

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
Національний університет «Запорізька політехніка»

Факультет інформаційної безпеки та електронних комунікацій
(повне найменування інституту, факультету)

Кафедра радіотехніки та телекомунікацій
(повне найменування кафедри)

Пояснювальна записка

до дипломного проєкту (роботи)
магістра
(ступінь вищої освіти)

на тему **АНАЛІЗ СТІЙКОСТІ OFDM-МОДЕМУ В УМОВАХ ВПЛИВУ
ВУЗЬКОСМУГОВИХ ЗАВАД**

Виконав(ла): студент(ка) 2м курсу, групи БК-913м

Спеціальності _____

172 «Електронні комунікації та радіотехніка»
(код і найменування спеціальності)

Освітня програма (спеціалізація) _____

«Інформаційні мережі зв'язку»

СИДОРЧЕНКО Я.О.
(ПРИЗВИЩЕ та ініціали)

Керівник ЛОГАЧОВА Л.М.
(ПРИЗВИЩЕ та ініціали)

Рецензент _____
(ПРИЗВИЩЕ та ініціали)

2024 рік

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
Національний університет "Запорізька політехніка"
 (повне найменування закладу вищої освіти)

Факультет ІБЕК
 Кафедра радіотехніки та телекомунікацій
 Ступінь вищої освіти магістр
 Спеціальність 172 "Електронні комунікації та радіотехніка"
 (код і найменування)
 Освітня програма (спеціалізація) Інформаційні мережі зв'язку
 (назва освітньої програми (спеціалізації))

ЗАТВЕРДЖУЮ
 Завідувач кафедри
РТТ

к.т.н., доц. САМОЙЛИК С. С.
 " " грудня 20 24 року

ЗАВДАННЯ
 НА ДИПЛОМНИЙ ПРОЕКТ (РОБОТУ) СТУДЕНТА(КИ)

СИДОРЧЕНКА Ярослава Олексійовича
 (прізвище, ім'я, по батькові)

1. Тема проекту (роботи) "Аналіз стійкості OFDM-модему в умовах впливу вузькосмугових завад"

керівник проекту (роботи) ЛОГАЧОВА Людмила Михайлівна, ст. викл.
 (прізвище, ім'я, по батькові, науковий ступінь, вчене звання)



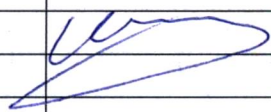
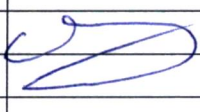
затверджені наказом закладу вищої освіти від " 15 " 10 2024 року № 416

2. Строк подання студентом проекту (роботи) 10.12.2024 р.
 3. Вихідні дані до проекту (роботи): режими роботи приймача - з кодером завадостійкого коду й без нього, тип сигналу - OFDM в сполученні з завадостійким кодуванням; тип завадостійкого кодування - блоковий низькощільнісний код; тип завади - вузькосмугова;

4. Зміст розрахунково-пояснювальної записки (перелік питань, які потрібно розробити): розробити модель радіоканалу і дослідити завадостійкість системи зв'язку з завадостійким кодуванням

5. Перелік графічного матеріалу (з точним зазначенням обов'язкових креслень): презентація Microsoft Office PowerPoint.

6. Консультанти розділів проекту (роботи)

Розділ	Прізвище, ініціали та посада консультанта	Підпис, дата	
		завдання ви- дав	прийняв виконане завдання
1-3	ЛОГАЧОВА Л. М., ст. викладач		
Нормокон- троль	МОРОЗ Г.В., ст. викладач		

7. Дата видачі завдання " 3 " вересня 20 24 року.

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№ з/п	Назва етапів дипломного проекту (роботи)	Строк виконання етапів проекту (роботи)	Примітка
1	Аналіз предметної області	05.09-15.09	Викон.
2	Алгоритм прийому низькощільнісних кодів	15.09-30.10	Викон.
3	Математичне моделювання	01.11-30.11	Викон.
4			

Студент(ка)

 СИДОРЧЕНКО Я. О.
(підпис) (прізвище та ініціали)

Керівник роботи (проекту)

 ЛОГАЧОВА Л. М.
(підпис) (прізвище та ініціали)

РЕФЕРАТ

Пояснювальна записка до магістерської роботи: 62 с., 16 рис., 10 джерел.

ЗАВАДОСТІЙКІСТЬ, ПРИЙМАЧ, ОПТИМІЗАЦІЯ, ЙМОВІРНІСТЬ ПОМИЛКИ ПРИЙОМУ.

Об'єкт дослідження – OFDM-модем.

Мета роботи – дослідження завадостійкості OFDM-модема.

Метод дослідження – статистичної радіотехніки із застосуванням імітаційного моделювання.

Приведено результати аналізу завадостійкості алгоритмів прийому сигнальних конструкцій на основі OFDM сигналів, стійких до впливу зосереджених за спектром завад. Аналіз завадостійкості зроблений для сигнальних конструкцій, сформованих з використанням блокового низькоцілісного коду. Показано, що застосування цього коду в сполученні з алгоритмами активної компенсації зосереджених за спектром завад забезпечує енергетичний вигаш стосовно випадку без використання завадостійкого кодування.

ЗМІСТ

	С.
Скорочення та умовні позначки	6
Вступ.....	7
1 Аналіз предметної області.....	9
1.1 Критерії ефективності кодування.....	9
1.2 Характеристики декодерів	10
1.3 Багатопорогові алгоритми.....	12
1.4 Аналіз характеристик багатопорогового декодера.....	17
1.5 Каскадні коди	20
1.6 Турбо коди	23
1.7 Низькощільнісні коди (LDPC)	32
2 Постановка задачі.....	39
2.1 Моделі сигналу і завад.....	39
3 Алгоритм прийому низькощільнісних кодів.....	47
3.1 Низькощільнісний код.....	47
3.2 Алгоритм.....	50
4 Результати моделювання алгоритмів прийому сигнальних конструкцій на основі OFDM сигналів	52
Висновки	60
Перелік джерел посилань	61

СКОРОЧЕННЯ ТА УМОВНІ ПОЗНАКИ

- БПД – багатопороговий декодер
ЕВК – енергетичний виграш кодування
ПЕ – пороговий елемент
СОК – самоортогональний код

ВСТУП

Сигнали з ортогональним частотним мультиплексуванням, відомі в літературі як OFDM сигнали (orthogonal frequency division multiplexing), володіють низкою властивостей, що визначають перспективність їхнього використання в цифрових системах зв'язку широкого призначення [1, 2]. Розглянуті сигнали є базовими для низки прийнятих протоколів: IEEE 802.16 (WiMax), IEEE 802.11 (WiFi), цифрового радіомовлення DRM й телебачення DVB-SH (цифрове супутникове телебачення).

З використанням OFDM сигналів, що входять до класу широкосмугових сигналів, можлива організація надійної передачі інформації з нестационарних каналів із багатопроменевістю, що обумовлюється наявністю мультиплікативних завад (частотно-селективні завмирання сигналів) і явища міжсимвольної інтерференції [2, 3]. Дослідженню властивостей OFDM сигналів, зокрема, оцінюванню потужності інтермодуляційних завад за рахунок нелінійності передавальних пристроїв сигналів, присвячено низку робіт [4-7].

OFDM сигнали представляють суму складових гармонійних сигналів. Це обумовлює ефективність впливу класу зосереджених по спектрі каналних завад на завадостійкість систем передачі інформації з використанням даних сигналів. У цей клас входять однотональні і багатотональні завади, еквівалентним декільком гармонійним сигналам у смузі OFDM сигналів.

З метою зниження ефективності даних завад у роботі [8] запропоновані сигнальні конструкції на основі OFDM сигналів з підвищенням їхньої бази шляхом збільшення тривалості з використанням псевдовипадкових послідовностей (псевдовипадкова послідовність) у сполученні з алгоритмами активної компенсації в частотній області.

Актуальною є проблема дослідження ймовірнісних характеристик при прийомі даних сигнальних конструкцій із включенням завадостійкого кодування.

У роботі приводяться результати дослідження ймовірнісних характеристик алгоритмів обробки при прийомі розглянутих сигнальних конструкцій на основі OFDM-сигналів і завадостійкого низькощільнісного коду при наявності зосереджених по спектрі завад. Приведено результати моделювання даних алгоритмів обробки.

1 АНАЛІЗ ПРЕДМЕТНОЇ ОБЛАСТІ

1.1 Критерії ефективності кодування

В останнє десятиліття теорія завадостійкого кодування просунулася далеко вперед. З'явилися потужні коди і методи їхнього декодування, що забезпечують роботу систем зв'язку поблизу пропускної здатності каналу. Найбільш загальним показником для якісної оцінки методів декодування є енергетичний виграш кодування (ЕВК), що показує зниження енергії, необхідної для передачі одного біта даних (при деякій обраній середній імовірності помилки на біт $P_b(e)$) у випадку використання тих чи інших алгоритмів кодування і декодування, у порівнянні з випадком, коли кодування немає.

Закордонні фахівці більш 20 років тому оцінювали кожен 1 дБ енергетичний виграш кодування у мільйони доларів [1]. Зараз цінність енергетичного виграшу кодування зросла ще більше, оскільки з'явилася можливість зменшувати розміри дуже дорогих чи антен підвищувати дальність зв'язку, збільшувати швидкість чи передачі знижувати необхідну потужність передавача, поліпшувати інші важливі властивості часових систем зв'язку. Помітимо, що їхня вартість росте усе швидше і вже зовсім непорівнянна з тими витратами, що були необхідні скільки десятиліть назад. Крім того, істотно зростають взаємні перешкоди прийому між різними системами, з'являється усе більше екологічних обмежень на потужність передавачів, росте потреба в різкому збільшенні швидкостей обміну даними між мережами, а також у значному рості їхньої вірогідності.

І надалі, в умовах глобалізації економіки і вибухової інформатизації суспільства ці тенденції будуть тільки підсилюватися. Звідси можна зробити очевидний висновок, що зростання на кілька порядків економічної (як і

екологічної, і взагалі, системної) цінності енергетичного виграшу кодування на базі методів завадостійкого кодування стає надзвичайно актуальним і вимагає впровадження теоретичних досягнень в області завадостійкого кодування при створенні комп'ютерних систем зв'язку.

1.2 Характеристики декодерів

На рисунку 1.1 представлена залежність ймовірності помилки на біт $P_b(e)$ на виході декодера від рівня шуму E_b/N_0 у двійковому симетричному каналі без пам'яті (ДСК). Помилки виникають за роботи твердого модему з двійкової фазовою модуляцією в каналі з адитивним білим гаусівським шумом, коли в декодері не використовуються оцінки вірогідності прийнятих символів. Така модель каналу досить точно описує реальні супутникові і деякі інші типи каналів.

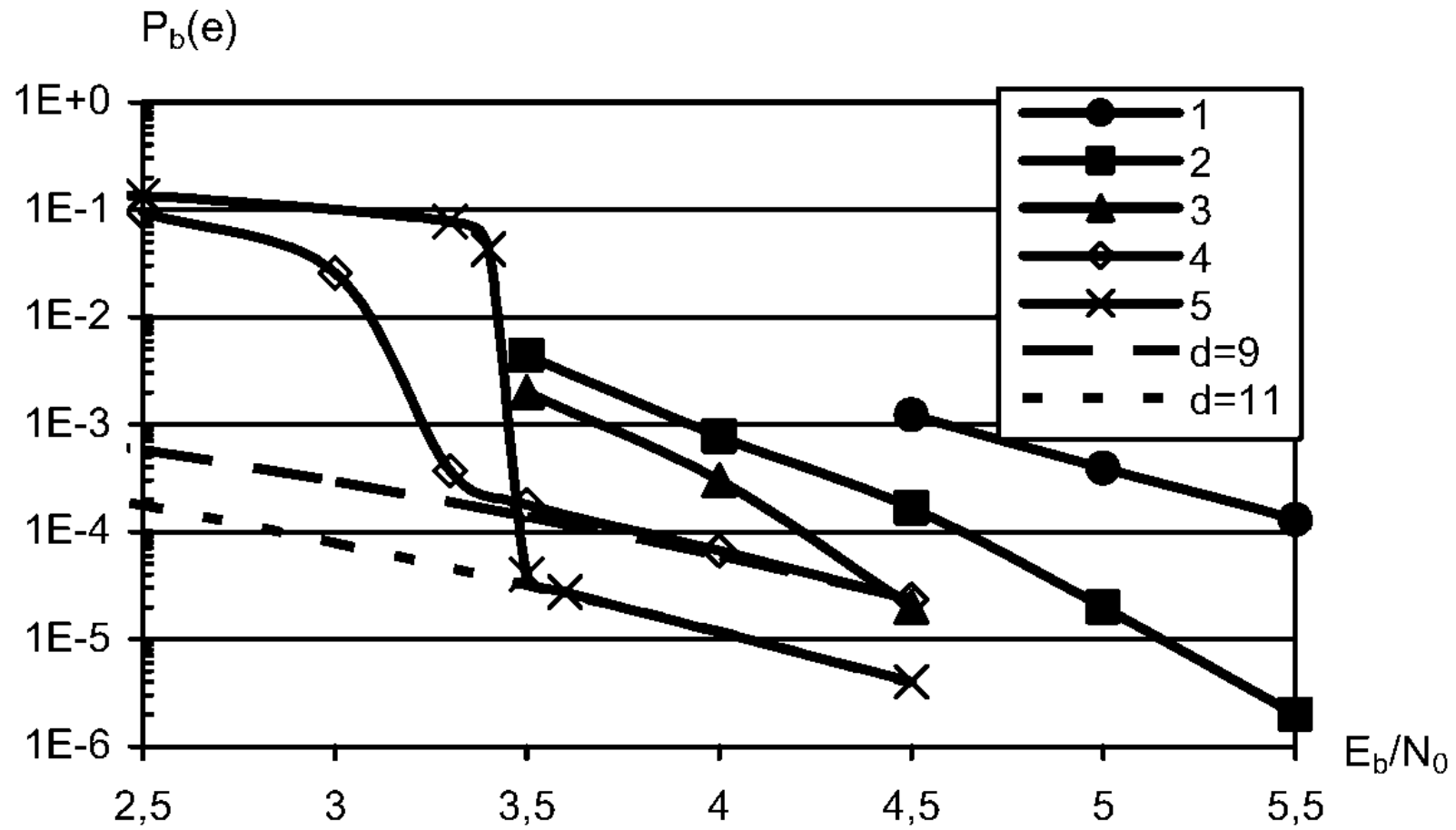


Рисунок 1.1 – Ймовірності помилки на біт $P_b(e)$ на виході декодера

Криві 1, 2, 3 відповідають широко використовуваному алгоритму Вітербі [2] для кодової швидкості $R = 1/2$ і довжини регістра, що кодує, $K = 7, 11$ і 15 . Даний метод є оптимальним, однак його складність росте експоненційно з ростом K і тому на практиці декодери з $K > 9$ не використовуються. У результаті виникає необхідність пошуку більш простих з погляду практичної реалізації декодерів, що забезпечують у той же час близьке до оптимального декодування.

1.3 Багатопорогові алгоритми

Один з найпростіших алгоритмів корекції помилок – граничний декодер Месі [3], що приймає рішення про значення кожного декодованого символу на основі звичайного «голосування» перевірок. Схема граничного декодера згорткового самоортогонального коду (СОК) з:

- а) кодовою відстанню $d = 5$;
- б) кодовою швидкістю $R = 1/2$;
- в) довжиною кодового обмеження $n = 14$, наведено на рисунку 1.2.

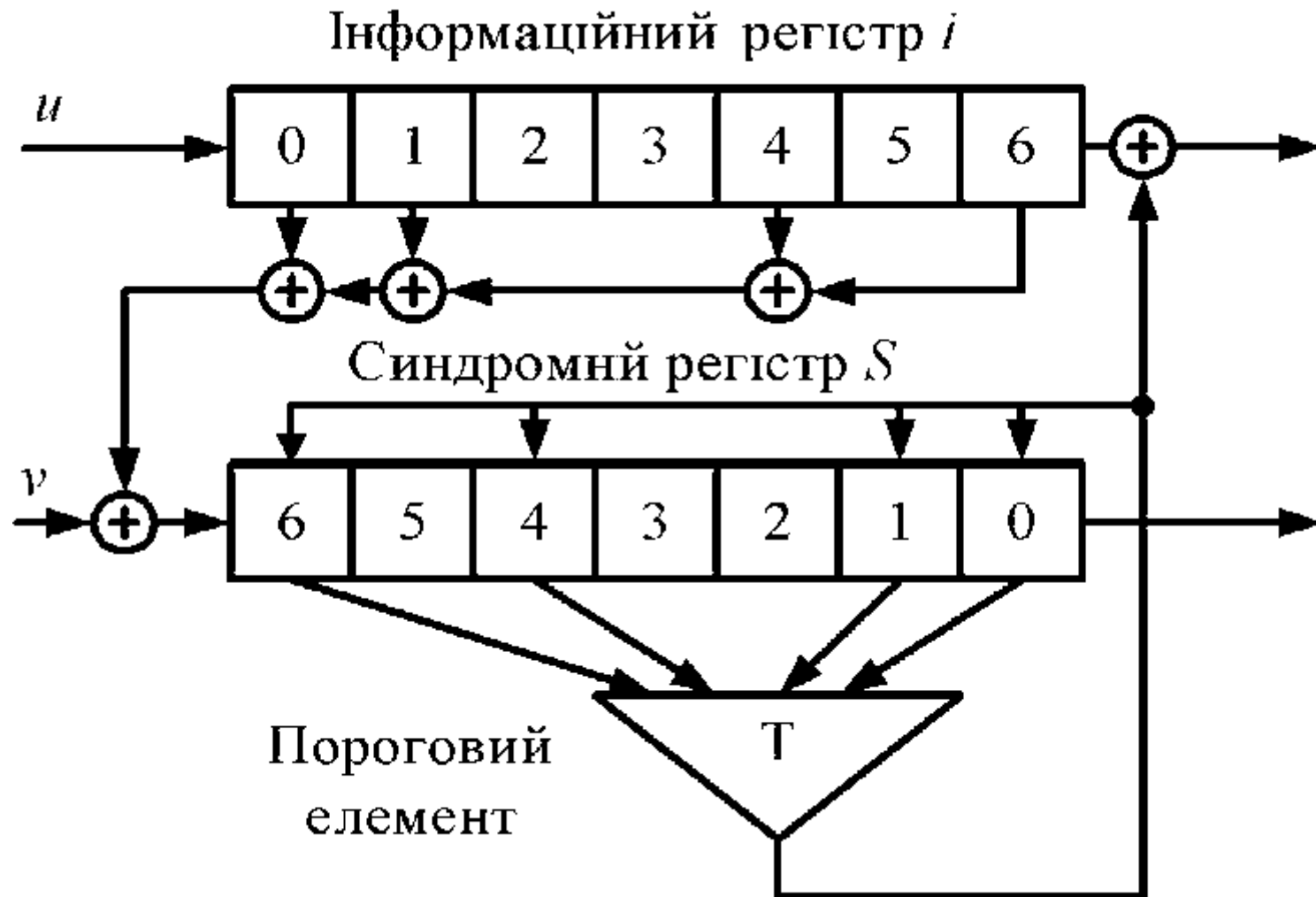


Рисунок 1.2 – Граничний декодер Месі

Він складається з двох двійкових реєстрів, декількох напівсуматорів (суматорів по mod 2) і пороговий елементи T , що просто додає двійкові перевірки декодованого символу і порівнює їх з порогом, змінюючи цей символ і всі перевірки, що його стосуються, якщо сума перевірок перевищила деяке порогове значення. Але даний метод має невисоку коригувальну здатність, через що рідко застосовується в системах передачі даних.

Значно кращими характеристиками володіють багатопорогові декодери (БПД) [4-7], що є модифікацією представленого вище ПД. Багатопороговий декодер у процесі контролю прийнятих кодових послідовностей багаторазово виправляє інформаційні символи повідомлення, що прийшов з каналу. Ці декодери мають найважливішим строго доведену властивість – збіжністю до рішення оптимального декодера (ОД), зберігаючи лінійну від довжини коду складність реалізації.

Схема багатопорогового декодера згорткового самоортогонального коду з:

- а) кодовою відстанню $d = 5$;
- б) довжиною кодового обмеження $n = 14$;
- в) двома ітераціями декодування, представлена на рисунку 1.3.

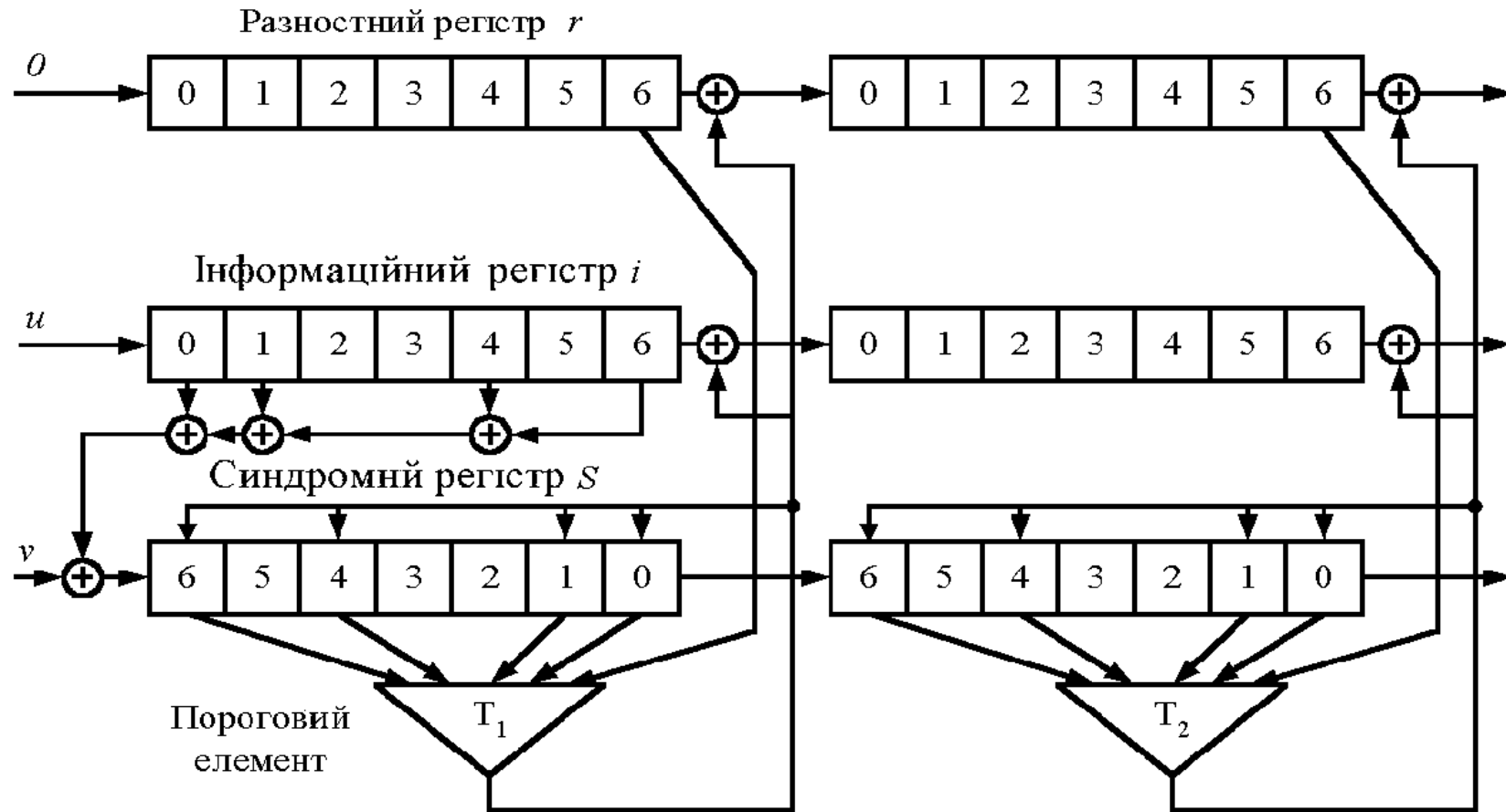


Рисунок 1.3 – Схема багатопорогового декодера згорткового самоортогонального коду

При більшому числі ітерацій, звичайно необхідному для роботи в області великих шумів каналу, наступні ітерації цілком аналогічні другий. Як видно з представленої схеми, кожна ітерація багатопорогового декодера відрізняється від звичайного порогового декодера тільки наявністю «різницевого» регістра, у якому відзначаються змінені пороговим елементом (ПЕ) інформаційні символи. Істотно, що рішення порогового елемента з різницевого регістра потім використовуються іншим пороговим елементом на наступній ітерації декодування. На кожній ітерації багатопорогового декодера при декодуванні інформаційного символу i_k на пороговому елементі – єдиному активному елементі декодера (при використанні жорсткого модему в ДСК) – виконуються наступні операції:

– обчислюється сума перевірок (кожна з яких для випадку ДСК дорівнює 0 чи 1), тобто функція:

$$L_i = \sum_{m=1}^J S_{g_m} + r_i,$$

де кількість перевірок (ненульових елементів g_m полінома коду, що породжує, G):

$$J=d-1;$$

де r_i – символ різницевого регістра, що відноситься до декодованого символу i_k , також рівний 0 чи 1;

S_m – m -й елемент синдромного регістра, що входить у безліч перевірок відносно декодованого;

– якщо:

$$L_i > T,$$

де значення порога граничного елемента:

$$T \geq \frac{(d-1)}{2},$$

то інвертуються:

- а) інформаційний символ i_k ;
 - б) усі зв'язані з ним перевірки $\{S_{gm}\}_{m=1, J}$;
 - в) символ r_i ;
- перехід до декодування наступного символу (п. 1).

Помітимо, що при застосуванні м'якого модему, коли в гаусівському каналі оцінюється надійність прийому кожного двійкового символу, у багатопороговому декодері виконуються ті ж операції, але перевірки додаються вже з вагами, що визначають надійність оцінок прийнятих з каналу бітів. Пороги T для декодованих символів будуть змінними, а не фіксованими, як у випадку ДСК.

1.4 Аналіз характеристик багатопорогового декодера

Крива 4 на рисунку 1.1 відповідає роботі багатопорогового декодеру згорткового самоортогонального коду з:

- а) $R = 1/2$;
- б) мінімальною кодовою відстанню $d = 9$;
- в) довжиною кодового обмеження $n = 4168$ біт;
- г) $I = 15$ ітераціями декодування.

Можливості багатопорогового декодера із:

а) $R = 1/2$,

б) $d = 11$;

в) $I = 20$,

представлено на мал. 1.1 кривої 5. Пунктиром на малюнку показані імовірності помилкового декодування коду оптимальним декодером з:

а) $d = 9$;

б) $d = 11$.

Як впливає з графіків, багатопороговий декодер (для досить довгих кодів) виявляється краще навіть свідомо нездійсненого оптимального АВ з $k = 15$ і більше.

Відзначимо, що з ростом довжини кодового обмеження n і збільшенням числа ітерацій характеристики, багатопороговий декодер швидше сходяться до характеристик оптимального декодера.

На рисунку Рисунок 1.4 показані характеристики тих же алгоритмів декодування при використанні м'якого модему, що оцінює вірогідність прийнятих двійкових символів із квантуванням виходу на $Q = 16$ рівнів для перерахованих вище кодів.

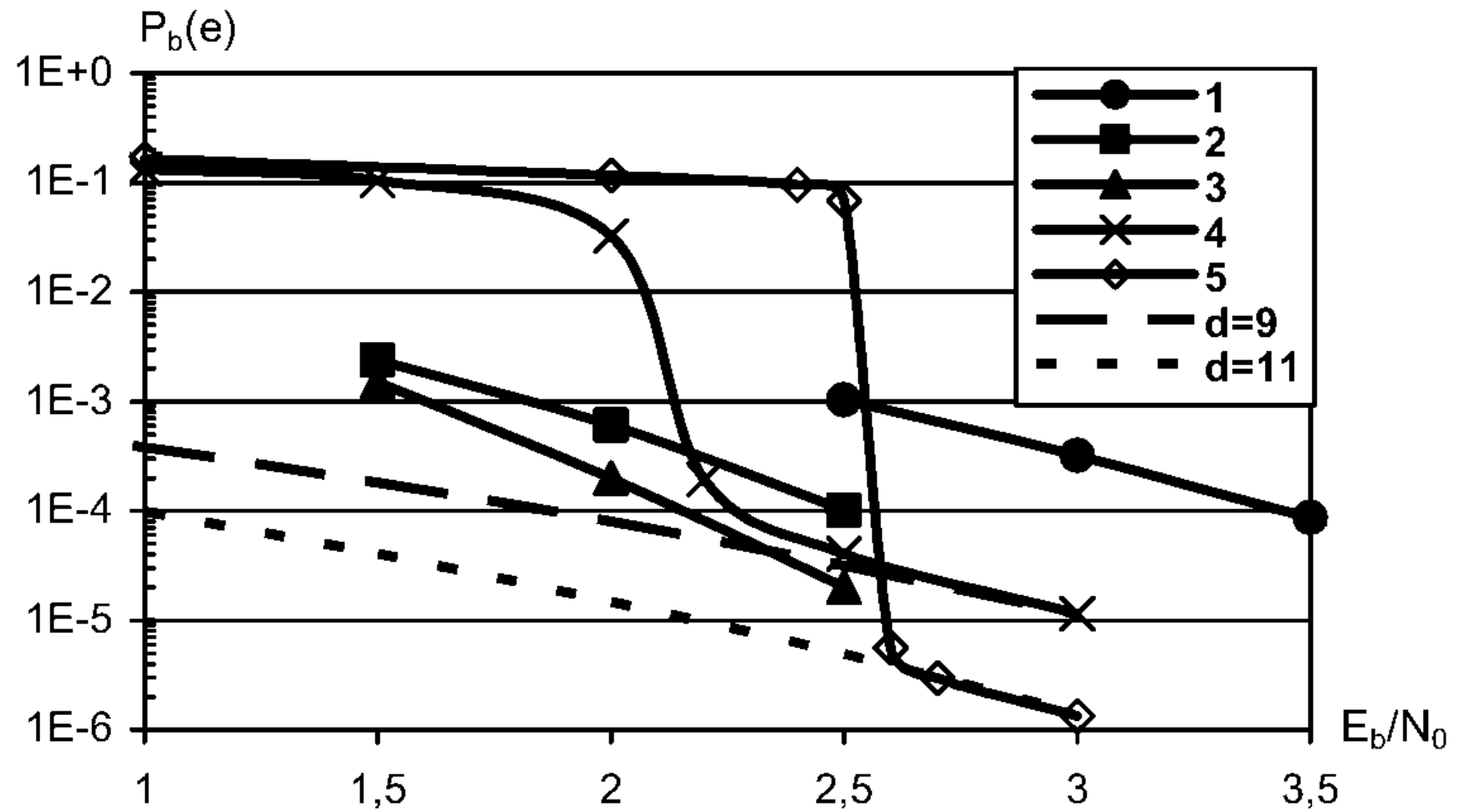


Рисунок 1.4 – Ймовірності помилки на біт $P_b(e)$ на виході декодера за використання м'якого модему

З зіставлення рисунку 1.1 та рисунку Рисунок 1.4 видно, що перехід до м'якого модему при використанні АВ дозволяє отримати додатковий енергетичний вигравш кодування порядку 2 дБ, а при використанні багатопорогового декодера – 1,4..1,7 дБ. Але й у цьому випадку багатопороговий декодер, зберігаючи простоту звичайного порогового декодера, істотно перевершує АВ по ефективності. Основні співвідношення між цими алгоритмами мають місце і при інших кодових швидкостях.

Приведені вище дані показують, що доступні для реалізації оптимальні АВ уступають багатопороговий декодер, у якому можуть легко декодуватися довгі коди, у широкому діапазоні кодових швидкостей при використанні як твердого, так і м'якого модемів. При цьому багатопороговий декодер виконує тільки простіші операції додавання і порівняння невеликих цілих чисел, що обумовлює його крайню простоту при усіх варіантах програмної чи апаратної реалізації.

1.5 Каскадні коди

Важливим етапом у розвитку теорії кодування - це поява каскадних кодів [8], в основі побудови яких лежить ідея спільного використання декількох складових кодів. Даний підхід дозволив істотно підвищити ефективність застосування кодування в порівнянні з базовими некаскадними методами.

Найбільш широке поширення в реальних системах зв'язку знайшла каскадна схема, у якій зовнішнім кодом є код Ріда-Соломона, а внутрішнім – згортковий код, звичайно декодований за допомоги оптимального алгоритму Вітербі.

Часто в даній схемі між зовнішнім й внутрішнім кодером/декодером включаються пристрої перемежовування й відновлення (деперемежовування), що здійснюють псевдовипадкову перестановку

символів зовнішнього коду і відновлення вихідного порядку символів відповідально.

Розглянуті пристрої призначені для розбивки пакетів помилок, що з'являються при декодуванні прийнятого з каналу повідомлення за допомогою декодера внутрішнього коду (алгоритму Вітербі), що дозволяє істотно поліпшити ефективність усієї каскадної конструкції.

Результати моделювання каскадного коду, що складається з коду Ріда-Соломона (255, 223, 33) і згорткового коду з:

а) $K = 7$;

б) $R = 1/2$,

при різній глибині перемежовування I , представлені на рисунку. 1.5.

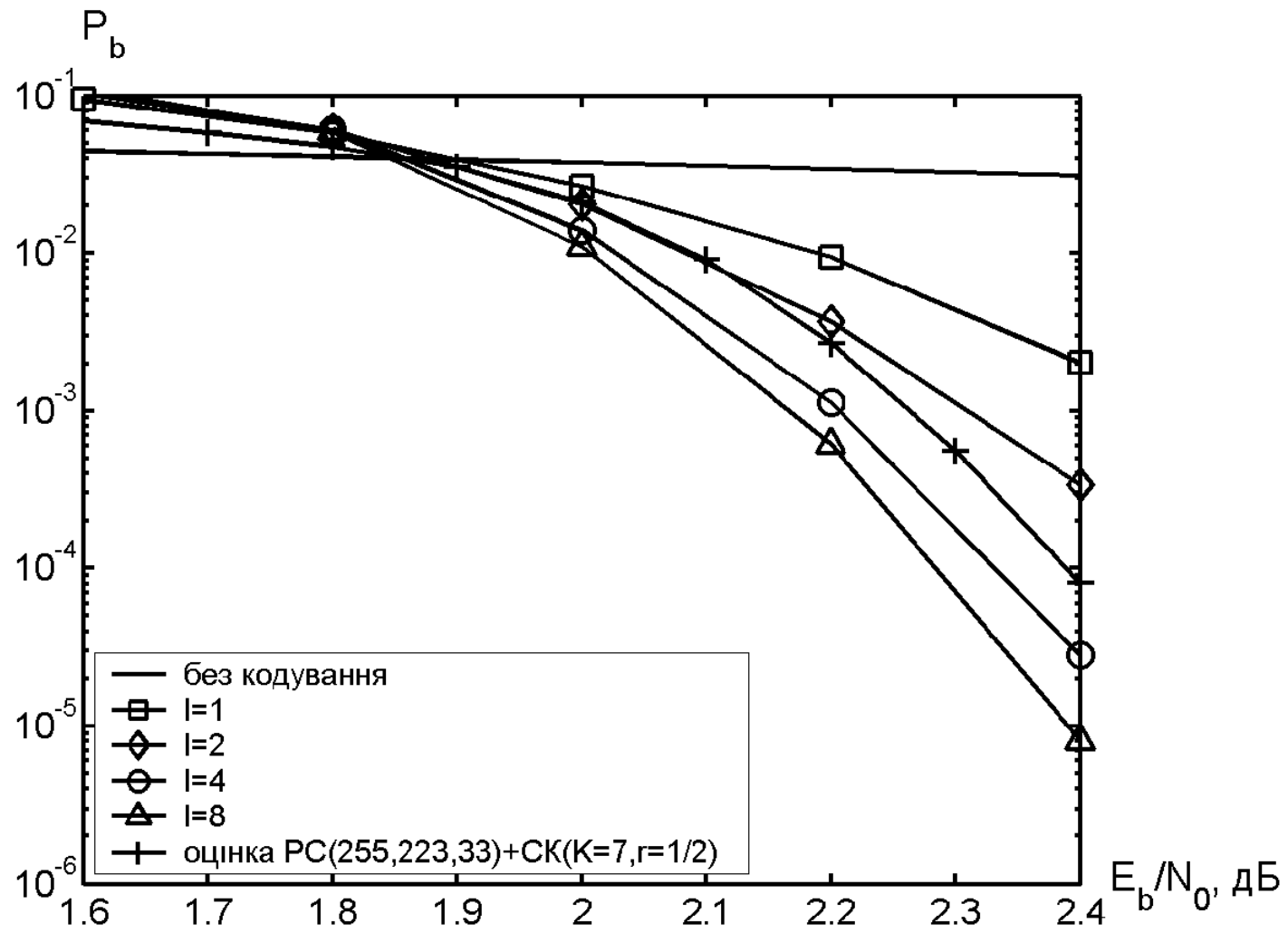


Рисунок 1.5 – Характеристики МПД й АВ у каналі з шумом

При отриманні даних графіків використовувався звичайний прямокутний мережувач, що є масивом, що складається з I рядків (визначальних глибину мереження) по 255 q -ічних символів (у кожному символі міститься 8 біт, оскільки $q=256$). У процесі кодування кодові слова коду Ріда-Соломона порядково записувалися в масив мережувача, а потім зчитувалися по стовпцях і кодувалися за допомогою кодера згорткового коду. За декодування прийнята послідовність спочатку оброблялася декодером внутрішнього коду (декодером Вітербі). Далі інформація з виходу декодера Вітербі групувалася в q -ічні символи і по стовпцях записувалася в масив димережувача (тобто перший символ записується в перший стовпець першого рядка, другий – у перший стовпець другого рядка тощо), а потім по-рядково зчитувалася декодером коду Ріда-Соломона і декодовувалась.

Аналізуючи дані графіки можна помітити, що оцінка ефективності розглянутого каскадного коду виявляється трохи завищеною. Це можна пояснити неточністю межею для характеристик згорткового коду при дуже високому рівні шуму.

В даний час на ринку існує багато кодеків, що реалізують каскадний код PC+AB, одним із яких є кодек АНА4210 RSVP компанії АНА (Advanced Hardware Architecture), що забезпечує роботу з інформаційною швидкістю до 68 Мбіт/с.

1.6 Турбо коди

Подальшим розвитком каскадних кодів стали турбо коди, що утворюються шляхом каскадування двох чи більш складових кодів. Перші турбо коди, запропоновані Беру і співавторами в [9], склалися з двох паралельно з'єднаних через мережувач згорткових кодів. У загальному випадку, турбо коди можуть виходити як за паралельного, так й послідовного з'єднання кодів, розділених мережувачем (рис. 1.6).

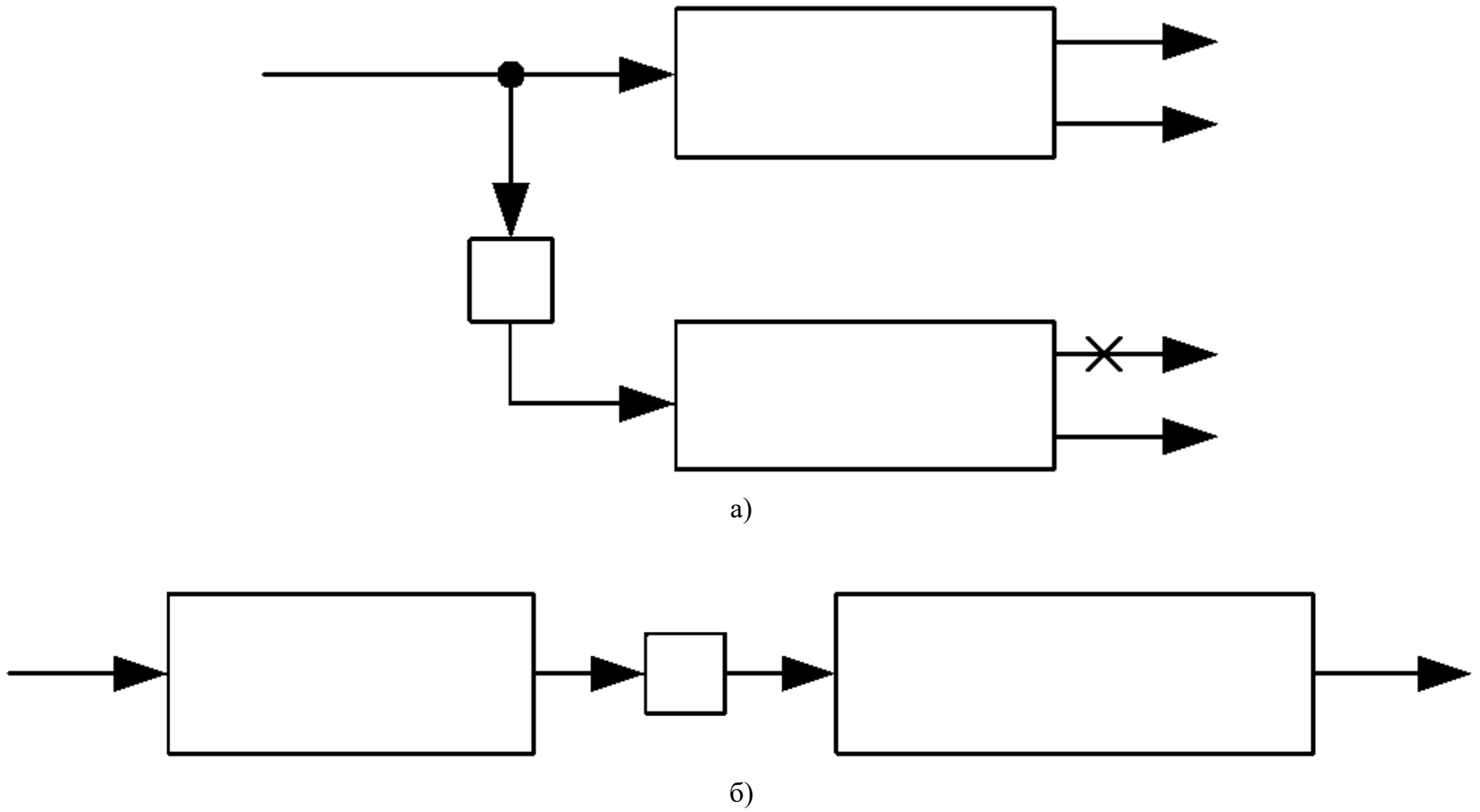


Рисунок 1.6 – Кодер паралельного (а) і послідовного (б) турбо коду

Для прикладу, на рисунку 1.6 а) представлена схема кодера паралельного турбо коду з загальною кодовою швидкістю $R = 1/3$. Для підвищення кодової швидкості турбо коду може застосовуватися виколювання символів то однієї, то іншої перевірконого вузла. У результаті, швидкість коду R збільшується до $1/2$. Подальше підвищення кодової швидкості може здійснюватися виколюванням великого числа перевірконих символів.

Найбільш важливим моментом при проектуванні турбо кодів є правильний вибір складових кодів і перемешувача. Результати досліджень показали, що для паралельного турбо коду найкращими складовими кодами є рекурсивні систематичні згорткові коди, оскільки їхнє застосування дозволяє значно зменшити число кодових слів низької ваги, що визначають ефективність турбо коду [10].

Турбо код, що отримується в результаті, звичайно називається згортковим турбо кодом (Turbo Convolutional Code – ТСС). Роль перемешувача в турбо кодах складається в зменшенні кореляції між сусідніми символами кодового слова, що дозволяє на кожній ітерації декодування зменшувати імовірність помилки. Крім цього, перемешувач також впливає на мінімальну кодову відстань турбо коду і кількість кодових слів низької ваги, що визначають ефективність турбо коду.

Найкращими характеристиками володіють турбо коди з псевдовипадковими перемешувачами, однак часто вони занадто складні для побудови і тому на практиці доводиться використовувати перемешувачі з регулярною структурою (наприклад, діагональні перемешувачі).

Для декодування турбо кодів використовується ітеративне декодування з м'яким рішенням (рис. 1.7), що дозволяє отримати дуже близькі до пропускнуї здатності каналу характеристики. У процесі ітеративного декодування турбо кодів виконуються декілька ітерацій декодування, на

кожній з яких відбувається декодування кожного із твірних кодів. Для цього можуть використовуватися будь-які алгоритми декодування, здатні формувати м'які рішення відносно декодованих символів.

Найбільше практичне застосування знайшли такі алгоритми декодування, як Log-MAP (LM), Max-Log-MAP (MLM) і Soft Output Viterby Algorithm (SOVA).

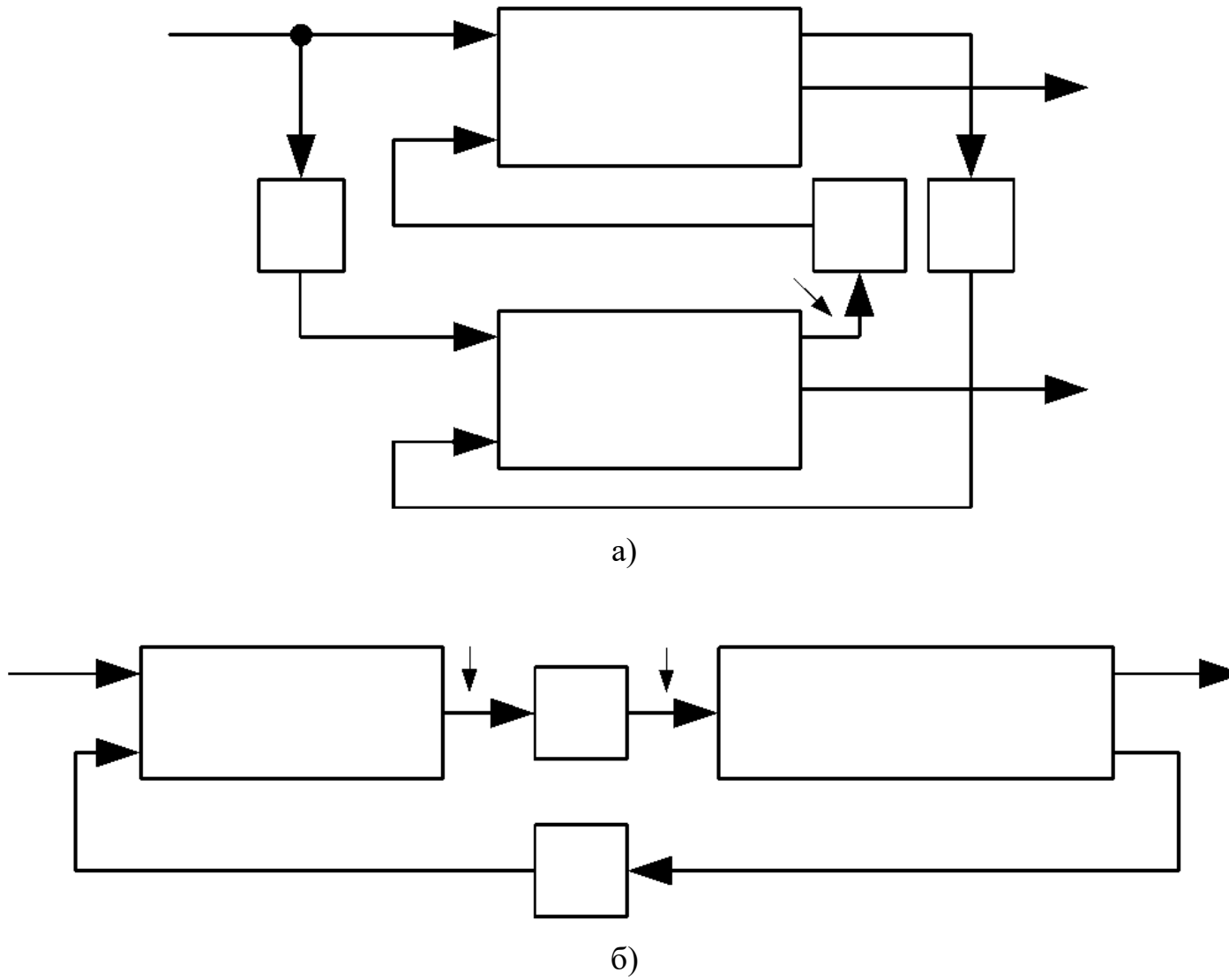


Рисунок 1.7 – Декодер паралельного (а) і послідовного (б) турбо коду

Складність реалізації даних методів у сенсі кількості виконуваних операцій для декодування одного інформаційного символу представлена в таблиці 1 [11]. У цій таблиці K визначає конструктивну довжину складових кодів. Знаючи складність реалізації методів декодування складових кодів $N_{\text{сост}}$ можна оцінити складність декодування усього турбо коду:

$$N_{\text{турбо}} = IN_{\text{сост}}M,$$

де I – число ітерацій декодування;

M – число складових кодів (звичайно два).

Таблиця 1.1 – Складність алгоритмів декодування завадостійких кодів

Вид операції	Алгоритм Вітербі	Max-Log-MAP	Log-MAP	SOVA
Вибір максимуму		$5 \cdot 2^{K-1} - 2$	$5 \cdot 2^{K-1} - 2$	$2^{K-1} + 3K$
Додавання	$2 \cdot 2^{K-1} + 5$	$10 \cdot 2^{K-1} + 11$	$15 \cdot 2^{K-1} + 9$	$2 \cdot 2^{K-1} + 8$
Множення на ± 1		8	8	8
Порівняння	2^{K-1}			$6K$
Пошук у таблиці			$5 \cdot 2^{K-1} - 2$	

Розглянемо результати моделювання турбо коду в каналі з АБГШ при використанні двійкової фазової модуляції. Як впливає з опису кодера і декодера турбо кодів, на їхню ефективність впливають багато параметрів, основними з яких є:

- а) алгоритм декодування складових кодів;
- б) кількість ітерацій декодування;
- в) тип і довжина перемешувача, що складають коди.

На рисунку 1.8 представлені характеристики турбо коду з кодовою швидкістю $R = 1/2$, конструктивною довжиною складових рекурсивних

систематичних згорткових кодів $K = 4$, що утворюються:

- а) поліномами складових кодерів $g_0=13$ й $g_1=15$ у вісімковій системі числення;
- б) Max-Log-MAP алгоритмом декодування складових кодів;
- в) 8 ітераціями декодування;
- г) псевдовипадковим перемикачем довжиною L від 190 до 12282 біт.

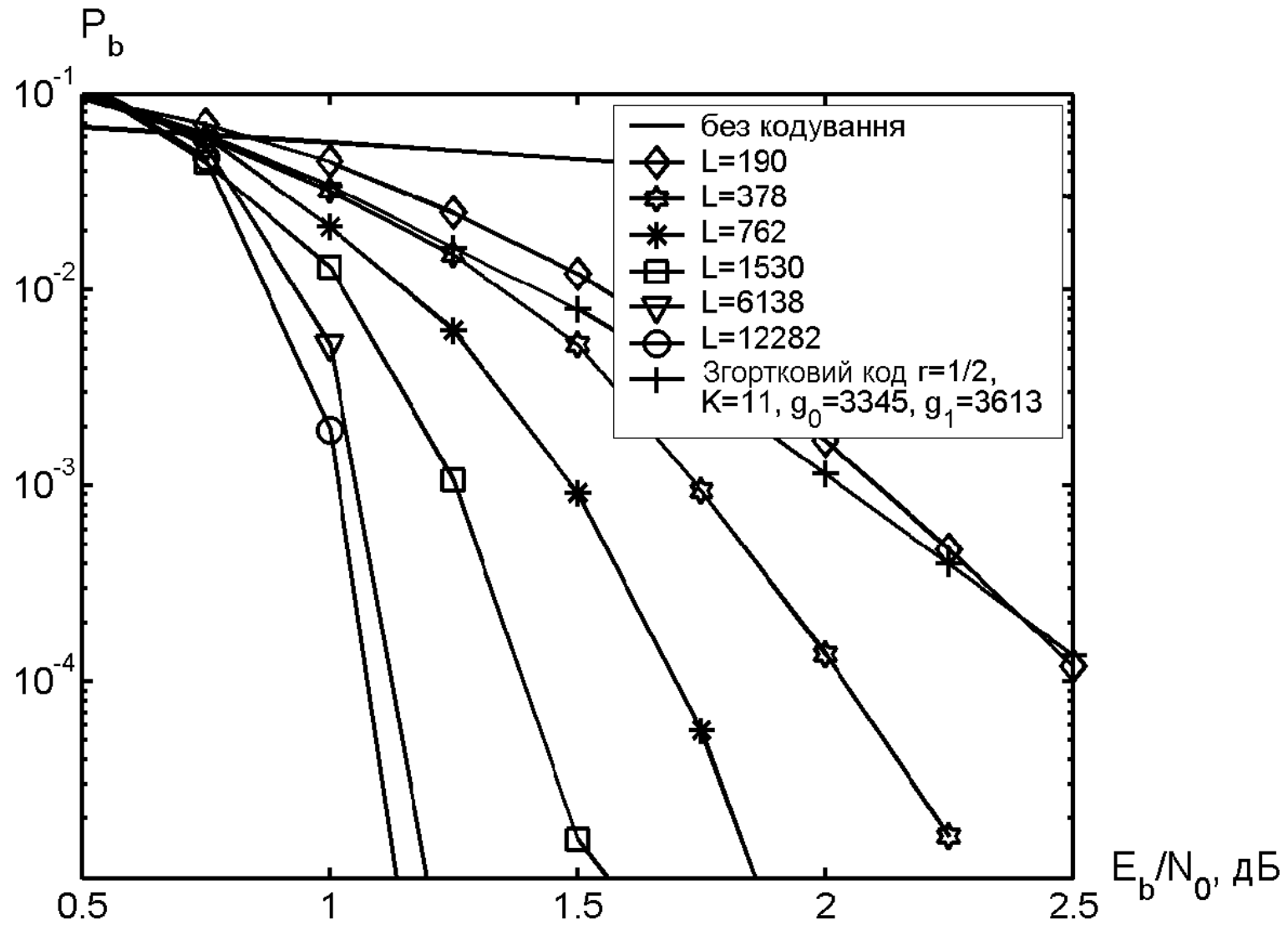


Рисунок 1.8 – Декодер паралельного (а) і послідовного (б) турбо коду

Для порівняння, на даному малюнку також наведено характеристики згорткового коду з $K = 11$, декодованого за допомоги алгоритму Вітербі. Даний код був обраний тому, що $K = 11$ є найменшою конструктивною довжиною, при якій складність декодування згорткового коду, виходячи з табл. 1.1, стає більше складності декодування розглянутого турбо коду.

Як видно з малюнка, турбо код із довжиною блоку лише 190 біт по ефективності відповідає згортковому коду з $K = 11$, а з ростом довжини мережувача характеристики турбо коду значно поліпшуються при збереженні складності декодування.

Основним недоліком турбо кодів є відносно висока складність їхньої практичної реалізації. Наприклад, складність SOVA алгоритма декодування приблизно в 2 рази більше складності звичайного алгоритма Вітербі.

З огляду на те, що при декодуванні турбо коду виконується порядку 10 ітерацій декодування, на кожній з яких декодується два складових коди, виходить, що складність турбо коду приблизно в 40 разів більше складності декодера Вітербі.

При використанні більш ефективних Max-Log-MAP і Log-MAP алгоритмів, різниця в складності ще в декілька разів збільшується. До недоліків турбо кодів також варто віднести наявність так званої області насичення імовірності помилки (error floor), у якій швидкість зменшення імовірності помилки при підвищенні відносини сигнал/шум значно сповільнюється. Даний ефект викликаний невеликою кодовою відстанню турбо кодів.

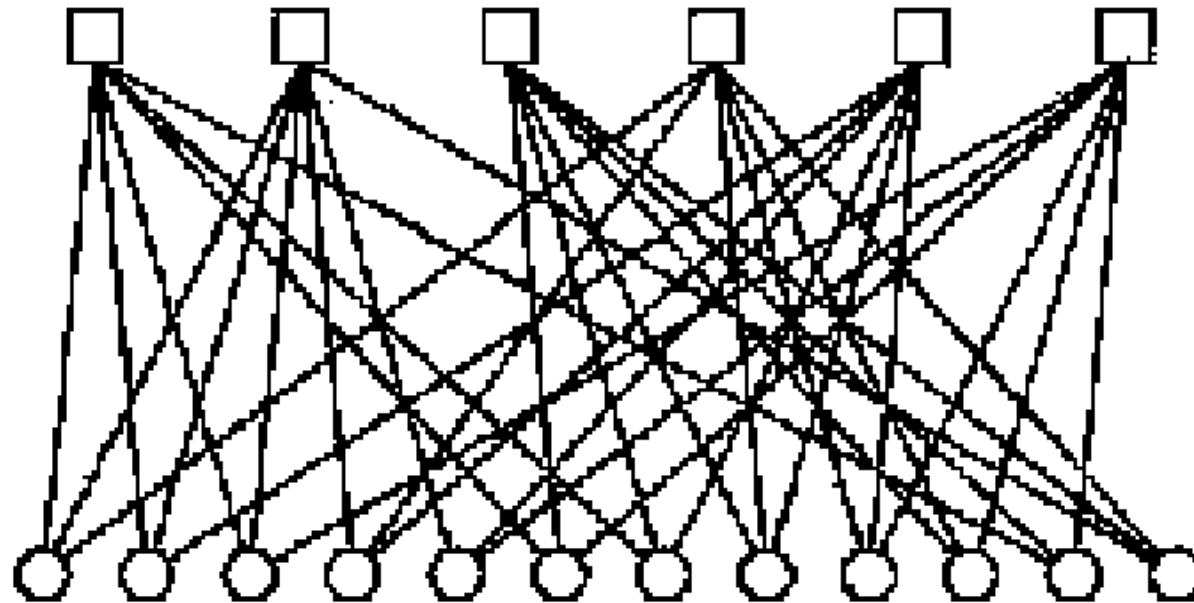
Для декодування згорткових турбо кодів на ринку представлена безліч кодеків, що дозволяють декодувати дані зі швидкостями до сотен Мбіт/с. Прикладом турбо кодека є високошвидкісний FPGA турбо декодер S4000, побудований на базі ПЛИС Spartan типу VirtexTM-E.

1.7 Низькощільнісні коди (LDPC)

Прекрасні характеристики, отримані за ітеративного декодуванні турбо кодів, стимулювали активні дослідження з застосування даного методу до декодування інших кодів. У результаті виявилось можливим отримати ще кращі характеристики при декодуванні низькощільнісних (Low Density Parity Check – LDPC) кодів [13], запропонованих Галагером ще в 1962 р. [14]. Дані коди є лінійними блоковими (N, K) кодами, що задаються за допомоги перевірконої матриці H , що характеризується відносно малим числом одиниць у рядках і стовпцях (рис. 1.9 а).

$$H = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}$$

а)



б)

Рисунок 1.9 – Перевірочна матриця і граф Танера регулярного LDPC коду

Часто LDPC коди зручно подавати за допомоги графа Танера, у якому для представлення рядків і столбців перевірконої матриці використовуються певним чином зв'язані між собою бітові і перевірочні вузли. Наприклад, для коду з матрицею H з рисунку. 1.9 а) граф Танера представлений на рисунку 1.9 б).

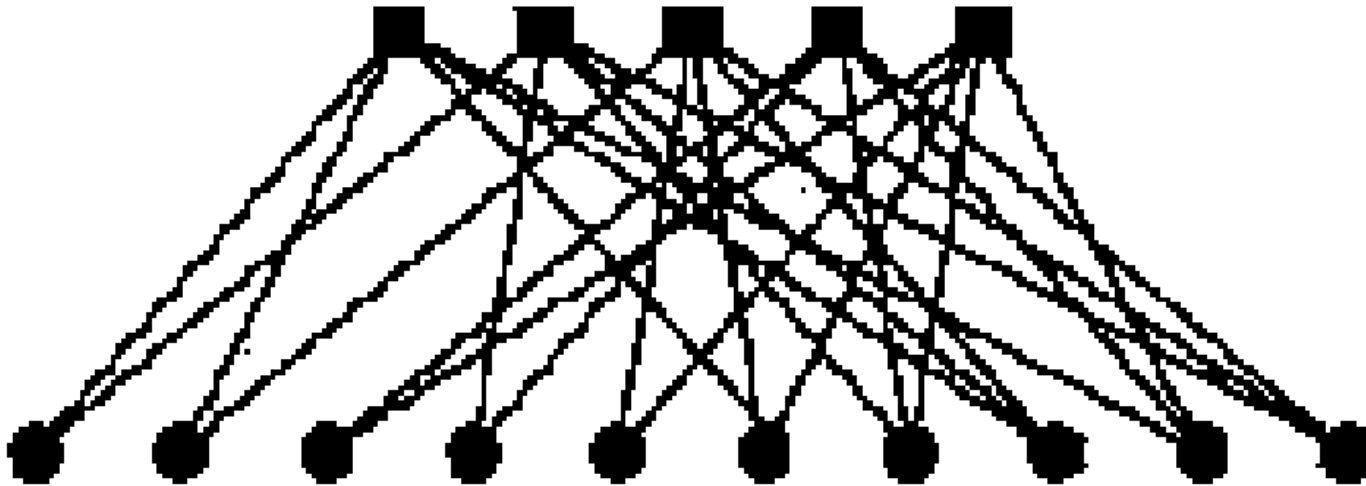
Серед LDPC кодів виділяють регулярні і нерегулярні коди [15-17]. Перевірна матриця перших характеризується тим, що у всіх стовпцях і рядках мається однакове число одиниць λ і ρ , відповідно.

У нерегулярних LDPC кодах дана властивість не дотримується, і ваги стовпців і рядків описуються за допомоги функцій $\lambda(i)$ і $\rho(i)$, що задають частку стовпців і рядків з вагою i .

Для прикладу, на рисунку 1.10 представлена перевірна матриця і граф Таннера для нерегулярного LDPC коду, у якому $\lambda(2) = 8/9$, $\lambda(3) = 1/9$, $\rho(3) = 1/5$, $\rho(4) = 4/5$.

$$H = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix}$$

а)



б)

Рисунок 1.10 – Перевірочна матриця і граф Танера нерегулярного LDPC коду

Для декодування LDPC кодів звичайно використовується різновид ітеративного декодування, називаний алгоритмом поширення на-дежності (Belief Propagation – BP) [18], що працює з графом коду. Також можливе застосування різних модифікацій даного алгоритму, що характеризується меншою складністю реалізації.

В основі роботи даних методів лежить ітеративний обмін м'якими рішеннями між бітовими і перевірковими вузлами графа коду. У випадку, якщо на графі відсутні цикли, то застосування такого способу декодування дозволяє отримати оптимальне рішення. Тому бажано проектувати коди таким чином, щоб у їхньому графі були відсутні короткі цикли. При виконанні даної вимоги вдається отримати близькі до оптимального результату.

На рисунку 1.11 представлені характеристики регулярних (крива LDPC) і нерегулярних (криві iLDPC) LDPC кодів різної довжини з кодовою швидкістю $1/2$ [17]. Як випливає з даного малюнка, ефективність нерегулярних LDPC кодів виявляється краще ефективності регулярних кодів. Це пояснюється тим, що в нерегулярних кодах через різне число одиниць у рядках і стовпцях інформаційні символи захищені по-різному. У результаті, при декодуванні виявляється так званий ефект хвилі, коли більш захищені біти декодуються швидше і потім як би допомагають при декодуванні менш захищених біт.

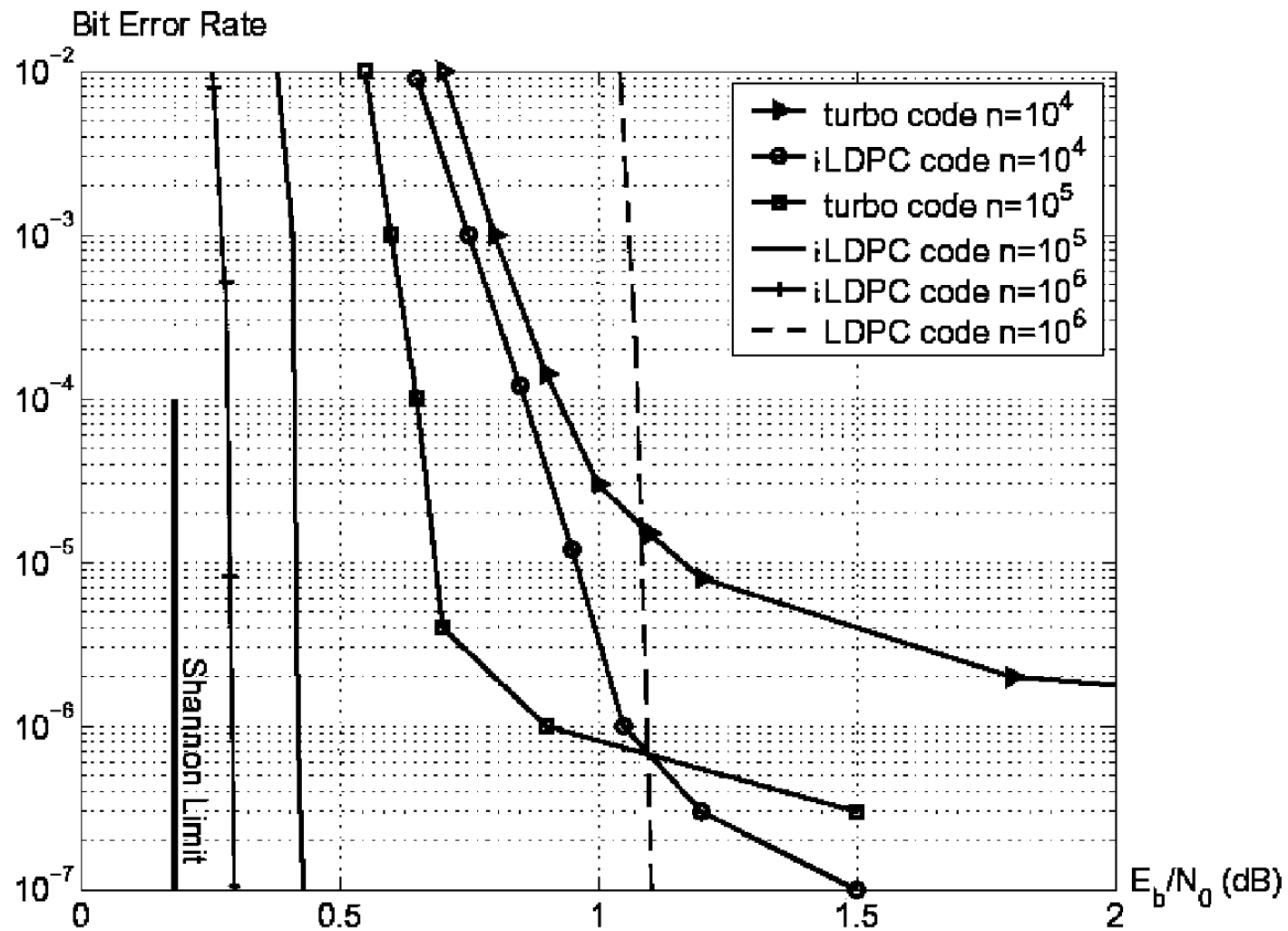


Рисунок 1.11 – Ефективність LDPC кодів і турбо кодів різної довжини

З порівняння характеристик турбо кодів з характеристиками LDPC кодів випливає, що останні виявляються більш ефективними, що особливо помітно при великих довжинах кодів і при малих імовірностях помилки декодування. При цьому, складність практичної реалізації LDPC кодів, обумовлена як

$$N_{LDPC} = I \cdot 4 \cdot s,$$

де I – число ітерацій декодування;

s – середня вага стовпців перевірконої матриці, істотно нижче складності турбо кодів.

До одного з основних недоліків LDPC кодів, що виникає через специфічну структуру перевірконої матриці H , варто віднести квадратичну залежність складності кодування від довжини коду, хоча існують підходи, що дозволяють при ретельному попередньому проектуванні знизити складність кодування до лінійної. Крім того, апаратна реалізація LDPC кодів часто буває дуже складна і не дозволяє простої зміни кодової швидкості і довжини блоку, оскільки при цьому необхідно формувати нову перевіркону матрицю H .

В даний час на ринку LDPC кодеков можна відзначити кодек компанії АНА, що дозволяє працювати з LDPC кодами довжиною до 30 кбіт зі швидкістю до 30 Мбіт/с.

2 ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ

2.1 Моделі сигналу і завад

OFDM сигнали є сумою N гармонійних сигналів, ортогональних на інтервалі визначення T [1]:

$$\dot{s}(t) = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=0}^{N-1} \dot{\alpha}_m \exp(j2\pi f_m t) \quad (2.1)$$

Тут символи α_m у блоці:

$$(\alpha_0, \alpha_1, \dots, \alpha_{N-1}),$$

обсягом J^N (J – обсяг алфавіту символів α_m) задаються використовуваним сигнальним "сузір'ям" на основі вхідної інформаційної послідовності тривалістю:

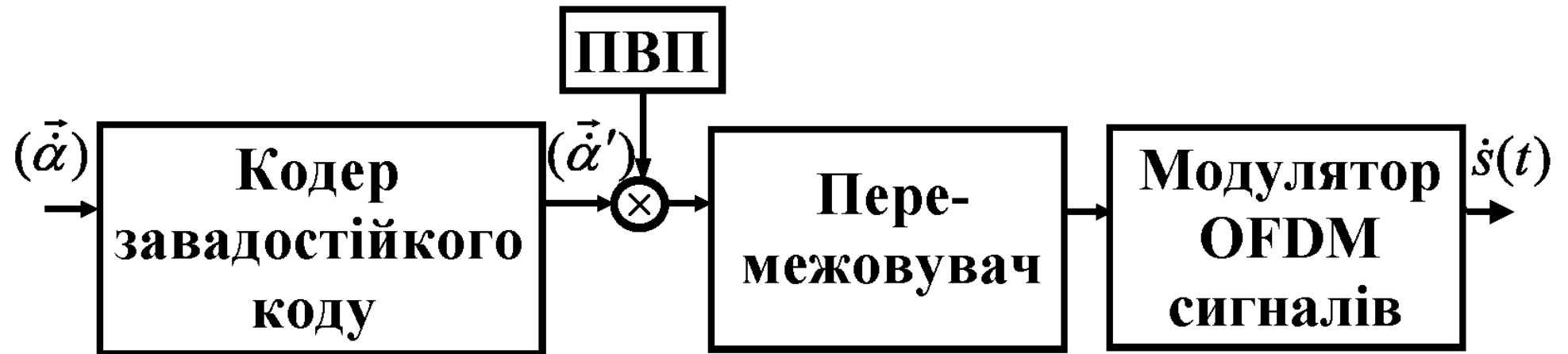
$$L = N \log_2 J.$$

Для двовимірного "сузір'я" з 4-х фазовою маніпуляцією (ФМ-4) $J = 4$ і $L = 2N$.

Підвищення надійності передачі інформації при наявності в каналі зосереджених по спектрі завад можливо забезпечити, використовуючи сигнальні конструкції на основі OFDM сигналів шляхом збільшення їхньої

бази в сполученні з завадостійким кодуванням, перемежовуванням кодових символів і активною компенсацією розглянутих завад у частотній області при прийомі [8].

На рисунку 2.1 приведена блок-схема формування розглянутих сигнальних конструкцій.



ПВП – псевдовипадкова послідовність.

Рисунок 2.1 – Блок-схема формування сигнальних конструкцій на основі OFDM сигналів

На вхід кодера завадостійкого коду подається послідовність інформаційних символів α_m . Кожен символ α'_m з виходу кодера відображається в послідовність двійкових символів:

$$\alpha'_i p_0(i), \dots, \alpha'_i p_{l-1}(i),$$

тривалістю l під дією помножувача й генератора псевдовипадкової послідовності. Тут:

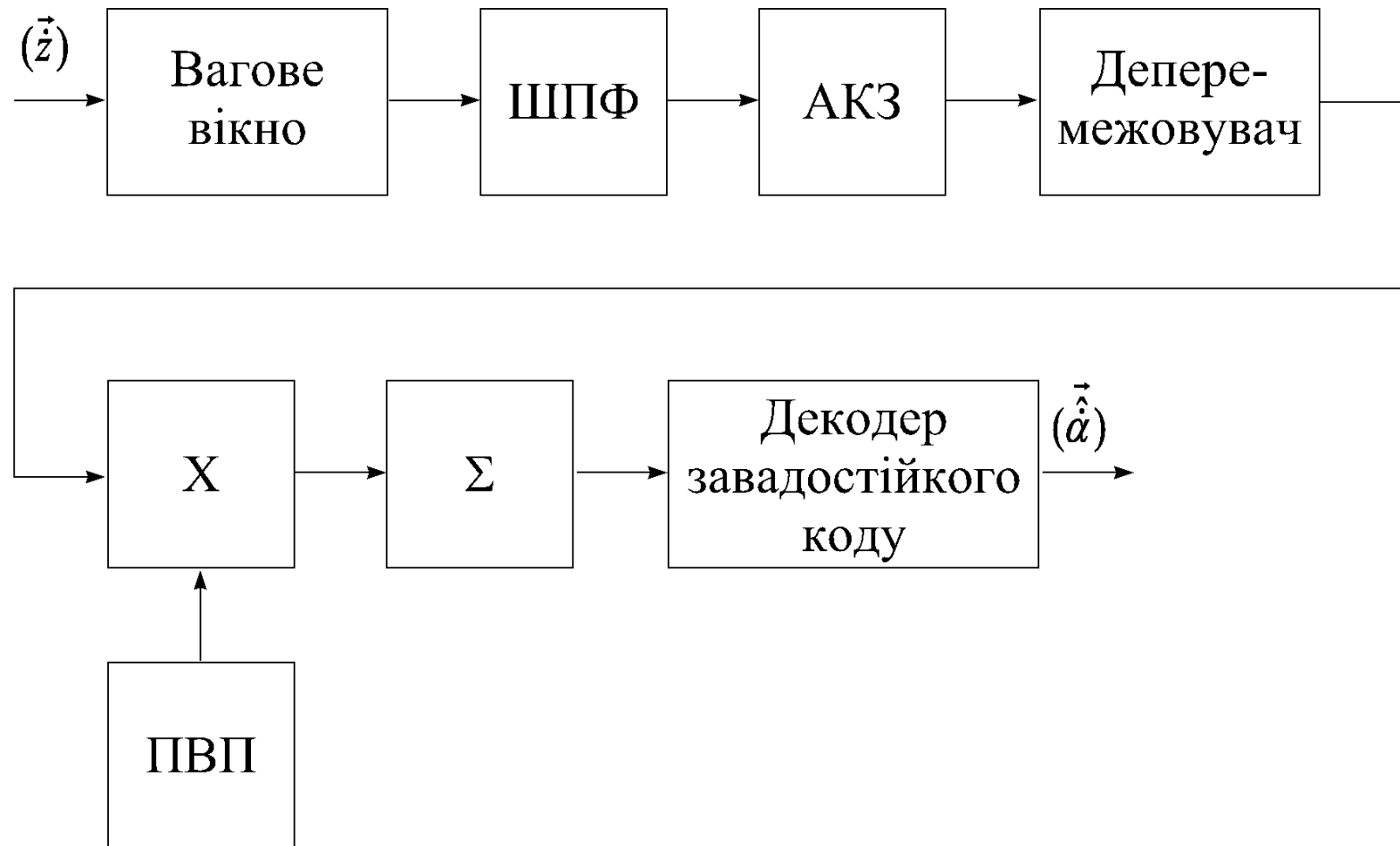
$p_j(i)$ – послідовність символів з генератора псевдовипадкової послідовності із двійковими компонентами ± 1 ;

$$j = 0, 1, \dots, l-1.$$

Послідовність символів з виходу помножувача надходить на вхід перемешувача символів, а далі – на вхід модулятора, де обчислюється зворотне перетворення в базисі Фур'є розмірністю N і формуючого послідовність OFDM сигналів (1).

Для фіксованої частотної смуги і фіксованого числа складових парціальних сигналів N у (1) дія псевдовипадкової послідовності еквівалентна збільшенню тривалості (збільшенню бази) розглянутої сигнальної конструкції стосовно тривалості вихідних OFDM сигналу в l раз.

На рисунку 2.2 наведено блок-схему алгоритму обробки дискретної реалізації z з виходу каналу передачі за приймання розглянутих сигнальних конструкцій s .



ШПФ – швидке перетворення Фур'є; АКЗ – автокомпенсатор завад.

Рисунок 2.2 – Блок-схема обробки за приймання сигнальних конструкцій на основі OFDM сигналів

Реалізація з виходу каналу z надходить на вхід приймального пристрою, що містить блок вагового вікна; сигнальний демодулятор, що реалізує спектральне перетворення в базисі Фур'є розмірністю N (БПФ); блок активної компенсації завад у частотній області; депережежувач; генератор псевдовипадкова послідовність, суматор і декодер завадостійкого коду.

Відліки z_z реалізації z задаються співвідношенням:

$$\dot{z}_i = \dot{s}_i + \dot{n}_i + \dot{N}_i \quad (2.2)$$

де n_i – відліки, що відповідають каналному адитивному білому гаусівському шуму (АБГШ) зі спектральною однобічною щільністю N_0 ;

N_i – відліки, що відповідають заваді, що входить до класу розглянутих зосереджених за спектром каналних завад.

Блоки вагового вікна, сигнального демодулятора й активної компенсації завад реалізують активну компенсацію в частотній області зосереджених по спектрі завад [8].

Ефективність даного алгоритму компенсації визначається вибором вагового вікна [8]. Одним з оптимальних вагових вікон є вікно Кайзера, вагові коефіцієнти $w(k)$ якого задаються співвідношенням [8]:

$$w(k) = \frac{I_0\left(\beta\sqrt{1 - (2k/(N-1))^2}\right)}{I_0(\beta)}, \quad (2.3)$$

де $I_0(x)$ – функція Бесселя першого роду 0-го порядку;

$\beta = 9,0..9,5$ – параметр.

$$-\frac{N-1}{2} \leq k \leq \frac{N-1}{2}.$$

У сигнальному демодуляторі здійснюється пряме перетворення Фур'є над вхідною дискретною реалізацією зі зваженими відліками і формується множина відліків OFDM сигналів у частотній області

$$Z_i(k),$$

де $i = 0, 1, \dots, l-1$;

$k = 0, 1, \dots, N-1$.

У блоці активної компенсації завад здійснюється операція обмеження значень реальної (уявної) частин символів $Z_i(k)$:

$$\operatorname{Re}(\dot{Z}'_i(k)) = \begin{cases} \operatorname{Re}(\dot{Z}_i(k)), & |(\dot{Z}_i(k))| < P \\ \operatorname{sign}(\operatorname{Re}(\dot{Z}_i(k))) \cdot P, & |(\dot{Z}_i(k))| > P \end{cases} \quad (2.4)$$

де $\operatorname{sign}(x)$ – знак аргументу x ;

P – поріг.

Подібна операція (2.4) здійснюється також над уявною частиною $Z_i(k)$ за формування $\operatorname{Im}(\dot{Z}'_i(k))$.

Оптимальне значення порогу P залежить від тривалості псевдовипадкової послідовності l , від співвідношення потужностей OFDM сигналів і завадових сигналів. У більш простому варіанті розглянутого алгоритму компенсації використовується "жорстке" обмеження з виходу демодулятора OFDM сигналів (дворівневе квантування).

Операції, здійснювані генератором псевдовипадкової послідовності і суматором, здійснюють когерентне накопичення відповідних l символів з виходу помножувача, формуючи символи y_i :

$$y_i = \sum_{j=0}^{l-1} Z'_j(i) p_j^*(i) \quad , \quad (2.5)$$

де $i = 0, 1, \dots, N-1$;

* – операція комплексного сполучення символів з виходу генератора псевдовипадкової послідовності приймача.

Декодер завадостійкого коду на основі символів в y_i видає рішення щодо символів інформаційної послідовності $\alpha_0, \alpha_1, \dots, \alpha_{N-1}$.

При відсутності в каналі зосереджених по спектрі заводових сигналів блок активної компенсації не працює і використовується прямокутне вікно, що зважує. У протилежному випадку включається блок активної компенсації завади з вікном, що зважує (2.3).

У роботі [8] приведені результати дослідження завадостійкості для розглянутих сигнальних конструкцій на основі OFDM сигналів без застосування завадостійкого кодування.

Аналіз завадостійкості даних сигнальних конструкцій з використанням завадостійких кодів у сполученні з алгоритмами компенсації зосереджених по спектрі завод є суттю задачі.

3 АЛГОРИТМ ПРИЙОМУ НИЗЬКОЩІЛЬНІСНИХ КОДІВ

3.1 Низькощільнісний код

Дослідження ймовірнісних характеристик сигнальних конструкцій на основі OFDM сигналів зроблено для блокового низькощільнісного коду з параметрами%

$$(8176, 7156),$$

де $n = 8176$ – довжина кодових слів;

$k = 7156$ – обсяг інформаційного блоку.

Розглянутий код відноситься до класу квазіциклічних кодів:

$$(J_D(m, l) = 4, J_N(b_l, m) = 64)$$

і сформований на основі евклідово-геометричного коду EG(3,2³) [9]. Цей код входить у клас кодів, рекомендованих для використання в космічних телекомунікаційних системах, при його використанні досягаються ймовірнісні характеристики, близькі до граничних характеристик, обумовлені шенонівською пропускнуою здатністю каналу АБГШ [10].

Клас блокових низькощільнісних кодів має властивість організації множини ортогональних перевірочних співвідношень для кожного кодового символу кодових слів [9], на основі яких розроблені ітеративні алгоритми прийому з використанням "м'яких" (багаторівневих при квантуванні) рішень з виходу сигнального демодулятора. Ці коди є найбільш ефективними в класі відомих блокових кодів відносно їхньої завадостійкості.

Нижче приведений опис алгоритму ітеративного прийому даних кодів ВР (belief propagation) [9].

Розглядається передача дискретних повідомлень по каналі передачі без пам'яті АБГШ. Передача здійснюється з використанням сигналів з фазовою маніпуляцією на основі низькощільнісних блокових кодів з параметрами (n, k) з перевіркою матрицею:

$$H = (h_{li}; 0 \leq l < n - k; 0 \leq i < n).$$

Нехай дискретна реалізація з виходу демодулятора сигналів:

$$\vec{Y} = (y_0, y_1, \dots, y_{n-1}),$$

відліки якої задаються у виді:

$$y_l = s_l + n_l,$$

де s_l – сигнальні відліки;

n_l – відліки завади;

$l = 0, 1, \dots, n-1$.

Уведемо позначення: нехай множина ортогональних співвідношень:

$$D(l, m) = (m : h_{ml} = 1),$$

обсягом:

$$J_D(m, l),$$

для кодового символу b_l у складі кодового слова:

$$\vec{B} = (b_0, b_1, \dots, b_{n-1}),$$

множина ортогональних перевірок:

$$D(l, m) / m$$

$D(l, m)$ без m -ої перевірки, множина номерів позицій кодових символів:

$$N(l, m) = (l : h_{ml} = 1)$$

обсягом:

$$J_N(b_l, m),$$

для m -го перевірного співвідношення;

множина $N(l, m)$ без l -го символу:

$$N(l, m) / l.$$

Ітеративний прийом ВР має наступні етапи обробки:

$$\vec{Y},$$

для ітерації [9].

3.2 Алгоритм

Ініціалізація. Установлюються початкові значення величин:

$$z_{ml} = y_l,$$

де

$$m \in J_D(l),$$

$l = 0, 1, \dots, n-1$.

Крок 1. Обчислюється послідовність "жорстких" рішень:

$$\sigma_{ml} = \begin{cases} 1, & z_{ml} > 0 \\ 0, & z_{ml} \leq 0 \end{cases}.$$

Для кожної ортогональної перевірки m обчислюються величини:

$$\sigma_m = \sum_{l \in N(l,m)} \sigma_{ml} \pmod{2},$$

$$L_{ml} = (-1)^{\sigma_m \oplus \sigma_{ml} \oplus 1} \min_{l' \in N(l,m) / l} (|z_{ml'}|)$$

Крок 2. На основі значень L_{ml} обчислюються величини z_{ml} :

$$z_{ml} = y_l + \sum_{m' \in D(l,m) / m} L_{m'l}$$

Крок 3. За невиконання умови реалізації необхідного числа ітерацій виконується крок 1 наступної ітерації, інакше - приймається рішення щодо кодів символів b_i з використанням величин z_i :

$$z_l = y_l + \sum_{m \in D(l,m)} L_{ml}$$

Приймається рішення $b_i = 0$, якщо $z_i > 0$, інакше $b_i = 1$.

4 РЕЗУЛЬТАТИ МОДЕЛЮВАННЯ АЛГОРИТМІВ ПРИЙОМУ СИГНАЛЬНИХ КОНСТРУКЦІЙ НА ОСНОВІ OFDM СИГНАЛІВ

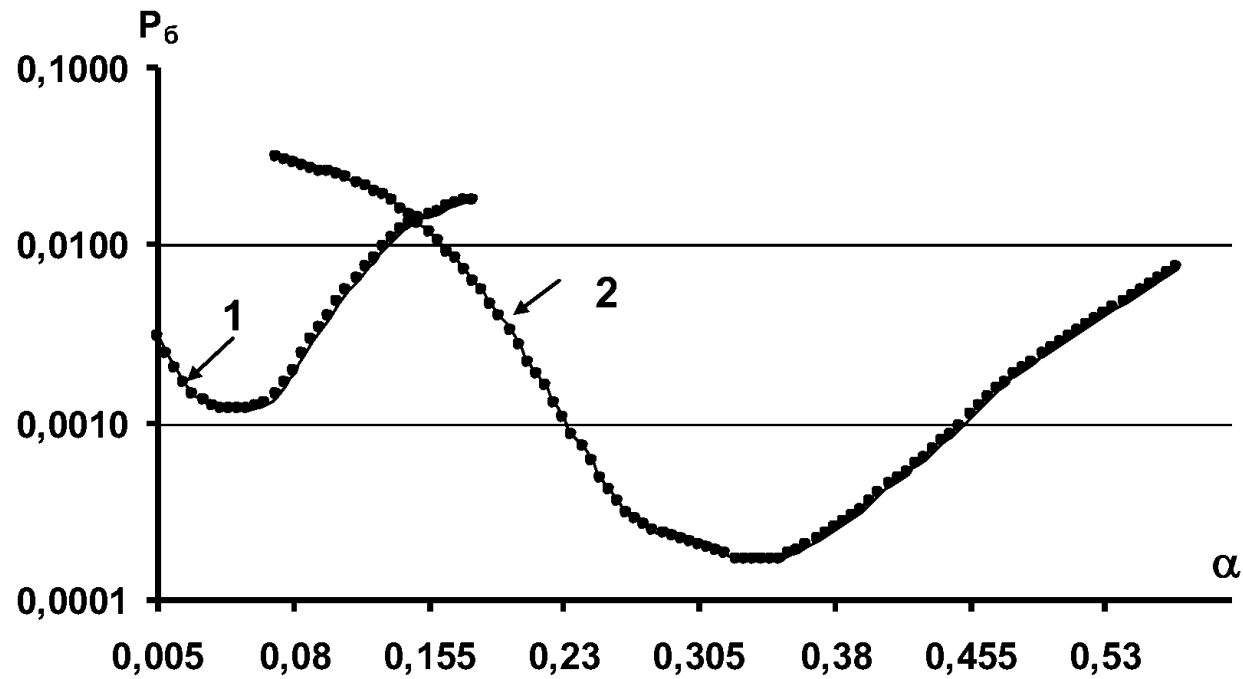
У цьому розділі приведені результати моделювання алгоритмів прийому сигнальних конструкцій на основі OFDM сигналів і завадостійкого коду, а також результати аналізу завадостійкості розглянутих сигнальних конструкцій на основі OFDM сигналів.

Число парціальних сигналів у OFDM дорівнює $N = 1024$, сигнальне "сузір'я" відповідало сигналам ФМ4.

На рисунку 4.1 приведені залежності імовірності помилки на інформаційний біт P_b від параметра α , використовуваного для обчислення значення порога обмеження:

$$P = \alpha \frac{\sum_{i=0}^{N-1} |\dot{S}(i)|}{N}$$

сигналів $S(i)$ з виходу демодулятора OFDM.



1 – для довжини псевдовипадкової послідовності $l = 8$ за $E_b/N_0 = 9,3$ дБ;

2 – для довжини псевдовипадкової послідовності $l = 32$ за $E_b/N_0 = 5,4$ дБ

$$\gamma = P_3/P_c = 40 \text{ дБ.}$$

Рисунок 4.1 – Ймовірності помилки на інформаційний біт P_b на тлі шумів й гармонійних завад

Ймовірнісні криві 1 і 2 на рисунку 4.1 отримані для значень параметрів формованих сигнальних конструкцій $l = 8$ і $l = 32$, відповідно, й отримані шляхом моделювання алгоритму ітеративного прийому ВР (див. розділ 3) для кількості ітерацій 10 за наявності адитивної завади у виді АБГШ й суми двох гармонійних сигналів. Відношення потужності парціальних завадових гармонійних сигналів P_3 до потужності OFDM сигналів P_c дорівнює:

$$\gamma = \frac{P_3}{P_c} = 40 \text{ дБ}$$

Відношення сигнал/шум для довжини псевдовипадкової послідовності $l = 8$ становить $E_b/N_0 = 9,3$ дБ, а за довжини псевдовипадкової послідовності $l = 32$ - $E_b/N_0 = 5,4$ дБ. Тут E_b – енергія на інформаційний біт, N_0 – спектральна щільність АБГШ.

Як можна побачити з рисунку 4.1, існують оптимальні значення параметра α , що визначають мінімальні значення P_6 : для довжини псевдовипадкової послідовності $l = 8$ й $l = 32$ оптимальні значення α рівні 0,05 й 0,34, відповідно.

У більш простому варіанті використовується "жорстке" обмеження рішень (± 1) з виходу демодулятора OFDM сигналів.

На рисунках 4.2 та 4.3 наведено ймовірнісні криві для сигнальних конструкцій з параметрами $l = 8$ й $l = 32$ за наявності в каналі згаданої двохтональної завади й завади АБГШ. За віссю ординат відкладено значення P_6 , за віссю абсцис відкладено значення для завади АБГШ.

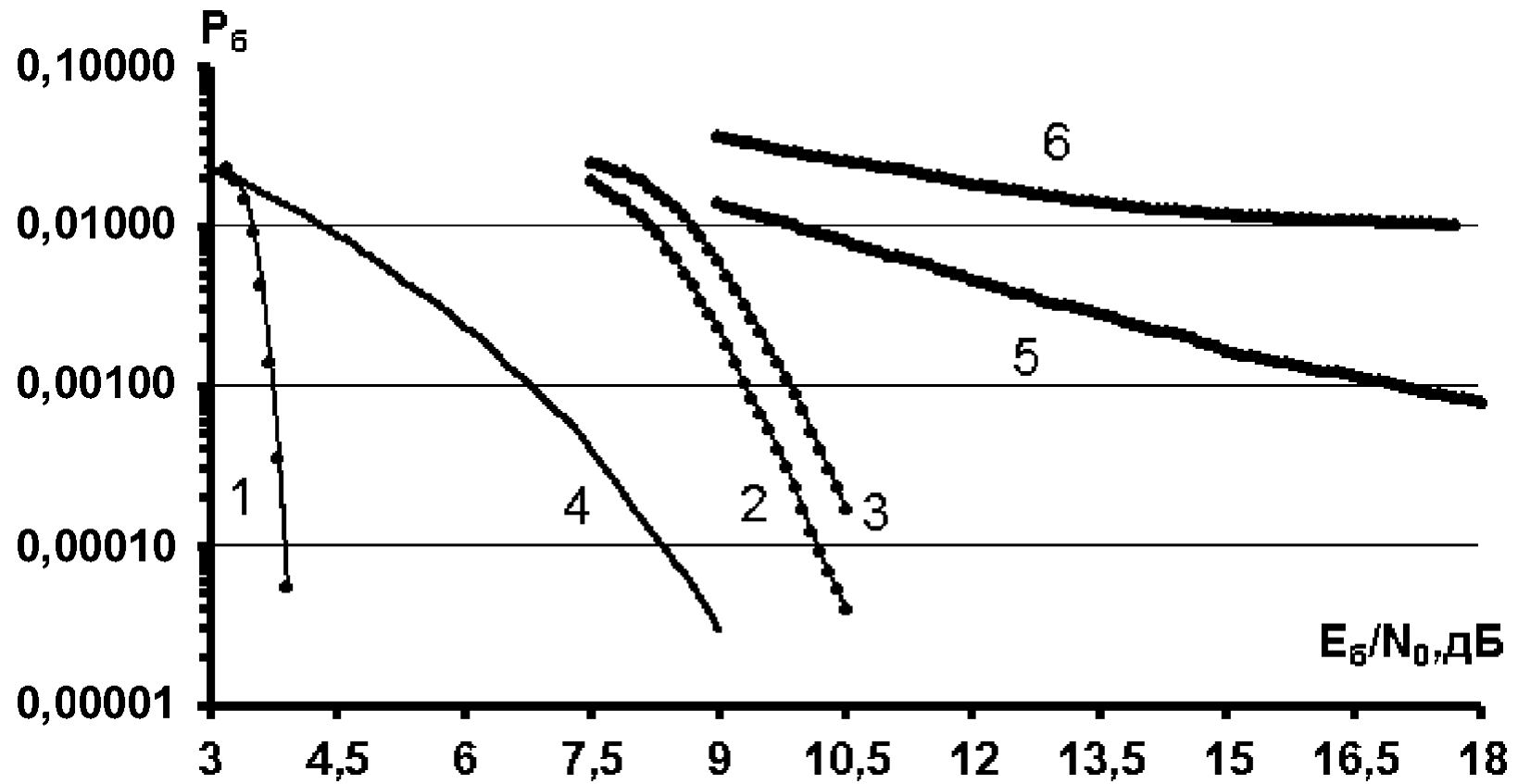


Рисунок 4.2 – Ймовірності помилки для алгоритмів приймання сигнальних конструкцій з довжиною псевдовипадкової послідовності $l=8$

Ймовірнісна крива 1 на рисунках 4.2 та 4.3 відповідає відсутності двохтональної завади. У цьому випадку ймовірність $P_6 = 10^{-4}$ досягається за $E_b/N_0 = 3.8$ дБ.

Криві 2, 3, 5, 6 на рисунку 4.2 відповідають наявності в каналі двохтональної завади.

Криві 2, 3 відповідають сигнальній конструкції на основі низькощільнісного коду, за застосування граничної обробки ($\alpha = 0,05$), ймовірність $P_6=10^{-4}$ досягається за відношення сигнал/шум $E_b/N_0 = 10,2$ дБ.

Крива 3 відповідає використанню "жорсткого" обмеження, ймовірність $P_6 = 10^{-4}$ досягається за відношення сигнал/шум $E_b/N_0 = 10,6$ дБ, тобто енергетичний програш за застосування "жорсткого" обмеження стосовно граничної обробки досягає 0,4 дБ й 6,8 дБ, відповідно, відносно кривої 1.

Для порівняння, на рисунку 4.2 наведено ймовірнісні залежності 2, 5, 6, що відповідають сигнальній конструкції без використання завадостійкого коду.

Ймовірнісну криву 2 отримано за відсутності двохтональної завади, ймовірність помилки $P_6 = 10^{-4}$ досягається за відношення сигнал/шум $E_b/N_0 = 8,3$ дБ.

Крива 5 відповідає сигнальній конструкції з застосуванням граничної обробки ($\alpha = 12,0$), а крива 6 відповідає використанню "жорсткого" обмеження. Видно, що в цьому випадку спостерігається ефект вирівнювання ймовірнісних характеристик прийому: за збільшення значень відношення сигнал/шум E_b/N_0 ймовірність помилки P_6 залишається практично незмінною ($P_6 = 10^{-2}$ за використання "жорсткого" обмеження й $P_6 = 10^{-3}$ за застосування граничної обробки).

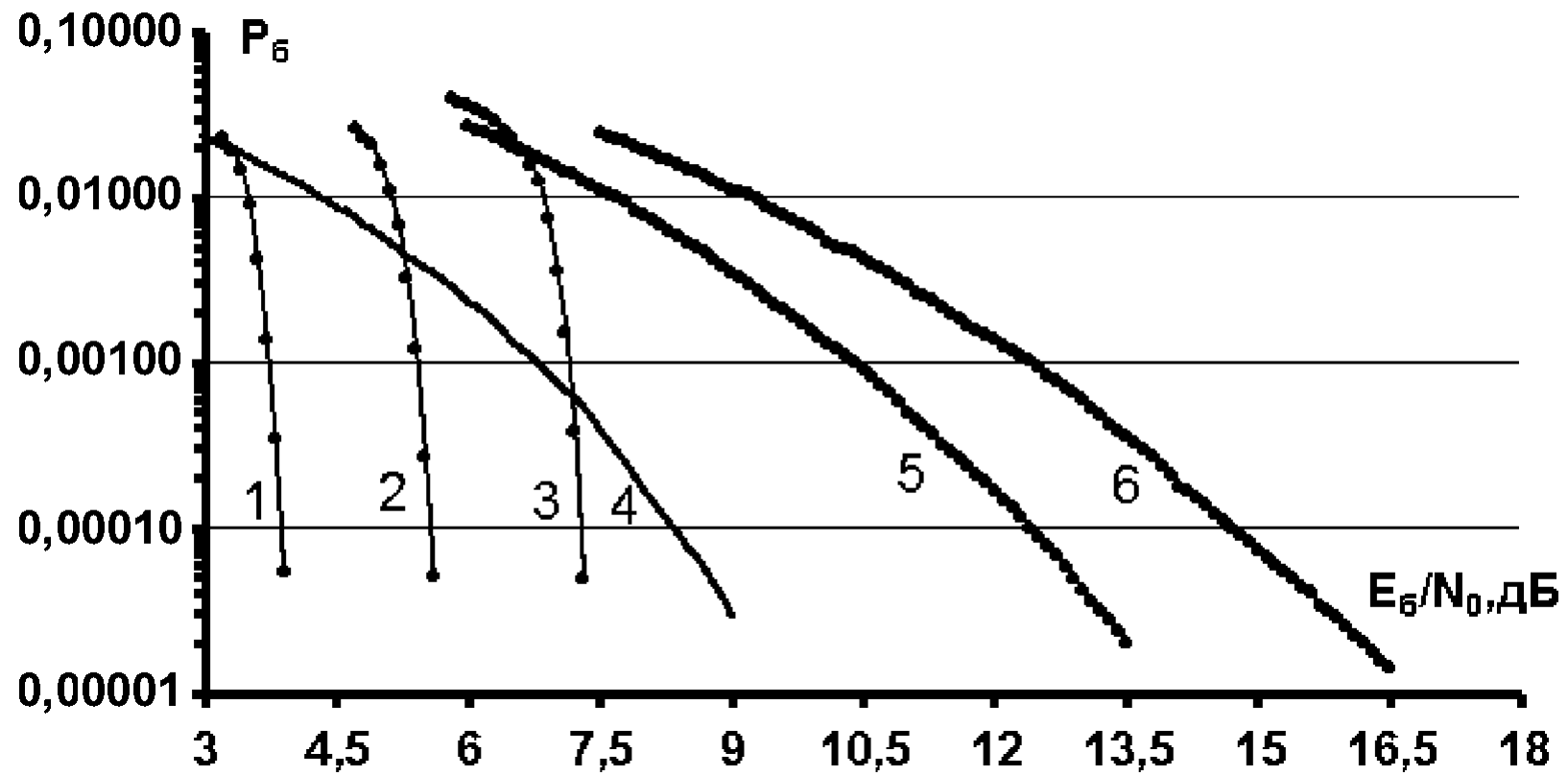


Рисунок 4.3 – Ймовірності помилки для алгоритмів приймання сигнальних конструкцій з довжиною псевдовипадкової послідовності $l = 32$

Ймовірнісна крива 1 на рисунку 4.3 відповідає відсутності двохтональної завади. У цьому випадку ймовірність $P_6 = 10^{-4}$ досягається за $E_b/N_0 = 3.8$ дБ.

Криві 2, 3, 5, 6 на рисунку 4.3 відповідають наявності в каналі двохтональної завади.

Криві 2, 3 відповідають сигнальній конструкції на основі низькощільнісного коду, за застосування граничної обробки ($\alpha = 0,34$), ймовірність $P_6=10^{-4}$ досягається за відношення сигнал/шум $E_b/N_0=5,45$ дБ.

Крива 3 відповідає використанню "жорсткого" обмеження, ймовірність $P_6=10^{-4}$ досягається за відношення сигнал/шум $E_b/N_0=7,2$ дБ, тобто енергетичний програш за застосування "жорсткого" обмеження стосовно граничної обробки досягає 1,75 дБ й 3,4 дБ, відповідно, відносно кривої 1.

На рисунку 4.3 також наведено ймовірнісні криві 4, 5, 6, що відповідають сигнальним конструкціям без використання завадостійкого коду. У цьому випадку не спостерігається ефект вирівнювання ймовірнісних характеристик прийому як на рисунку 4.2 (див. криві 5 й 6).

Ймовірнісну криву 4 отримано за відсутності двохтональної завади, ймовірність помилки $P_6=10^{-4}$ досягається за відношення сигнал/шум $E_b/N_0=8.3$ дБ.

Крива 5 відповідає сигнальній конструкції з застосуванням граничної обробки ($\alpha=12,0$), ймовірність помилки $P_6=10^{-4}$ досягається за відношення сигнал/шум $E_b/N_0=12,5$ дБ.

Крива 6 відповідає використанню "жорсткого" обмеження, ймовірність помилки $P_6=10^{-4}$ досягається за відношення сигнал/шум $E_b/N_0=14.9$ дБ.

Таким чином, енергетичний програш за застосування "жорсткого" обмеження стосовно граничної обробки досягає 2,4 дБ і досягає 6,6 дБ відносно кривої 2.

На підставі здійсненого аналізу ймовірнісних кривих на рисунках 4.2 та 4.3 можна зробити висновок про ефективність використання завадостійкого

коду за формування сигнальних конструкцій на основі OFDM сигналів: стосовно випадку без використання коду енергетичний виграш досягає 7 дБ для значення $P_6=10^{-4}$.

За зменшення P_6 , значення енергетичного виграшу збільшуються.

ВИСНОВКИ

Приведено описи сигнальних конструкцій на основі OFDM сигналів і завадостійкого кодування, стійких до впливу зосереджених по спектрі завад.

Для даних сигнальних конструкцій, формованих з використанням низькощільнісного коду з параметрами (8176, 7156), зроблене моделювання алгоритмів обробки при наявності в каналі двотональної завади з відношенням сигнал/завада, рівним -40 дБ.

Результати моделювання показують, що для розглянутого виду завад розбіжність ймовірнісних кривих стосовно випадку відсутності завад залежить від довжини псевдовипадкової послідовності, для $P_0=10^{-4}$ й $l = 32$ розбіжність не перевищує 3,6 дБ.

За здійснення алгоритму обробки сигналів, на приймальному боці достатньо складним є обчислення оптимального порога, значення якого залежить від багатьох параметрів: наприклад, від співвідношення потужностей корисного сигналу і завадових сигналів. Але, за використання більш простої обробки з "жорстким" обмеженням на виході сигнального демодулятора, додаткові енергетичні втрати складають лише 0,4...1,75 дБ.

Значення енергетичного програшу для сигнальних конструкцій без використання завадостійкого кодування щодо використання низькощільнісного коду досягають 7 дБ.

ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАНЬ

1. Liu H., Li G. OFDM-Based Broadband Wireless Networks. A John Wiley & Sons. New Jersey. – 2005. – P. 251.
2. Вишневський В.М. Широкопasmові мережі передачі / В.М. Вишневський, А.Й. Ляхів, С.Л. Кравець, І.В. Шахнович. – К.: Техносфера, – 2005. – 592 с.
3. Калінін В.И. Ймовірнісні характеристики цифрового каналу передачі інформації на основі безупинних шумових сигналів зі спектральною модуляцією / В.И. Калінін, Д.Е. Радченко, В.А. Черепенін // Радіотехніка. 2015. – №8. – С. 84-94.
4. Шинаков Ю.С. Спектральна щільність потужності завади нелінійних перекручувань у пристроях з амплітудно-фазовою конверсією / Ю.С. Шинаков // Радіотехніка й електроніка. 2013. – Т. 58, № 10. – С. 1053-1064.
5. Шинаков Ю.С. Два способи обчислення потужності неспотвореного сигналу на виході нелінійного пристрою з амплітудно-фазовою конверсією. // Радіотехніка. 2016. – №2. – С. 66-71.
6. Назаров Л.Е. Оцінювання потужності й ефективності інтермодуляційних завад при обмеженні обвідної OFDM-сигналів / Л.Е. Назаров, А.С. Зудилін // Радіотехніка й електроніка. 2015. – Т.60. – №5. – С.522-528.
7. Назаров Л.Е. Методики оцінювання потужності інтермодуляційних завад для сигналів з ортогональним частотним мультиплексуванням / Л.Е. Назаров, А.С. Зудилін // Радіотехніка й електроніка. 2014. – Т.59. – №2. – С. 173-178.
8. Назаров Л.Е. Алгоритми компенсації зосереджених по спектрі завад для сигналів з ортогональним частотної мультиплексуванням / Л.Е. Назаров,

А.С. Зудилін. // Звістки Вузів. Електроніка. 2013. – №6. – С. 45-50.

9. Johnson S.J. Iterative Error Correction: Turbo, Low-density Parity-Check and Repeat-Accumulate Codes. Cambridge University Press. 2010.

10. Research and Development for Space Data System Standards. Low density parity check codes for use in near-earth and deep space applications. Experimental specification CCSDS 131.1-0-2. September 2007.