах апріорної невизначеності, аналіз сучасного стану безпроводових систем передачі даних та систем запитів на повторну передачу, який показав, що перспективним напрямком вирішення задачі забезпечення достовірності інформації в умовах апріорної невизначеності є застосування параметричної адаптації кодових конструкцій турбокодів.

2. Розроблено метод трирівневої адаптації каскадних кодів, який, на відміну від наявних, включає триступеневу адаптацію параметрів турбокодів: на першому етапі здійснюється вибір параметра розносу S -випадкового перемежувача, на другому – кількості запитів на повторну передачу з урахуванням динамічного розміру блока даних, на третьому – швидкості кодування та алгоритмів декодування турбокодів.

Використання методу дозволяє досягти поставленої достовірності передачі інформації та підвищити достовірність передачі інформації, при цьому кількість помилок зменшується в 4-6 разів.

3. Розроблено метод адаптивного вибору параметрів S -випадкового перемежувача в безпроводових системах передачі даних з турбокодуванням, який, на відміну від наявних, в залежності від ВСШ в каналі та значень нормалізованої кількості змін знаку апостеріорно-апріорних ЛВФП про передані біти даних декодера ТК здійснює адаптивний вибір параметрів S -випадкового перемежувача кодека ТК.

Використання методу за рахунок адаптації S -випадкового перемежувача дозволяє одержати енергетичний виграш 0,03-0,15 дБ у порівнянні з відомими методами.

4. Отримано подальший розвиток метод формування гібридного запиту на повторну передачу в умовах невизначеності для підвищення надійності передачі інформації в умовах підвищеного рівня шуму в каналі передачі даних за рахунок повторній передачі біт даних, які визначилися як помилкові, з використанням додаткової інформації про ЛВФП для цих біт при обчисленні результуючих функцій правдоподібності декодером турбокоду.

Результати імітаційного моделювання показали, що використання модифікованого методу гібридного запиту на повторну передачу дозволяє зменшити кількість повторно переданих біт в 1.9~16 разів в залежності від блоку передечі даних.

Результати досліджень можуть бути використані для забезпечення достовірності передачі інформації в безпроводових системах передачі даних.

Результати впровадження підтверджено відповідними актами.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

- [1] Концепція розвитку телекомунікацій в Україні, схвалена Розпорядженням Кабінету Міністрів України від 7 червня 2006 р. № 316-р.
- [2] Современные беспроводные сети: состояние и перспективы развития / [Гепко И. А., Олейник В. Ф., Чайка Ю. Д. и др.]; под ред. В. Ф. Олейник. – К. : ЕКМО, 2009. – 672 с.
- [3] 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.
- [4] Dahlman E. 4GLTE/LTE-Advanced for Mobile Broadband / Dahlman E., Parkvall S., Skold J. – Oxford: Academic Pressis an imprint of Elsevier, 2011. – 431 p.
- [5] 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.
- [6] Золотарев В. В. Помехоустойчивое кодирование. Методы и алгоритмы: справочник / В. В. Золотарев, Г. В. Овечкин. – М. : Горячая линия – Телеком, 2004. – 126 с.
- [7] Габидулин Э.М. Кодирование в радиоэлектронике / Э.М. Габидулин, В. Б. Афанасьев. – М. : Радио и связь, 1986. – 176 с.
- [8] Кларк Дж. Кодирование с исправлением ошибок в системах цифровой связи / Дж. Кларк, Дж. Кейн. – М. : Радио и связь, 1987. – 392 с.
- [9] Morelos-Zaragoza R. The Art of Error Correcting Coding / Morelos-Zaragoza R. – New York: John Wiley & Sons, 2002. – 221 p.
- [10] Блох Э. Л. Обобщенные каскадные коды / Э. Л. Блох, В. В. Зяблов. – М. : Связь, 1976. – 240 с.
- [11] Галлагер Р. Теория информации и надежная связь / Галлагер Р. – М.: Советское радио, 1974. – 720 с.
- [12] Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение / Скляр. Б. – [2-е изд]. – М. : Вильямс, 2003. – 1104 с.

[13] Широкополосные беспроводные сети передачи информации / [В. М. Вишневецкий, А. И. Ляхов, С. Л. Портной и др.]. – М. : Техносфера, 2005. – 592 с.

[14] 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.

[15] Vishwanath S. Adaptive turbo-coded modulation for flat-fading channels / S. Vishwanath, A. Goldsmith // IEEE Transactions on Communications. – 2003. – Vol. 51. – P. 964–972.

[16] Мальцев А. А. Адаптивное распределение передаваемой мощности в системах радиосвязи с ортогональными поднесущими / А. А. Мальцев, А. В. Пудеев, А. Е. Рубцов // Вестник ННГУ. – (Серия «Радиофизика»). – 2004. – Вып. 1 (2). – С. 87–96.

[17] Letzepis N. Bit error rate estimation for turbo decoding / Nick Letzepis, Alex Grant // IEEE Transactions on Communications. – 2009. – Vol. 57, Issue 3. – P. 585–590.

[18] Банкет В. Л. Теория групповых сигнально-кодовых конструкций и ее применение в системах передачи информации : дис. ... доктора техн. наук / Банкет Виктор Леонидович. – Одесса, 1989. – 433 с.

[19] 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.

[20] Квашенников В. В. Методы адаптивной коррекции параметров помехоустойчивого кода и их применение в перспективных системах радиосвязи : дис. ... доктора техн. наук / Квашенников Владислав Валентинович. – Владимир, 2010. – 308 с.

[21] Палагин А.В. Метод синтеза структур для преобразований циклического кода на базе FPGA / А.В. Палагин, В.Н. Опанасенко, С.Л. Кривый // Электронное моделирование. – 2014. – Т.36, № 2. – С. 27–48.

[22] Прокис Дж. Цифровая связь / Прокис Дж.; пер. с англ. под ред. Д. Д. Кловского. – М. : Радио и связь, 2000. – 432 с.

[23] 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.

[24] Peng F. Adaptive Modulation and Coding for IEEE 802.11n / F. Peng, J. Zhang, W. Ryan // Wireless Communications and Networking Conference, (Hong Kong, 11-15 March 2007). – New Jersey, 2007. – P. 656–661.

[25] Ergen M. Mobile Broadband. Including WiMax and LTE / Ergen M. – New York: Springer, 2009. – 513 p.

[26] MIMO-OFDM Wireless Communications with Matlab / [Cho Y., Kim J., Yang W. et al.]. – Singapore : John Wiley & Sons, 2010. – 457 p.

[27] Alamouti S. Space-time block coding / S. Alamouti // IEEE Journal on Selected Areas in Communications. – 2008. – Vol. 16. – P. 1451–1458.

[28] Помехозащищенность систем радиосвязи с расширением спектра сигналов методом псевдослучайной перестройки рабочей частоты / [Борисов В. И., Зинчук В. М., Лимарев А. Е. и др.]. – М. : Радио и связь, 2000. – 384 с.

[29] Помехозащищенность систем радиосвязи с расширением спектра сигналов модуляцией несущей псевдослучайной последовательностью / [Борисов В. И., Зинчук В. М., Лимарев А. Е. и др.]. – М. : Радио и связь, 2003. – 640 с.

[30] Борисов В. И. Помехозащищенность систем радиосвязи. Вероятностно-временной подход / В. И. Борисов, В. М. Зинчук. – [2-е изд.]. – М. : РадиоСофт, 2008. – 260 с.

[31] Пространственные и вероятностно-временные характеристики эффективности станций ответных помех при подавлении систем радиосвязи / [В. И. Борисов, В. М. Зинчук, А.Е. Лимарев и др.]; под ред. В. И. Борисова. – М. : РадиоСофт, 2008. – 362 с.

[32] Adaptive Modulation and MIMO Coding for Broadband Wireless Data Networks / S. Catreux, V. Erceg, D. Gesbert [et al.] // IEEE Communications Magazine. – 2002. – June. – P. 108–115.

[33] Помехоустойчивость и эффективность систем передачи информации / [Зюко А. Г., Фалько А. И., Панфилов И. П. и др.] ; под ред. А. Г. Зюко. – М. : Радио и связь, 1985. – 272 с.

[34] Банкет В. Л. Цифровые методы в спутниковой связи / В. Л. Банкет, В. М. Дорофеев. – М. : Радио и связь, 1988. – 240 с.

[35] Турбокоды и их применение в телекоммуникационных системах / В. Л. Банкет, С. Д. Прокопов, А. Г. Постовой, Ф. В. Топорков // Зв'язок. – 2004. – № 3. – С. 45 – 47.

[36] Алгоритм кодирования декодирования турбокодов / В. Л. Банкет, С. Д. Прокопов, А. Г. Постовой, Ф. В. Топорков // Зв'язок. – 2004. – № 4. – С. 45–46.

[37] Банкет В. Л. Эффективность применения турбокодов в телекоммуникационных системах / В. Л. Банкет, С. Д. Прокопов // Науч. тр. УГАС им. А. С. Попова. – 2000. – № 3. – С. 8 – 14.

[38] Финк Л. М. Теория передачи дискретных сообщений / Финк Л. М. – [2-е изд.]. – М. : Советское радио, 1970. – 728 с.

[39] Кловский Д. Д. Передача дискретных сообщений по радиоканалам / Кловский Д. Д. – М. : Связь, 1969. – 375 с.

[40] Варакин Л. Е. Системы связи с шумоподобными сигналами / Варакин Л. Е. – М. : Радио и связь, 1985. – 384 с.

[41] Варакин Л. Е. Теория систем сигналов / Варакин Л. Е. – М. : Советское радио, 1978. – 304 с.

[42] Теплов Н. Л. Теория передачи сигналов / Теплов Н. Л. – М. : Воениздат, 1976. – 424 с.

[43] Помехозащищенность радиосистем со сложными сигналами / [Тузов Г. И., Сивов В. А., Прытков В. И. и др.]; под ред. Г. И. Тузова. – М. : Радио и связь, 1985. – 264 с.

[44] Шумоподобные сигналы в системах передачи информации / [Пестряков В. Б., Афанасьев В. П., Гуревич В. Л. и др.] ; под ред. В. Б. Пестрякова. – М. : Советское радио, 1973. – 424 с.

[45] Шеннон К. Работы по теории информации и кибернетике / Шеннон К.; [пер. с англ. под ред. Н. А. Железнова]. – М. : ИЛ, 1963. – 829 с.

[46] Форни Д. Каскадные коды / Форни Д. – М. : Мир, 1970. – 207 с.

[47] Мак-Вильямс Ф. Дж. Теория кодов, исправляющих ошибки / Ф. Дж. Мак-Вильямс, Н. Дж. Слоэн. – М. : Связь, 1979. – 744 с.

[48] Возенкрафт Дж. Теоретические основы техники связи / Дж. Возенкрафт, И. Джекобс. – М. : Мир, 1969. – 640 с.

[49] Torrieri D. J. Principles of Military Communication Systems / Torrieri D. J. – Dedham: Artech House, 1981. – 306 p.

[50] Spread Spectrum Communications [Электронный ресурс] / Simon M. K., Omura J. K., Scholtz R. – New York : McGraw-Hill, 2002. – 1246 p. – Режим доступа: <http://bookre.org/reader?file=602879&pg=1>.

[51] 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.

[52] 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.

[53] Василенко В.М. Метод параметрической адаптации в условиях неопределенности / В.М. Василенко // ISSN 1028-9763. Математичні машини і системи, 2018. № 3. С. 76 – 88.

[54] Василенко В. М. Дослідження ефективності детермінованих та псевдовипадкових перемежувачів турбокодів / В. М. Василенко // Математичне моделювання в економіці – 2018. – Том. 2 (11). – С. 40 – 49.

[55] Зайцев С. В. Адаптивный выбор параметров S-случайного перемежителя в беспроводных системах передачи данных с турбокодированием / С. В. Зайцев, В. В. Казимир, В. М. Василенко, А. В. Яриловец // Известия

высших учебных заведений. Радиоэлектроника: международный ежемесячный научно-технический журнал – 2018. – Том. 61 – С. 22 – 31.

[56] Vasylenko V. M. Adaptive turbo codes for safety in wireless Internet of Things / V. M. Vasylenko, V.V. Kazymyr, S.V. Zaitsev, A. M. Usik // The 9th IEEE International Conference on Dependable Systems, Services and Technologies, DESSERT'2018, 2018. С. 195 – 200.

[57] Зайцев С. В. Оцінювання завадозахищеності безпроводних мереж із сигналами OFDM з внутрібітовою псевдовипадковою перебудовою піднесучих частот / С. В. Зайцев, В. В. Приступа, В. М. Василенко // Вісник Чернігівського державного технологічного університету – 2013. – № 2 (65) – С. 192 – 201.

[58] 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.

[59] 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.

[60] 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.

[61] 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.

[62] Mousa A. Prospective of Fifth Generation Mobile communications / A. Mousa // International Journal of Next – Generation Networks (IJNGN) – 2012. – Vol. 4 (3). – P. 1 – 30.

[63] 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.

[64] About mobile technology and IMT - 2000 [Електронний ресурс]. – Режим доступу: <https://www.itu.int/osg/spu/imt-2000/technology.html>.

[65] Ovesjö F. FRAMES Multiple Access Mode 2 - Wideband CDMA / Ovesjö F., Dahlman E., Ojanpera T., Toskala A., Klein, A. // Proc. IEEE Int. Conf. on Personal Indoor and Mobile Radio Communications, PIMRC '97 – 1997. – P. 42 – 46.

[66] 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.

[67] 3GPP TS 36.201. “LTE. Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); LTE physical layer; General description”. – 2011. – April. – 15 p.

[68] 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.

[69] 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.

[70] MIMO-OFDM Wireless Communications with Matlab / [Cho Y., Kim J., Yang W. et al.]. – Singapore : John Wiley & Sons, 2010. – 457 p.

[71] Зайцев С. В. Математична модель каналу зв'язку з сигналами OFDM та навмисними завадами / С. В. Зайцев // Математичні машини і системи. – 2011. – № 4. – С. 166 – 175.

[72] Зайцев С. В. Дослідження впливу навмисних завад на пропускну спроможність засобів радіозв'язку з технологією MIMO-OFDM / С. В. Зайцев // Математичні машини і системи. – 2012. – № 1. – С. 139 – 153.

[73] Зайцев С. В. Аналіз пропускнуої спроможності каналу зв'язку з навмисними завадами та сигналами OFDM / С. В. Зайцев // Вісник

Чернігівського державного технологічного університету. – Чернігів : ЧДТУ, 2012. – № 1 (55). – С. 172 – 183.

[74] Зайцев С. В. Інформаційна технологія побудови системи OFDM-FHSS на основі оптимальних частотно-часових сигнально-кодових конструкцій / С. В. Зайцев // Математичні машини і системи. – 2013. – № 1. – С. 83 – 93.

[75] Зайцев С. В. Інформаційна технологія побудови системи радіозв'язку з OFDM, внутрішньо бітовою псевдовипадковою перебудовою піднесучих частот та трикомпонентними турбокодами / С. В. Зайцев // Математичні машини і системи. – 2013. – № 2. – С. 48 – 63.

[76] Зайцев С. В. Інформаційна технологія побудови системи OFDM з внутрібітовою псевдовипадковою перебудовою піднесучих частот в умовах впливу навмисних завад / С. В. Зайцев, В. В. Приступа, А. В. Яриловець // Вісник Чернігівського державного технологічного університету. – Чернігів : ЧДТУ, 2012. – № 4 (61). – С. 131 – 140.

[77] Зайцев С. В. Оцінювання завадозахищеності безпроводних мереж із сигналами OFDM з внутрібітовою псевдовипадковою перебудовою піднесучих частот / С. В. Зайцев, В. В. Приступа, В. М. Василенко // Вісник Чернігівського державного технологічного університету. – Чернігів : ЧДТУ, 2013. – № 2 (65). – С. 192 – 201.

[78] Приступа В. В. Исследование характеристик помехозащищенности беспроводных сетей с сигналами OFDM с внутривитовой псевдослучайной перестройкой поднесущих частот в условиях установки оптимальных помех / В. В. Приступа, С. В. Зайцев // Математичні машини і системи. – 2015. – № 1. – С. 84 – 95.

[79] Гурський Т. Г. Математична модель радіолінії з використанням технології OFDM в умовах впливу навмисних завад / Т. Г. Гурський // Зб. наук. праць ВІТІ НТУУ «КПІ». – 2008. – Вип. 2. – С. 9 – 16.

[80] Гурський Т. Г. Компенсація впливу навмисних завад та частотно-селективних завмирань в OFDM-системі радіозв'язку / Т. Г. Гурський, Л. С.

Різник, О. В. Гуменюк // Зб. наук. праць ВІТІ НТУУ «КПІ». – 2008. – Вип. 3. – С. 38 – 46.

[81] Кувшинов О. В. Забезпечення завадостійкості радіолінії з використанням технології OFDM за умов впливу організованих завад / О. В. Кувшинов, Т. Г. Гурський, Г. Д. Радзівілов // Зв'язок. – 2009. – № 1. – С. 66 – 69.

[82] Гурський Т. Г. Методика вибору параметрів OFDM-сигналу військових засобів радіозв'язку в залежності від стану каналу передачі / Т. Г. Гурський // Зб. наук. праць ВІКНУ. – 2009. – Вип. 17. – С. 107 – 115.

[83] Кувшинов О. В. Напрямки вдосконалення технології OFDM при впливі навмисних завад / О. В. Кувшинов, Л. Л. Бортнік, О. Г. Жук // Сучасний захист інформації. – 2011. – Вип. 4. – С. 36 – 46.

[84] Бортнік Л. Л. Аналіз варіантів застосування імітаційних завад в радіоканалах з OFDM / Л. Л. Бортнік, О. В. Кувшинов, О. Г. Жук // Сучасний захист інформації. – 2012. – Вип. 5. – С. 45 – 52.

[85] Lu B. Iterative receivers for space-time block-coded OFDM systems in dispersive fading channels / B. Lu, X. Wang, Y. Li // IEEE Transactions on Wireless Communications – 2002. – Vol. 1. – P. 213 – 225.

[86] Prasad R. OFDM Wireless multimedia communications / R. Prasad, R. Van Nee. – Norwood: Artech House, 2000. – 275 p.

[87] Chen H. A Low-Overhead Interference Canceller for High-Mobility STBC-OFDM Systems / H. Chen, A. Chang, S. Jou // IEEE Transactions on Circuits and Systems. – 2013. – Vol. 1. – P. 1 – 11.

[88] Chang E. A Weighted OFDM Signal Scheme for Peak-to-Average Power Ratio Reduction of OFDM Signals / E. Chang, S. Kyung, K. Youngok // Transactions on Vehicular Technology. – 2013. – Vol. 62. – P. 1406–1409.

[89] 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.

[90] Conceptual Study of OFDM-Coding, PAPR Reduction, Channel Estimation / [S. Riya, I. Rani, R. Anzija, L. Shameema] // International Journal of Advanced Computer Research. – 2014. – Vol. 4. – P. 686 – 692.

[91] Mohan R. Implementation Of Turbo Coded OFDM For PAPR Reduction using Modified Selective Mapping Technique / R. Mohan, S. Sharma, M. Suhel // International Journal of Advanced Research in Computer Engineering & Technology (IJARCET). – 2013. – Vol. 2. – P. 2687 – 2692.

[92] Shribala N. Performance Maintenance in TURBO coded OFDM in Cognitive Radio / N. Shribala, B. Jinaga // International Journal of Advanced Trends in Computer Science and Engineering. – 2013. – Vol. 2. – P. 616 – 621.

[93] Huemer M. Complex number RS Coded OFDM with systematic noise in the guard interval / M. Huemer, C. Hofbauer, J. Huber // 44th Asilomar Conference on Signals, Systems, and Computers. – Pacific Grove, 2010. – P. 1023 – 1027.

[94] Huemer M. Classical and Bayesian linear data estimators for unique word OFDM / M. Huemer, A. Onic, C. Hofbauer // IEEE Transactions on Signal Processing. – 2011. – Vol. 59. – P. 6073 – 6085.

[95] Pachkawade N. Reed-Solomon Coded OFDM with Unique Word as Guard Interval / N. Pachkawade, M. Dongre // International Journal of Innovative Research in Science, Engineering and Technology. – 2014. – Vol. 3. – P. 14908 – 14914.

[96] 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.

[97] 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.

[98] 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.

[99] Ergen M. Mobile Broadband. Including WiMax and LTE / Ergen M. – New York: Springer, 2009. – 513 p.

[100] Сайко В. Г. Сети мобильного WiMax и LTE: состояние и перспективы / В. Г. Сайко // Зв'язок. – 2010. – № 3. – С. 16 – 21.

[101] Гордиенко С. Б. Технология LTE – возможность создания широкополосных высокоскоростных сетей мобильной связи / С. Б. Гордиенко, С. С. Гордиенко, В. В. Олейник // Зв'язок. – 2010. – № 3. – С. 22 – 24.

[102] 3GPP TS 36.201. “LTE. Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); LTE physical layer; General description”. – 2011. – April. – 15 p.

[103] Yibing Li. Analysis of BLER Performance for LTE Uplink Baseband Simulation System / Li Yibing, Xin Gui, Ye Fang // Journal of Computational Information Systems. – 2012. – Vol. 7. – P. 2691 – 2699.

[104] Зайцев С. В. Теоретичні основи побудови систем передачі інформації / С.В. Зайцев, В.В. Казимир, А.В. Яриловець, Ю.М. Ткач, Я.М. Грохольський, С.П. Лівенцев, В.П. Романенко // Монографія. – Чернігів: Чернігівський національний технологічний університет, 2017 – 385 с.

[105] Науменко М.І. Теорія сигнально-кодкових конструкцій / М.І. Науменко, Ю.В. Стасєв, О.О. Кузнецов, С.П. Євсєєв. – Х.: ХУПС, 2008. – 541 с.

[106] Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки / Р. Блейхут // Пер. с англ. – М.: Мир, 1986. – 576 с.

[107] Кларк Дж., мл. Кодирование с исправлением ошибок в системах цифровой связи / Дж. Кларк, мл., Дж. Кейн // Пер. с англ. – М.: Р/св, 1987. – 392 с.

[108] Муттер В.М. Основы помехоустойчивой телепередачи информации / В.М.Муттер. – Л.: Энергоатомиздат, 1990. – 228 с.

[109] Прокис Дж. Цифровая связь /Дж. Прокис // Пер. с англ. – М.: Р/св, 2000. – 800 с.

[110] Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение / Б. Шкляр // Пер. сангл. – М.: Вильямс, 2003. – 1104 с.

[111] Пашнев С. Д. Машинные методы оптимизации в технике связи / С. Д. Пашнев, Р. И. Минязов, В. Д. Могилевский – М.: Связь, 1976. – 6 с.

[112] Hayes J. F. Adaptive feedback communications / J. F. Hayes // IEEE Transactions on Communication Technology. – 1968. – Vol. 16. – P. 29 – 34.

[113] Cavers J. K. Variable-rate transmission for Rayleigh fading channels / J. K. Cavers // IEEE Transactions on Communications. – 1972. – Vol. 20. – P. 12 – 22.

[114] Otsuki S. Square-QAM adaptive modulation/TDMA/TDD systems using modulation level estimation with Walsh function / S. Otsuki, S. Sampei, N. Morinaga // Electronics Letters. – 1995. – Vol. 31. – P. 169 – 171.

[115] Webb W. T. Variable rate QAM for mobile radio / W. T. Webb, R. Steele // IEEE Transactions on Communications. – 1995. – Vol. 43. – P. 2223 – 2230.

[116] Kamio Y. Performance of modulation-level-controlled adaptive-modulation under limited transmission delay time for land mobile communications / Y. Kamio, S. Sampei, H. Sasaoka, and N. Morinaga // Proceedings of the IEEE VTC'95 – 1995. – P. 221 – 225.

[117] Vucetic B. An adaptive coding scheme for time-varying channels / B. Vucetic // IEEE Transactions on Communications. – 1991. – Vol. 39. – P. 653 – 663.

[118] Alamouti S. M. Adaptive trellis-coded multiple-phased-shift keying for Rayleigh fading channels / S. M. Alamouti, S. Kallel // IEEE Transactions on Communications. – 1994. – Vol. 42. – P. 2305 – 2314.

[119] Ue T. Symbol rate and modulation level controlled adaptive modulation TDMA/TDD for personal communication systems / T. Ue, S. Sampei, N. Morinaga // Proceedings of the IEEE VTC'95. – 1995. – P. 306 – 310.

[120] Matsuoka H. Symbol rate and modulation level controlled adaptive modulation/TDMA/TDD for personal communication systems / H. Matsuoka, S. Sampei, N. Morinaga, Y. Kamio // Proceedings of the IEEE VTC'96. – 1996. – P. 487 – 491.

[121] Bingham J.A.C. Multicarrier modulation for data transmission: an idea whose time has come / J.A.C. Bingham // IEEE Comm. Mag. – 1990. – Vol. 28. – P. 5 – 14.

[122] Chow P.S. A practical discrete multitone transceiver loading algorithm for data transmission over spectrally shaped channels / P.S. Chow, J.M. Cioffi, John A.C. Bingham // IEEE Trans. Commun. – 1995. – Vol. 43.

[123] Filip M. Optimum utilization of the channel capacity of a satellite link in the presence of amplitude scintillations and rain attenuation / M. Filip, E. Vilar // IEEE Trans. Commun. – 1990. – Vol. 38. – P. 1958 – 1965.

[124] Monk A.M. Open-loop power control error in a land mobile satellite system / A.M. Monk, L.B. Milstein // IEEE J. Select. Areas. Commun. – 1995. – P. 205 – 212.

[125] Rose J.L. Satellite communications in the 30/20 GHz band / J.L. Rose // Satellite Communications – 1985. – P. 155 – 162.

[126] Cox R.V. Subband speech coding and matched convolutional channel coding for mobile radio channels / R.V. Cox, J. Hagenauer, N. Seshadri, C.-E.W. Sundberg // IEEE Trans. Signal Proces. – 1991. – Vol. 39. – P. 1717 – 1731.

[127] Yun L.C. Variable Quality of Service in CDMA systems by statistical power control / L.C. Yun, D.G. Messerschmitt // IEEE Intl. Commun. Conf. Rec. – 1995. – P. 713 – 719.

[128] Goldsmith A. J. Adaptive Coded Modulation for Fading Channels / A. J. Goldsmith, S.G. Chua // IEEE Transactions on Commun. – 1998. – Vol. 46. – P. 595 – 602.

[129] Chung S. T. Degrees of Freedom in Adaptive Modulation: A Unified View / S. T. Chung, A. J. Goldsmith // IEEE Transactions on Commun. – 2001. – Vol. 49. – P. 1561 – 1571.

[130] Gho G. H. Rate-Adaptive Modulation and Coding for Optical Fiber Transmission Systems / G. H. Gho, J. M. Kahn // Journal of LightWave Technology – 2012. – Vol. 30. – P. 1818 – 1828.

[131] Пашнев С. Д. Машинные методы оптимизации в технике связи / С. Д. Пашнев, Р. И. Минязов, В. Д. Могилевский – М.: Связь, 1976. – 183 – 199 с.

[132] 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. DOI: 10.1109/26.539767.

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

[134] 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.

[135] 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.

[136] Varda M. Link adaptation algorithm for distributed coded transmissions in cooperative OFDMA systems / M. Varda M. Badiu, V. Bota // Telecommunication Systems. – Springer US, 2015. – P. 477-489.

[137] Ghazisaeidi A. Submarine Transmission Systems Using Digital Nonlinear Compensation and Adaptive-Rate Forward Error Correction / A. Ghazisaeidi, I. Fernandez, L. Schmalen [and other] // IEEE/OSA Journal on Lightwave Technology. – 2016. – Vol. 34, no. 8. P. 1886-1895.

[138] Oteng-Amoako K. Discrete adaptation of turbo punc-tured codes for hybrid-arq / Oteng-Amoako K., Nooshabadi S., Yuan J. // IEEE Vehicular Technology Conference (VTC-Fall'03) – Florida, USA, 2003. – Oct.

[139] Kumar S. Performance comparision of turbo codes and modified turbo codes with different rate / Kumar S., Dalal H. // International Journal of Science, Engineering and Technology Research (IJSETR), – Volume 3, Issue 5, May 2014.

[140] 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.

[141] Varda M. Link adaptation algorithm for distributed coded transmissions in cooperative OFDMA systems / M. Varda M. Badiu, V. Bota // Telecommunication Systems. – Springer US, 2015. – P. 477-489.

[142] Sadjadpour H. R. Interleaver Design for Turbo Codes / Sadjadpour H. R., Sloane N. J. A., Salehi M., Nebe G. // IEEE Journal on Selected Areas in Communications. – 2006. – Vol. 19. – P. 831 – 837.

[143] Ghazisaeidi A. Submarine Transmission Systems Using Digital Nonlinear Compensation and Adaptive-Rate Forward Error Correction / A. Ghazisaeidi, I. Fernandez, L. Schmalen [and other] // IEEE/OSA Journal on Lightwave Technology. – 2016. – Vol. 34, no. 8. P. 1886-1895.

[144] Kumar S. Performance comparison of turbo codes and modified turbo codes with different rate / Kumar S., Dalal H. // International Journal of Science, Engineering and Technology Research (IJSETR), – Volume 3, Issue 5, May 2014.

[145] Divsalar D. Multiple Turbo Codes for Deep-Space Communications / D. Divsalar, F. Pollara // TDA Progress Report. Jet Propulsion Laboratory California Institute of Technology – 1995. – Vol. 34, no. 8. P. 42-121

[146] Crozier S. New High-Spread High-Distance Interleavers for Turbo-Codes // Commun. Research Centre. – Ottawa. – P. 2-5.

[147] Barbulescu A., Pietrobon S. Turbo Codes: a tutorial on a new class of powerful error correcting coding schemes. Part I: Code Structures and Interleaver Design // University of South Australia, 1998. – October. – P. 15-20.

[148] Berrou, C. Near Shannon Turbo Codes / C. Berrou, A. Glavieux, P.Thitimajshima // Proe. Of the Intern. Conf. on Commun, Geneva, Switzerland, May, 1993. – P. 1064 – 1070.

[149] 3GPP, “Technical Specification, Group Radio Access Network (Multiplexing and Channel Coding for FDD)”, Tech. Rep., 3rd Generation Partnership Project, 1999.

[150] Yuan, J. Combined Turbo Codes and Interleaver Design / J. Yuan, B. Vucetic, W. Feng // IEEE Transactions on Communications. – 1999. – Vol. 35, № 25. – P. 2194 – 2195.

[151] Takeshita, O. New Deterministic Interleaver Designs for Turbo Codes / O. Takeshita, D. Costello // IEEE Transactions on Information Theory. – 2000. – Vol. 46, № 6. – P. 1988 – 2006.

[152] ETSI TS 125 212 V3.3.0 (2000-06) DTS/TSGR-0125212U Universal Mobile Telecommunications System (UMTS); Multiplexing and channel coding (FDD) [Electronic resource]. – Mobile of access: www.etsi.org.

[153] ETSI TS 125 222 V3.2.1 (2000-05) DTS/TSGR-0125222UR Universal Mobile Telecommunications System (UMTS); Multiplexing and channel coding (TDD) [Electronic resource]. – Mobile of access: www.etsi.org.

[154] Zaitsev S. V. Method for controlling state channel wireless networks under apriori uncertainty / S. V. Zaitsev // International Journal «Information Models and Analyses». – Sofia : ITHEA, 2014. – Vol. 3 (2). – P. 186 – 194.

[155] Zaitsev S. V. Method of estimating reliability of information transmission in wireless networks channels increase in noise and interference / S. V. Zaitsev // International Journal «Information Models and Analyses». – Sofia : ITHEA, 2015. – Vol. 4 (1). – P. 87 – 99.

[156] Technology for improve cyber security using turbo codes / V. Kazymyr, S. Zaitsev, Y. Ryndych [and other] // Information Technologies in Innovation Business. – 2015. – N 4. – P85 – 88.

[157] Woodard J. Comparative Study of Turbo Decoding Techniques: An Overview / J. Woodard, L. Hanzo // IEEE Transactions on Vehicular Technology. – 2000. – Vol. 49, No. 6. – P. 2208 - 2232.

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

[159] Vucetic B. Turbo Codes. Principles and Applications / B. Vucetic, J. Yuan. – Springer Science, 2000. – 307 p.

[160] Chaitanya V. K. T. HARQ Systems: Resource Allocation, Feedback Error Protection, and Bits-to-Symbol Mappings / V. K.T. Chaitanya // Linköping Studies in Science and Technology, Dissertations, No. 1526.

[161] S. Lin and D. J. Costello, Error Control Coding, 2nd ed., Prentice-Hall, 2004.

[162] 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.

[163] Khan F. LTE for 4G Mobile Broadband / F. Khan // Cambridge University Press, 2009 – P. 315 – 320.

[164] Mandelbaum D. An Adaptive-Feedback Coding Scheme Using Incremental Redundancy / D. Mandelbaum // IEEE Transactions on Information Theory. – 1974. – Vol. 20, N 3. – P. 388 – 389.

[165] Lin S. Automatic-Repeat-Request Error Control Schemes / S. Lin, D. Costello, M. Miller // IEEE Communications Magazine. – 1984. – Vol. 22. – P. 5 – 17.

[166] Benelli G. An ARQ scheme with memory and soft error detectors / G. Benelli // IEEE Trans. Commun., vol. 33, no. 3, pp. 285 – 288, Mar. 1985.

[167] Chase D. Code combining—a maximum-likelihood decoding approach for combining an arbitrary number of noisy packets / D. Chase // IEEE Trans. Commun., vol. 33, no. 5, pp. 385 – 393, May 1985.

[168] Mandelbaum D. M. Adaptive-feedback coding scheme using incremental redundancy / D. M. Mandelbaum // IEEE Trans. Inf. Theory, vol. 20, no. 3, pp. 388 – 389, May 1974.

[169] Metzner J. J. Improvements in block retransmission schemes / J. J. Metzner // IEEE Trans. Commun., vol. 27, no. 2, pp. 524 – 532, Feb. 1979.

[170] Dahlman E. 4G LTE/LTE-Advanced for Mobile Broadband / E. Dahlman, S. Parkvall, J. Sköld // Academic Press, 2011.

[171] Трофимчук О.М. Аналіз систем автоматичного запиту на повторну передачу / О.М. Трофимчук, В.М. Василенко, С.В. Зайцев // Математичне моделювання в економіці. – 2018. – Том. 3 (12). – С. 41 – 51.

ДОДАТКИ

Додаток А. Список опублікованих праць за темою дисертації

[1] Зайцев С.В. Оцінювання завадозахищеності безпроводних мереж із сигналами OFDM з внутрібітовою псевдовипадковою перебудовою піднесучих частот / С.В. Зайцев, В.В. Приступа, В.М. Василенко // Вісник Чернігівського державного технологічного університету, 2013. №. 2(65). С. 192 – 202.

[2] Зайцев С.В. Адаптивный выбор параметров S-случайного перемежителя в беспроводных системах передачи данных с турбокодированием / С.В. Зайцев, В.В. Казимир, В.М. Василенко, А.В. Яриловец // Радиоэлектроника. Известия высших учебных заведений, 2018. Том 61, №1(667). С. 22 – 33.

[3] Vasylenko V. M. Adaptive turbo codes for safety in wireless Internet of Things / V. M. Vasylenko, V.V. Kazymyr, S.V. Zaitsev, A. M. Usik // The 9th IEEE International Conference on Dependable Systems, Services and Technologies, DESSERT'2018, 2018. С. 195 – 200.

[4] Василенко В.М. Дослідження ефективності детермінованих та псевдовипадкових перемежувачів турбокодів / В.М. Василенко // Математичне моделювання в економіці, 2018. Том. 2 (11). С. 40 – 49.

[5] Василенко В.М. Метод параметрической адаптации в условиях неопределенности / В.М. Василенко // ISSN 1028-9763. Математичні машини і системи, 2018. № 3. С. 76 – 88.

[6] Трофимчук О.М. Аналіз систем автоматичного запиту на повторну передачу / О.М. Трофимчук, В.М. Василенко, С.В. Зайцев // Математичне моделювання в економіці, 2018. Том. 3 (12). С. 41 – 51.

[7] Василенко В.М., Зайцев С. В., Лівенцев С. П., Дунай В. П. Адаптація s-випадкового перемежувача кодеків турбокоду. Сучасні інформаційні технології управління екологічною безпекою, природокористуванням, заходами в надзвичайних ситуаціях : зб. наук. праць за матеріалами XV міжнар. наук.-практ. конф. (м. Київ, Пуца-Водиця, 3-6 жовтня 2016 р.). К. ; Х. : НАН України, Ін-т телекомунікацій і глоб. інформ. простору [та ін.], 2016. С. 189–192.

[8] Василенко В.М. Адаптивний вибор параметров турбокодов в условиях действия мощных шумовых помех. Сучасні інформаційні технології управління екологічною безпекою, природокористуванням, заходами в надзвичайних ситуаціях : зб. наук. праць за матеріалами XVII міжнар. наук.-практ. конф. (м. Київ, 25-26 вересня 2018 р.). К. ; Х. : НАН України, Ін-т телекомунікацій і глоб. інформ. простору [та ін.], 2018. С. 106–108.

[9] Владислав Василенко, Сергей Зайцев, Формирование гибридного запроса повторной передачи в условиях неопределенности. IV Міжнародна науково-практична конференція «Україна – ЄС. Сучасні технології, економіка та право» (м. Кошице, Словаччина, 2018 р.). С. 123–126.

[10] Василенко В.М. Аналіз ефективності перемешувачів турбокодів. III Міжнародна науково-практична конференція «Теорія та практика актуальних наукових досліджень» (м. Запоріжжя, 2018 р.). С. 27–31.

[11] Р.Б. Андрущенко, А.Д. Бескостий, С.В. Зайцев, Я.Ю. Усов, М.А. Письменюк, В.М. Василенко. Методи підвищення цілісності пакетів передачі даних систем публічного управління. Тридцята міжнародна науково-практична конференція «Математичне та імітаційне моделювання систем МОДС 2018» (м. Київ-Чернігів-Жукін, 25-29 червня 2018 р.) М-во освіти і науки України, Нац. Акад. наук України, Академія технологічних наук України, Інженерна академія України та ін. – Чернігів : ЧНТУ, 2018. С. 139–141.

Додаток Б. Відомості про апробацію результатів дисертації

№ п/п	Назви конференції, конгресу, симпозиуму, семінару, школи	Місце проведення	Дата проведення	Форма участі
1	Сучасні інформаційні технології управління екологічною безпекою, природокористуванням, заходами в надзвичайних ситуаціях	м. Пуща-Водиця	3 – 6.10.2016	Заочна
2	Сучасні інформаційні технології управління екологічною безпекою, природокористуванням, заходами в надзвичайних ситуаціях	М. Київ	25 – 26.09. 2018	Заочна
3	IV Міжнародна науково-практична конференція «Україна – ЄС. Сучасні технології, економіка та право»	м. Кошице	24 – 28.04. 2018	Заочна
4	III Міжнародна науково-практична конференція «Теорія та практика актуальних наукових досліджень»	м. Запоріжжя	28 – 29.09. 2018	Заочна
5	Тридцята міжнародна науково-практична конференція «Математичне та імітаційне моделювання систем МОДС 2018»	М. Київ-Чернігів-Жукін	25 – 29.06. 2018	Заочна

Додаток В. Акти впровадження

Україна

ТОВАРИСТВО З ОБМЕЖЕНОЮ ВІДПОВІДАЛЬНІСТЮ «ІНФОРМАЦІЙНА БЕЗПЕКА»

14030, м. Чернігів, вул. захисників України, 25, тел. (063) 562-04-46

АКТ

про впровадження результатів дисертаційного дослідження Василенка Владислава Михайловича

Цим Актом засвідчується, що наступні наукові та практичні результати досліджень, які розроблені в дисертаційній роботі на тему «Засоби адаптивного управління системою передачі інформації в умовах апіорної невизначеності» Василенка Владислава Михайловича, використовуються у ТОВ «Інформаційна безпека»:

1. Моделі та методи забезпечення достовірності інформації у безпроводових системах передачі даних. Зазначені методи і моделі дозволяють забезпечити достовірність передачі інформації.

2. Метод тривірневої адаптації параметрів в турбокодах використовувався у ТОВ «Інформаційна безпека» в період 2016-2017 р. для забезпечення достовірності передачі інформації в безпроводових системах передачі даних..

Встановлено, що використання методу дозволяє досягти поставленої достовірності передачі інформації та підвищити достовірність передачі інформації, при цьому кількість помилок зменшується в 4-6 разів.

Директор ТОВ «Інформаційна безпека»



С.В.Зайцев



02002, Київ, вул. Флоренції, 1/11
тел./факс: 541-15-49

<http://www.nics.com.ua>
E-mail: office@nics.com.ua

АКТ
про впровадження результатів дисертаційного дослідження
Василенка Владислава Михайловича

Цим Актом засвідчується, що наступні наукові та практичні результати досліджень, які розроблені в дисертаційній роботі на тему «Засоби адаптивного управління системою передачі інформації в умовах апіорної невизначеності» Василенка Владислава Михайловича, використовуються у ТОВ «НікС» при проектуванні комплексів захисту інформації:

1. Моделі та методи забезпечення достовірності інформації у безпроводових системах передачі даних. Зазначені методи і моделі дозволяють забезпечити достовірність передачі інформації систем захисту.

2. Метод формування гібридного запиту на повторну передачу використовувався у ТОВ «НікС» в період 2017-2018 р. для забезпечення достовірності передачі інформації в захищених безпроводових системах передачі даних.

3. Встановлено, що використання модифікованого методу гібридного запиту на повторну передачу дозволяє зменшити кількість повторно переданих біт в 1.9~16 разів в залежності від блоку передачі даних.

Директор ТОВ «НікС»

Шатарський Д.М.



ЗАТВЕРДЖУЮ

Перший проректор

Чернігівського національного
технологічного університету

доктор технічних наук, професор,

О.О. Новомлинець



12 2018р.

Акт № 7 від 14.12.2018р.

про впровадження в навчальний процес результатів дисертаційної роботи
за темою «Засоби адаптивного управління системою передачі інформації в умовах
апріорної невизначеності»
асистента кафедри «Інформаційних і комп'ютерних систем»
Василенка Владислава Михайловича

Ректорат Чернігівського національного технологічного університету підтверджує впровадження в навчальний процес результатів дисертаційної роботи на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук Василенка Владислава Михайловича за темою «Засоби адаптивного управління системою передачі інформації в умовах апріорної невизначеності» зі спеціальності 05.13.06 – інформаційні технології.

Методи та моделі, розроблені автором впроваджено в навчальний процес при викладанні таких дисциплін: «Технології програмування» для студентів спеціальності 125 – Кібербезпека.

Дослідження розроблених автором методів та моделей забезпечення достовірності інформації у безпроводових системах передачі даних дозволяють студентам поглибити рівень знань і вмінь в галузі проектування, розробки та реалізації імітаційних моделей призначених для дослідження характеристик безпроводових систем передачі даних.

Завідувач кафедри кібербезпеки
та математичного моделювання

д.пед.н., доц.
Ю.М. Ткач

Завідувач кафедри інформаційних
і комп'ютерних систем

д.т.н., доц.
С.В. Зайцев

Додаток Г. Імітаційні моделі систем передачі інформації з турбокодами

Лістинг Г.1 – Алгоритми декодування

```
//-----
void DecoderUnit::generateTable_max_log_map(int p)
{
    int i,j,tmp;
    double g,ge,a1,a2,a;
    int page;
    bool f;
    page=p-1;
    g_point=page;
    for (i=0;i<num;i++) {
        if (mycoder->table[i].input==0) tmp=-1; else tmp=1;
        g=0.5*tmp*(Lys->arr[g_point]+res_list[page].L_e);
        ge=0;
        for (j=0;j<mycoder->m;j++) {
            if (mycoder->table[i].output[j]==0) tmp=-1; else tmp=1;
            ge=ge+0.5*Lyp->arr[g_point*(mycoder->m)+j]*tmp;
        }
        g=g+ge;
        table[page][i].gamma=g;
        table[page][i].gammaE=ge;
    }
    a=getAlpha_max_log_map(page,0);
    for (i=1;i<num/2;i++) {
        a1=getAlpha_max_log_map(page,i);
        if (a1>a) a=a1;
    }
    for (i=0;i<num;i++) {
        f=false;
```

```

    for (j=0;j<num;j++) {
        if(memcmp(mycoder->table[j].next_state,mycoder-
>table[i].state,mycoder->n+1)!=0) continue;
        a1=getAlpha_max_log_map(page,j)+table[page][j].gamma;
        if (f==true) {
            if (a1>a2) a2=a1;
        } else {
            a2=a1;
            f=true;
        }
    }
    table[page][i].alpha=a2-a;
}
return;
}

void DecoderUnit::generateTable2_max_log_map(int p)
{
    int i,j;
    double tmp,b,b1,b2;
    int page=p-1;
    bool f;
    if (p==k) {
        for (i=0;i<num;i++) table[page][i].beta=table[page][i].alpha;
    } else {
        b=table[page][0].alpha;
        for (i=1;i<num/2;i++) if (table[page][i].alpha>b) b=table[page][i].alpha;
        for (i=0;i<num;i++) {
            f=false;
            for (j=0;j<num;j++) {

```

```

        if(memcmp(mycoder->table[j].state,mycoder-
>table[i].state,mycoder->n+1)!=0) continue;
        b1=getBeta(page+1,mycoder-
>table[j].next_state)+table[page+1][j].gamma;
        if (f==true) {
            if (b1>b2) b2=b1;
        } else {
            b2=b1;
            f=true;
        }
    }
    table[page][i].beta=b2-b;
}
}
if (page!=0) {
    for (i=0;i<num;i++)
        table[page][i].sigma=getBeta(page,mycoder-
>table[i].next_state)+table[page-1][i].alpha+table[page][i].gammaE;
}
if (page==0) {
    for (i=0;i<num;i++)
        table[page][i].sigma=getBeta(page,mycoder-
>table[i].next_state)+getAlpha(0,i)+table[page][i].gammaE;
}
return;
}
void DecoderUnit::generateTable_log_map(int p)
{
    int i,j,tmp;
    double g,ge,a1,a2,a;

```

```

int page;
bool f;
page=p-1;
g_point=page;
for (i=0;i<num;i++) {
    if (mycoder->table[i].input==0) tmp=-1; else tmp=1;
    g=0.5*tmp*(Lys->arr[g_point]+res_list[page].L_e);
    ge=0;
    for (j=0;j<mycoder->m;j++) {
        if (mycoder->table[i].output[j]==0) tmp=-1; else tmp=1;
        ge=ge+0.5*Lyp->arr[g_point*(mycoder->m)+j]*tmp;
    }
    g=g+ge;
    table[page][i].gamma=g;
    table[page][i].gammaE=ge;
}
a=getAlpha_max_log_map(page,0);
for (i=1;i<num/2;i++) {
    a1=getAlpha_max_log_map(page,i);
    if (a1>a) a=a1;
}
for (i=0;i<num;i++) {
    f=false;
    for (j=0;j<num;j++) {
        if(memcmp(mycoder->table[j].next_state,mycoder-
>table[i].state,mycoder->n+1)!=0) continue;
if(f==true) a2=getAlpha_max_log_map(page,j)+table[page][j].gamma;
        if (f==false) {
            a1=getAlpha_max_log_map(page,j)+table[page][j].gamma;
            f=true;

```

```

        }
    }
    if (calc_method==3) g=corr(fabs(a1-a2));
    if (calc_method==4) g=corr(fabs(a1-a2));
    if (a2>a1) table[page][i].alpha=a2-a+g;
    if (a1>a2) table[page][i].alpha=a1-a+g;
}
return;
}
void DecoderUnit::generateTable2_log_map(int p)
{
    int i,j,idx;
    double b,b1,b2,tmp;
    int page=p-1;
    bool f;
    if (p==k) {
        for (i=0;i<num;i++) table[page][i].beta=table[page][i].alpha;
    } else {
        b=table[page][0].alpha;
        for (i=1;i<num/2;i++) if (table[page][i].alpha>b) b=table[page][i].alpha;
        for (i=0;i<num;i++) {
            f=false;
            for (j=0;j<num;j++) {
                if(memcmp(mycoder->table[j].state,mycoder-
>table[i].state,mycoder->n+1)!=0) continue;
                if(f==true)
b2=getBeta(page+1,mycoder->table[j].next_state)+table[page+1][j].gamma;
                if (f==false) {
                    b1=getBeta(page+1,mycoder-
>table[j].next_state)+table[page+1][j].gamma;

```

```

        f=true;
    }
}
if (calc_method==3) tmp=corr(fabs(b1-b2));
if (calc_method==4) tmp=corr2(fabs(b1-b2));
if (b2>b1) table[page][i].beta=b2-b+tmp;
if (b1>b2) table[page][i].beta=b1-b+tmp;
}
}
if (page!=0) {
    for (i=0;i<num;i++)
        table[page][i].sigma=getBeta(page,mycoder-
>table[i].next_state)+table[page-1][i].alpha+table[page][i].gammaE;
}
if (page==0) {
    for (i=0;i<num;i++)
        table[page][i].sigma=getBeta(page,mycoder-
>table[i].next_state)+getAlpha(0,i)+table[page][i].gammaE;
}
idx=0;
for (i=1;i<num/2;i++) {
    if(calc_method==3)tmp=corr(fabs(table[page][idx].sigma-
table[page][i].sigma));
    if(calc_method==4)tmp=corr2(fabs(table[page][idx].sigma-
table[page][i].sigma));
    if (table[page][i].sigma>table[page][idx].sigma) {
        idx=i;
        table[page][i].sigma+=tmp;
    } else {
        table[page][idx].sigma+=tmp;
    }
}

```

```

    }
}
idx=num/2;
for (i=num/2+1;i<num;i++) {
    if(calc_method==3)tmp=corr(fabs(table[page][idx].sigma-
table[page][i].sigma));
    if(calc_method==4)tmp=corr2(fabs(table[page][idx].sigma-
table[page][i].sigma));
    if (table[page][i].sigma>table[page][idx].sigma) {
        idx=i;
        table[page][i].sigma+=tmp;
    } else {
        table[page][idx].sigma+=tmp;
    }
}
return;
}
void DecoderUnit::generateAll()
{
    int i,page,j,ptr;
    double n,d;
    double tmp,max1,max1_old,max2,max2_old,c1,c2;
if (calc_method==1) {
    for (i=1;i<=k;i++) generateTable(i);
    for (i=k;i>0;i--) generateTable2(i);
    for (page=0;page<k;page++) {
        d=0;
        for (j=0;j<num/2;j++) {
            d+=table[page][j].sigma;
        }
    }
}
}

```

```

n=0;
for (j=num/2;j<num;j++) {
    n+=table[page][j].sigma;
}
if (d==0) d=1.0E-30;
tmp=n/d;
if (tmp<=1.0E-20) tmp=1.0E-20;
if (tmp>=1.0E+20) tmp=1.0E+20;
tmp=log(tmp);
res_list[page].LE=tmp;
}
}
if (calc_method==2) {
    for (i=1;i<=k;i++) generateTable_max_log_map(i);
    for (i=k;i>0;i--) generateTable2_max_log_map(i);
    for (page=0;page<k;page++) {
        max1=table[page][0].sigma;
        for(j=1;j<num/2;j++)
            if (table[page][j].sigma>max1) max1=table[page][j].sigma;
        max2=table[page][num/2].sigma;
        for (j=num/2+1;j<num;j++)
            if (table[page][j].sigma>max2) max2=table[page][j].sigma;
        res_list[page].LE=max2-max1;
    }
}
if ((calc_method==3) || (calc_method==4)) {
    for (i=1;i<=k;i++) generateTable_log_map(i);
    for (i=k;i>0;i--) generateTable2_log_map(i);
    for (page=0;page<k;page++) {
        if (table[page][0].sigma>table[page][1].sigma) {

```



```

    max1=table[page][0].sigma;
    max1_old=table[page][1].sigma;
} else {
    max1=table[page][1].sigma;
    max1_old=table[page][0].sigma;
}
for (j=2;j<num/2;j++) {
    if (table[page][j].sigma>max1_old) max1_old=table[page][j].sigma;
    if (table[page][j].sigma>max1) {
        max1_old=max1;
        max1=table[page][j].sigma;
    }
}
if (table[page][num/2].sigma>table[page][num/2+1].sigma) {
    max2=table[page][num/2].sigma;
    max2_old=table[page][num/2+1].sigma;
} else {
    max2=table[page][num/2+1].sigma;
    max2_old=table[page][num/2].sigma;
}
for (j=num/2+2;j<num;j++) {
    if (table[page][j].sigma>max2_old) max2_old=table[page][j].sigma;
    if (table[page][j].sigma>max2) {
        max2_old=max2;
        max2=table[page][j].sigma;
    }
}
if (calc_method==3) {
    c1=corr(max1-max1_old);
    c2=corr(max2-max2_old);
}

```

```

    }
    if (calc_method==4) {
        c1=corr2(max1-max1_old);
        c2=corr2(max2-max2_old);
    }
    res_list[page].LE=(max2+c2)-(max1+c1);
}
}
for (page=0;page<k;page++)
    res_list[page].L=res_list[page].LE+res_list[page].L_e+Lys->arr[page];
}
void DecoderUnit::generateTable(int p)
{
    double g,ge,s;
    int i,j,z;
    double tmp,alph,alph_z;
    bool ok;
    int page;
    char ch;
    page=p-1;
    g_point=page;
    for (i=0;i<num;i++) {
        if (mycoder->table[i].input==0) tmp=-1; else tmp=1;
        g=0.5*(Lys->arr[g_point]+res_list[page].L_e)*tmp;
        g=exp(g);
        s=0;
        for (j=0;j<mycoder->m;j++) {
            if (mycoder->table[i].output[j]==0) tmp=-1; else tmp=1;
            s=s+0.5*Lyp->arr[g_point*(mycoder->m)+j]*tmp;
        }
    }
}

```

```

    ge=exp(s);
    g=g*ge;
    table[page][i].gamma=g;
    table[page][i].gammaE=ge;
}
tmp=getAlpha_z(page);
for (i=0;i<num;i++) {
    s=0;
    for (j=0;j<num;j++) {
        if (memcmp(mycoder->table[j].next_state,mycoder-
>table[i].state,mycoder->n+1)!=0) continue;
        s=s+getAlpha(page,j)*table[page][j].gamma;
    }
    table[page][i].alpha=s/tmp;
}
}
void launch2() // процедура потока для множественного запуска
{
    DecoderUnit *ptr;
    DecoderUnit *ptr2;
    DecoderUnit *ptr1;
    int i,j,z,block,all,w,ex_count;
    float err;
    char tmp,tmp2;
    struct time t;
    int **e;
    AnsiString s,mask="0.";
    bool filelog;
    float sumAllErrors = 0;
    float sumAllTransfer = 0;

```

```

filelog=Form1->CheckBox2->Checked;

for (i=1;i<=Form1->CSpinEdit2->Value;i++) mask+="#";
e=new int*[Form1->D];
for (i=0;i<Form1->D;i++) e[i]=new int[2];

disable_check();
disable_create();

all=StrToInt(Form1->Edit7->Text);
Form1->log=0;
String str1coder = "11";
String str2coder = "13";
createAdaptCoder(str1coder, str2coder);
gettime(&t);
Form1->Memo1->Lines->Add("Начало
"+IntToStr(t.ti_hour)+":"+IntToStr(t.ti_min)+":"+IntToStr(t.ti_sec));
while (1) { //SIGNOISE
//Form1->dsss_cnt = StrToInt(Form1->Edit22->Text); //ZUR:
Form1->Edit19->Text = Form1->Edit22->Text;
block_change();
AnsiString str;
for(int i=0; i< Form1->dsss_cnt; i++){
    str.printf("%c",Form1->Edit20->Text[i+1]);
    Form1->dsss_arr0[i] = StrToInt(str);
    str.printf("%c",Form1->Edit21->Text[i+1]);
    Form1->dsss_arr1[i] = StrToInt(Form1->Edit21->Text[i+1]);
}
s="=====" SIG/NOISE="+FormatFloat("0.####",Form1->SIG_NOISE)+"
=====";

```

работы

```

Form1->Memo1->Lines->Add(s);
if (filelog==true) fprintf(Form1->f,"%s\n",s);
for (i=0;i<Form1->D;i++) for (j=0;j<2;j++) e[i][j]=0;
while(1){ // DSSS length //ZUR:
Form1->Edit6->Text = Form1->Edit25->Text;
block_change();
s=" ===== DSSS length="+IntToStr(Form1->dsss_cnt)+" =====";
Form1->Memo1->Lines->Add(s);

while(1){ // ИИФ БИТ //ZUR:
s=" == INF BIT="+IntToStr(Form1->PGS)+" ==";
Form1->Memo1->Lines->Add(s);
for (block=0;block<all;block++) {
Word hours,mins,secs,msecs;
DecodeTime(Now(),hours,mins,secs,msecs);
RandSeed = RandSeed+msecs;
if (Form1->isDead==false) Form1->killAll();
int cnt=0;
while(cnt<4){
int c2=0;

if (cnt==1){
Form1->killAll();
String str1coder, str2coder;
str1coder = "23";
str2coder = "27";
createAdaptCoder(str1coder, str2coder);
}

if (cnt==2){

```

```

Form1->killAll();
String str1coder, str2coder;
str1coder = "33";
str2coder = "37";
createAdaptCoder(str1coder, str2coder);
}

```

```

if (cnt==3){
Form1->killAll();
String str1coder, str2coder;
str1coder = "43";
str2coder = "47";
createAdaptCoder(str1coder, str2coder);
}

```

```

Form1->makeAll(cnt);

```

```

for (int p=0;p<Form1->ComboBox1->Items->Count;p++) {
if (p==Form1->D-1){

ptr2=Form1->decoders[p]->d2;
ptr1=Form1->decoders[p]->d1;
for (int i=0;i<ptr2->k;i++) {
    if ((ptr2->res_list[i].L)>=0) tmp2=1; else tmp2=0;
    arrapr[i] += ptr1->res_list[i].L_e;
    if (tmp2!=Form1->coder_in2->arr[i]) {
        c2++;
    }
}
}
if ((c2 == 0) || (cnt==3)) {

```

```

s=IntToStr(cnt+1);
fprintf(Form1->le,"%s\n",s);
s=IntToStr(c2);
fprintf(Form1->f2,"%s\n",s);
sumAllErrors += c2;
sumAllTransfer +=(cnt+1);
cnt = 10;
Form1->Memo1->Lines->Add(IntToStr(c2)+": errors");
c2=0;
delete [] arrapr;
for (int i=0; i<6145; i++){
arrapr[i] = 0;
}
String str1coder = "11";
String str2coder = "13";
createAdaptCoder(str1coder, str2coder);
} else {
cnt++;
}
}
}

// проверка
for (z=0;z<Form1->D;z++) for (j=0;j<=1;j++) {
if (j==0) ptr=Form1->decoders[z]->d1;
if (j==1) ptr=Form1->decoders[z]->d2;
for (i=0;i<ptr->k;i++) {
if (ptr->res_list[i].L>=0) tmp=1; else tmp=0;
if (j==0) tmp2=Form1->coder_in1->arr[i];

```

```

        if (j==1) tmp2=Form1->coder_in2->arr[i];
        if (tmp!=tmp2) e[z][j]++;
    }
}
Sleep(10);
} // block

w=ptr->k*all;
for (i=0;i<Form1->D;i++) for (j=0;j<2;j++) {
    err=(float) e[i][j]/w;
    s="("+IntToStr(i+1)+", "+IntToStr(j+1)+") "+FormatFloat(mask,err);
    //Form1->Memo1->Lines->Add(s);
    if (filelog==true) fprintf(Form1->f,"%s\n",s);
}

Form1->PGS    =    StrToInt(Form1->Edit6->Text)+StrToInt(Form1->Edit27-
>Text); //ZUR:
Form1->Edit6->Text = IntToStr(Form1->PGS);
block_change();

if(StrToInt(Form1->Edit27->Text)>0){
    if (Form1->PGS>=StrToInt(Form1->Edit26->Text)) break;
} else{
    if (Form1->PGS<=StrToInt(Form1->Edit26->Text)) break;
}
} // while(1){ // ИИФ БИТ

Form1->dsss_cnt    =    Form1->dsss_cnt+StrToInt(Form1->Edit24->Text);
//ZUR:=====
=====

```



```

Form1->Edit19->Text = IntToStr(Form1->dsss_cnt);
block_change();
for(int i=0; i< Form1->dsss_cnt; i++){
    //str.printf("%c",Form1->Edit20->Text[i+1]);
    Form1->dsss_arr0[i] = StrToInt(str);
    //str.printf("%c",Form1->Edit21->Text[i+1]);
    Form1->dsss_arr1[i] = StrToInt(Form1->Edit21->Text[i+1]);
}

if(StrToInt(Form1->Edit24->Text)>0){
    if (Form1->dsss_cnt>=StrToInt(Form1->Edit23->Text)) break;
}else{
    if (Form1->dsss_cnt<=StrToInt(Form1->Edit23->Text)) break;
}
} // while(1){ // DSSS length
    s=FloatToStr(sumAllErrors/(ptr->k*all));
    fprintf(Form1->le,"%s\n",s);
    s=FloatToStr(sumAllTransfer/all);
    fprintf(Form1->f2,"%s\n",s);
    Form1->Memo1->Lines->Add("Кол-во                ошибок:                "+"
FloatToStr(sumAllErrors));
    Form1->Memo1->Lines->Add("Вероятность                ошибки:                "+"
FloatToStr(sumAllErrors/(ptr->k*all));
    Form1->Memo1->Lines->Add("Кол-во                передач:                "+"
FloatToStr(sumAllTransfer/all));
    Form1->SIG_NOISE=Form1->SIG_NOISE+StrToFloat(Form1->Edit5->Text);
    if (Form1->SIG_NOISE>StrToFloat(Form1->Edit4->Text)) break;
} //while (1) //SIGNOISE
    gettime(&t);

```

```
Form1->Memo1->Lines->Add("Завершение
"+IntToStr(t.ti_hour)+":"+IntToStr(t.ti_min)+":"+IntToStr(t.ti_sec));
```

// если пользователь поставил галочку "ПИСАТЬ В ФАЙЛ" то выполняем сброс результатов

```
if (filelog==true) {
    //ZUR:
    s="Кодер (восьмиричный) : "+Form1->coder1->GetPoly(3);
    //fprintf(Form1->f,"%s\n",s);
    s="Метод декодирования : "+Form1->ComboBox5->Text;
    //fprintf(Form1->f,"%s\n",s);
    //fprintf(Form1->f,"Перемежение :\n");
    if (Form1->TTYPE.ttype=='t') {
        s="Перемежение      транспонированием      ("+IntToStr(Form1-
>TTYPE.size_x)+", "+IntToStr(Form1->TTYPE.size_y)+")";
        fprintf(Form1->f,"%s\n",s);
    }
    else
    if (Form1->TTYPE.ttype=='r') {
        s="Перемежение RANDOM";
    }
    if (Form1->TTYPE.ttype=='d') {
        s="Перемежение      диагональное      ("+IntToStr(Form1-
>TTYPE.size_x)+", "+IntToStr(Form1->TTYPE.size_y)+")";
    }
    if (Form1->TTYPE.ttype=='s') {
        s="Перемежение S-RANDOM";
    }
    else {
```

```

        s="Неизвестный метод переключения";
    }
    ex_count=0;
    for (i=0;i<Form1->PC*2;i++) if (Form1->EX[i]==true) ex_count++;
        s="Исключается проверочных бит : "+IntToStr(ex_count);
        for (i=0;i<Form1->PC*2;i++)
            if (Form1->CheckBox1->Checked[i]==true) {
                s=IntToStr(i+1)+"-й - выколот";
            } else {
                s=IntToStr(i+1)+"-й - присутствует";
            }
        s="Символов : "+IntToStr(Form1->PGS);
    } // filelog
    fclose(Form1->f2);
    fclose(Form1->le);
    for (i=0;i<Form1->D;i++) delete(e[i]);
    delete(e);
    enable_create();
}
//-----
//-----
// работа всей системы передачи
void TForm1::work()
{
    int i,j,k;
    AnsiString str1;

    // расширяем спектр входной последовательности
    dsss_encode(buffer, dsss_enc_out);

```

```

dsss_enc_out->SendData();
// входной буфер второго кодера перемежаем
coder_in2->TransponMatrix(TTYPE.ttype);

coder1->processData();
coder2->processData();

combine();

c2->process();

res2->split();
r_s->SendData();
r_s_per->TransponMatrix(TTYPE.ttype);

// при обоих типах выкалывания ставим нули НА ПРИЕМНОМ КОНЦЕ

if (isExcept==true) {
    if ((isExcept1_3==true) && (PC==1))
        for (k=0;k<PGS*dsss_cnt;k++) if (k%2==0) r_p1->arr[k]=0; else r_p2-
>arr[k]=0;
    if ((isExcept1_5==true) && (PC==2))
        for (k=0;k<PGS*dsss_cnt;k++) if (k%2==0) r_p1->arr[k*PC]=0; else r_p2-
>arr[k*PC]=0;
    if ((isExcept1_7==true) && (PC==3))
        for (k=0;k<PGS*dsss_cnt;k++) if (k%2==0) r_p1->arr[k*PC]=0; else r_p2-
>arr[k*PC]=0;

    // выполняем выкалывание (если нужно)
    if ((isExcept1_3==false) && (isExcept1_5==false) && (isExcept1_7==false)) {

```

```

for (k=0;k<PGS*dsss_cnt;k++)
for (i=0;i<2;i++)
for (j=0;j<PC;j++)
if (EX[i*PC+j]==true) if (i==0) r_p1->arr[k*PC+j]=0; else r_p2-
>arr[k*PC+j]=0;
}
}

```

// первый итерационный блок запускаем отдельно

```

decoders[0]->execute();
if (D>1) for (i=1;i<D;i++) {
for (j=0;j<PGS*dsss_cnt;j++)
decoders[i]->d1->res_list[j].L_e=decoders[i-1]->apr_data2->arr[j];
decoders[i]->execute();
//ZUR: log le changes
}

```

// вычисляем выход декодера

```

DecoderUnit *ptr2=decoders[D-1]->d2;
decoder_out->pointer = 0;
for (i=0;i<ptr2->k;i++) {
if (ptr2->res_list[i].L>=0)
decoder_out->arr[decoder_out->pointer++] = 1;
else
decoder_out->arr[decoder_out->pointer++] = 0;
}

```

```
// выполняем декодирование DSSS
dsss_decode(decoder_out, dsss_dec_out);
return;
}
//-----
```