

ХМЕЛЬНИЦЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ

Факультет програмування та комп'ютерних і телекомунікаційних систем

Кафедра телекомунікацій та радіотехніки

ДИПЛОМНА РОБОТА

Другий (Магістерський)

Освітній рівень

Галузь знань 17 Електроніка та телекомунікації

Шифр і назва спеціальності

Спеціальність 172 Телекомунікації та радіотехніка

Шифр і назва спеціальності

на тему Моделі систем завадостійкого кодування у телекомунікаціях

ДРТР. 2015040.01.02.ПЗ

Виконав: студент 2 курсу, група ТР_м-19-1


підпис

А.В. Заєць
Ініціали, прізвище

Керівник: д-р техн. наук, проф.


підпис

Ю.М. Бойко
Ініціали, прізвище

До захисту допускаю:

Зав. кафедри: д-р техн. наук, проф.


підпис

Ю.М. Бойко
Ініціали, прізвище

5 12 2020 р.

Хмельницький, 2020

Хмельницький національний університет

Факультет програмування та комп'ютерних і телекомунікаційних систем
Кафедра телекомунікації та радіотехніки
Освітній рівень другий (магістерський)
Галузь знань 17 – Електроніка та телекомунікації
Спеціальність 172 – Телекомунікації та радіотехніка
Освітня-професійна програма Телекомунікації та радіотехніка

ЗАТВЕРДЖУЮ

Зав. кафедрою

д.ш.н. проф. Бойко Ю.І.
« 7 » 09 2020р.

ЗАВДАННЯ НА ДИПЛОМНУ РОБОТУ

Зайцеві Артемові Валерійовичу

1 Тема роботи: Моделі систем завадостійкого кодування у телекомунікаціях
керівник роботи Бойко Юлій Миколайович, д.т.н, професор.

Затверджено наказом по університету від «1» вересня 2020р. № 118.

2 Строк подання студентом роботи на кафедру: 05.12.2020р.

3 Вихідні дані (характеристика об'єкта, умов дослідження та ін.)

Мета роботи: полягає у розробці моделей ефективного кодування у телекомунікаціях на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність врахуванням швидкості кодування та кількості ітерацій декодування для забезпечення заданих показників завадостійкості.

Предметом дослідження є моделі систем завадостійкого кодування та засоби підвищення завадостійкості телекомунікаційних систем із кодами з низькою щільністю перевірок на парність при поєднанні кодування та цифрової модуляції.

4. Зміст пояснювальної записки (перелік питань, що їх належить розробити):

1 Математичні моделі кодів з виправлення помилок в системах зв'язку. 2 Методика проектування сигнально-кодкових конструкцій з кодами які мають низьку щільність перевірок на парність. 3 Особливості формування сигнально-кодкових конструкцій на основі низькощільнісних кодів. 4 Моделювання телекомунікаційного каналу на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність та фазовою маніпуляцією.

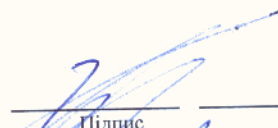
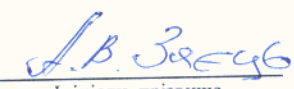
Завдання отримав
Науковий керівник



КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№ п/п	Назва етапів (розділів) дипломної роботи	Строк виконання етапів дипломної роботи	Примітка
1	Вступ. Математичні моделі кодів з виправлення помилок в системах зв'язку	21.09.2020	Вик.
2	Методика проектування сигнально-кодових конструкцій з кодами які мають низьку щільність перевірок на парність	12.10.2020	Вик.
3	Особливості формування сигнально-кодових конструкцій на основі низькощільнісних кодів	30.10.2020	Вик.
4	Моделювання телекомунікаційного каналу на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність та фазовою маніпуляцією. Матеріали апробації наукових результатів отриманих у дипломній роботі.	13.11.2020	Вик.
5	Висновки. Презентаційні матеріали за результатами виконання дипломної роботи.	05.12.2020	Вик.

Студент



 Підпис Ініціали, прізвище

Керівник роботи



 Підпис Ініціали, прізвище

ЗМІСТ

Перелік умовних скорочень.....	5
Вступ.....	6
1 Математичні моделі кодів з виправлення помилок в системах зв'язку ..	14
1.1 Модель систем зв'язку	14
1.2 Принципи завадостійкого кодування	18
1.3 Загальні питання конструювання завадостійких кодів з низькою щільністю перевірок на парність (КНЦПП (LDPC - Low- Density Parity-Check Codes)).....	20
1.4 Алгоритми декодування кодів з низькою щільністю перевірок на парність	25
1.4.1 Алгоритм “сума-добуток”.....	25
1.4.2 Алгоритм мінімальної суми.....	28
1.5 Методика практичного конструювання низькощільнісних кодів.....	31
Висновки по розділу 1.....	35
2 Методика проектування сигнально-кодових конструкцій з кодами які мають низьку щільність перевірок на парність	37
2.1 Проектування декодера на основі “турбо” підходу	37
2.2 Проектування декодера для каналу з фазовою маніпуляцією та дисперсією	44
2.3 Особливості застосування кодів з низькою щільністю перевірок на парність в каналах без пам'яті	48
Висновки по розділу 2.....	51
3 Особливості формування сигнально-кодових конструкцій на основі низькощільнісних кодів	53
3.1 Аналіз принципів оброблення сигналів у цифрових телекомунікаціях	53
3.2 Об'єднання кодів з низькою щільністю перевірок на парність і	

	4
цифрової модуляції.....	58
3.3 Об'єднання кодів з низькою щільністю перевірок на парність і квадратурної амплітудної модуляції	63
Висновки по розділу 3.....	66
4 Моделювання телекомунікаційного каналу на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність та фазовою маніпуляцією.....	68
4.1 Алгоритмізація процесу декодування	68
4.2 Вибір програмних засобів дослідження телекомунікаційного каналу	70
4.3 Дослідження ефективності телекомунікаційного каналу з сигнально-кодowymi конструкціями на основі кодів низької щільності перевірок на парність	74
Висновки по розділу 4.....	78
Висновки.....	79
Перелік джерел посилання.....	81
Додаток А Матеріали апробації наукових результатів отриманих у дипломній роботі	85
Додаток Б Презентаційні матеріали за результатами виконання дипломної роботи	102

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ

BER - коефіцієнт бітових помилок;
BCH - коди Бозе-Чадхурі-Хоквенгема
ВП – відношення правдоподібностей;
BK(M) – внутрішній кодер-модулятор;
ВФМ - відносна фазова модуляція;
ГК - канал з адитивним білим гаусівським шумом;
ДПВ - детектор перемінних вузлів;
ДАК - двійковий асиметричний канал;
Z-ДАК - асиметричний канал типу – Z;
ДСК - двійковий симетричний каналу;
ДФМ-4 – диференційна фазова маніпуляція;
ДКАМ-16 – диференційна шістнадцяткова амплітудна модуляція;
КВП – коди з виправленням помилок;
КД-МВМВ - кодовий демодулятор та з “м’яким” входом і “м’яким” виходом;
КАМ – квадратурна амплітудна модуляція;
ЛАЧХ - логарифмічна амплітудно-частотна характеристика;
ЛП – логарифм правдоподібностей;
LDPC – коди з низькою щільністю перевірок на парність;
МКС – автомат з кінцевим станом;
МАЙ – максимальна апостеріорна ймовірність;
МЙ – максимальна ймовірність;
M-PSK – багатопозиційна фазова маніпуляція;
QAM – квадратурна амплітудна маніпуляція;
ПВД - детектор перевірочних вузлів;
ОП – отримувач повідомлень;
СКК – сигнально-кодові конструкції;
SER – коефіцієнт символних помилок;
FER - коефіцієнт кадрових помилок;
ТК – телекомунікаційний канал;
ФМ-4 – квадратурна фазова маніпуляція;
ФМ-8 - вісімкова фазова маніпуляція;

ВСТУП

Актуальність теми.

Ключовим процесом який супроводжує функціонування сучасних систем телекомунікацій є завадостійке кодування. Високі вимоги до якості цифрової інформації яка передається по телекомунікаційному каналу, на поточному етапі розвитку техніки зв'язку, забезпечується корекцією помилок виникнення яких неодмінно супроводжує процес такої передачі. В цьому випадку основний тренд у випадку проектування систем телекомунікацій пов'язаний із вимогою скорочення часових інтервалів щодо обміну інформацією. Таким чином, виникає задача пошуку та дослідження оптимальних відносно часових і обчислювальних ресурсів пристроїв кодування та декодування які займають важливе місце в процесі проектування перспективних засобів зв'язку [1, 2].

Акцентуємо увагу на наступних обставинах які супроводжують розвиток телекомунікаційних технологій – прогрес у розвитку засобів телекомунікацій, стрімке впровадження нових стандартів зв'язку йде в унісон з вимогами до підвищення швидкості передачі та зростання обсягу переданих даних. Причому, така тенденція посилюється з року в рік та супроводжується збільшенням об'єму переданих даних. Таким чином, відбувається переосмислення вимог до конструкцій завадостійких кодів, з'являються нові способи їх кодування та декодування. Отже, як вже зазначалось, перспективні методи кодування повинні характеризуватись такими особливостями як висока завадостійкість, мінімізація обчислювальної складності при декодуванні, висока надійність під час виправленні помилок, але поряд з цим і забезпечення високих швидкостей оброблення інформації.

Початок 90-х років минулого століття ознаменований стрімким впровадженням в телекомунікаційні стандарти абсолютно нової концепції декодування на основі турбокодів [3]. У джерел запропонованого методу кодуванням стояли К. Берроу і А. Главье. Революційність запропонованих

методик турбокодуванням дозволила максимально близько наблизитись до межі Шеннона [4, 5].

Зазначимо, що поряд з головним впливом який дозволили отримати турбокоди вони визначили головну концепцію для дослідників які працюють в теорії кодування. Така концепція пов'язана із розумінням того, що існує певний ітеративний процес. Впровадження турбокодування в техніку зв'язку, стало відправною точкою для відродження, майже забутих, розроблених Р. Галлагером у 60-х роках, так званих, кодів з низькою щільністю перевірок на парність. У середині 90-х років минулого сторіччя Д. Маккей відродив ці коди. Новий час та реалії розвитку суспільного життя продиктували вимоги до нових поколінь технологій та стандартів телекомунікацій, дали відповідь на питання, чому ці коди залишались так довго в тіні. Основна відповідь полягає в тому, що, фактично, обчислювальні ресурси на період винайдення кодів низької щільності перевірок на парність були недостатньо потужними і не дозволяли їх впровадження.

Низка робіт по кодам з низькою щільністю перевірок на парність [1, 2, 6-13] сформувала теорію таких кодів та привела до застосування концепції структурованих кодів, які на поточний момент часу включено в стандарти технології 5G та стануть основою для розвитку технологій 6G.

Серед існуючих стандартів які активно використовують кодування низької щільності перевірок на парність потрібно виділити стандарт Wi-Fi який заснований на використанні коротких кодових слів розміром 648, 1296, 1944 бітів, а також стандарти засновані на довгих кодових словах, таких як DVB-S2 (16200, 64800 бітів). Саме такі, довгі фреймові структури стануть предметом досліджень наведених у магістерській роботі. Використання таких довгих фреймів дозволить наблизитись до межі Шеннона. Акцентуємо увагу і на вадах довгих кодових конструкцій – виникнення затримок які загалом несумісні з інтернет-протоколами або мобільним зв'язком. Однак, потокова передача інформації, зокрема цифрове відеомовлення стандарту DVB або

супутникове відеомовлення другого покоління DVB-S2, як раз добре узгоджується з довгими фреймовими конструкціями.

В роботі [7] описано результати дослідження енергетичної ефективності каналного кодування даних користувача кодами LDPC для систем зв'язку 5G. Розглянуті принципи узгодження швидкості і виконання гібридного автоматичного запиту на повторення (HARQ). Проведений аналіз структурної схеми і моделі каналу зв'язку з кодами LDPC. В статтях [9, 10] описано різні сценарії використання розширеного мобільного широкосмугового зв'язку для технології 5G. Зокрема акцентовано на специфічних можливостях кодів з низькою щільністю перевірок на парність (5G LDPC) які розроблені для підтримки високої пропускної здатності, змінної швидкості та довжини коду та задовільної виправної здатності. Дослідження які описано у роботах [11-20], торкаються питань адаптивного декодування, конструювання сигнально-кодових конструкцій на основі турбокодів, кодів Ріда-Соломона (РС-кодів), кодів Боуза-Чоудхурі-Хоквінгема (БЧХ-кодів). В цих роботах наведено важливі результати досліджень описаних кодів в каналах з багатопозиційною модуляцією. Наводяться загальні рекомендації щодо вибору швидкості кодування, структури кодів в телекомунікаційних каналах з різним рівнем шумів та завад. Роботи [21-25] зосереджені на описі квазіциклічних LDPC-кодів для швидкого кодування, архітектури декодера зі зниженою складністю завдяки пошаровому декодуванню LDPC-кодів.

Огляд літературних джерел дозволяє констатувати, що кодування на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність є достатньо ефективним засобом вирішення завдань підвищення якості передачі даних, підвищення завадостійкості та швидкості декодування. Навіть у випадку коли сучасна архітектура декодера прямує до рішень на основі багаторівневих схем декодерів [17], пошук ефективного компромісу між низьким енергоспоживанням, вартістю, складністю декодування та високою пропускною здатністю і високою продуктивністю робить реалізацію

телекомунікаційного каналу з кодуванням з низькою щільністю перевірок на парність достатньо перспективним і прогресивним. Така широка палітра вимог до конструювання завадостійких кодів змушує розробників мати справу із багатьма можливими варіантами алгоритмів, параметрами квантування, кодовими швидкостями, довжинами кадрів (фреймів), варіантами конструювання сигнально-кодових конструкцій шляхом вибору певного виду цифрової модуляції.

Таким чином, вимога щодо розв'язання актуальних питань теоретико-прикладного впровадження кодів з низькою щільністю перевірок на парність у телекомунікаційних каналах, формує надважливу *науково-технічну задачу* яка полягає у формалізації математичних моделей проектування завадостійких кодів у випадку кодування з низькою щільністю перевірок на парність, корекцією помилок декодування та дослідження низькощільнісних кодів з різною швидкістю та кількістю ітерацій декодування для забезпечення заданих показників завадостійкості в каналах передачі даних, що підтверджує актуальність завдань які розв'язувались в дипломній роботі.

Коди з низькою щільністю перевірок на парність напочатку були розроблені для двійкових каналів без пам'яті. Важливо зосередити увагу на такому аспекті – припущення щодо двійкового введення не є обмеженням яке зупиняє прогрес у впровадженні кодів низької щільності перевірок на парність. Такі коди, як буде показано в магістерській роботі, можна узагальнити і на небінарні канали. Таким чином, узагальнення методів декодування дозволяє стверджувати, що загалом не існує схеми кодування яка забезпечує пропускну здатність і практично-оптимальний алгоритм декодування для загальних телекомунікаційних каналів. Однак, в магістерській роботі будуть запропоновані практичні способи використання кодів низької щільності перевірок на парність для забезпечення ефективної передачі інформації по загальним каналам. Вирішення такої прикладної задачі

буде проведено шляхом поєднання цифрової модуляції з кодуванням низької щільності перевірок на парність.

Дипломна магістерська робота складається з вступу, чотирьох розділів, висновків, списку використаних літературних джерел та додатків.

В **першому** розділі дипломної роботи розглянуто модель систем зв'язку, розглянуто принципи завадостійкого кодування. Розглянуті загальні питання конструювання завадостійких кодів з низькою щільністю перевірки на парність, їх аналітичний опис. Окремо частина розділу охоплює питання тлумачення алгоритмів декодування кодів з низькою щільністю перевірок на парність. Описано методика практичного конструювання низькощільнісних кодів.

В **другому** розділі дипломної роботи описана методика проектування сигнально-кодкових конструкцій з кодами які мають низьку щільність перевірок на парність. Наведена стратегія проектування декодера кодів з низькою щільністю перевірок на парність на основі “турбо” підходу. Синтезовано структурну схему передавальної та приймальної частини телекомунікаційного каналу з низькощільнісними кодами. Наведена методика проектування декодера низькощільнісного коду для каналу з фазовою маніпуляцією та дисперсією. Описано особливості застосування кодів з низькою щільністю перевірок на парність в каналах без пам'яті.

В **третьому** розділі дипломної магістерської роботи, представлено результати дослідження особливості формування сигнально-кодкових конструкцій на основі низькощільнісних кодів. Розглянуто особливості об'єднання кодів з низькою щільністю перевірок на парність і цифрової модуляції. Наведено графіки завадостійкості сигнально-кодкових конструкцій (СКК) на основі низькощільнісних кодів та фазової маніпуляції. Визначено особливості поєднання низькощільнісних кодів і квадратурної амплітудної модуляції.

У **четвертому** розділі роботи приведено результати моделювання телекомунікаційного каналу на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність та фазовою маніпуляцією. Описана алгоритмізація процесу декодування. Здійснено вибір програмних засобів дослідження телекомунікаційного каналу. Приведено результати дослідження ефективності телекомунікаційного каналу з СКК на основі кодів низької щільності перевірок на парність.

У висновках дані загальні висновки по розділах та результати виконання завдань наведених у вступі.

Мета роботи: розробка моделей ефективного кодування у телекомунікаціях на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність врахуванням швидкості кодування та кількості ітерацій декодування для забезпечення заданих показників завадостійкості.

Для досягнення цієї мети необхідно вирішити такі **завдання:**

- провести аналіз існуючих методів та алгоритмів кодування та декодування низькощільнісних кодів з метою пошуку нової стратегії щодо формування схеми декодера та телекомунікаційного каналу;

- розробити методику та стратегії декодування низькощільнісних кодів при його об'єднанні з багатопозиційною фазовою та амплітудною маніпуляцією;

- вдосконалити підхід до проектування декодера низькощільнісного коду для каналу з фазовою маніпуляцією та дисперсією, а також для каналів без пам'яті;

- з'ясувати особливості об'єднання кодів з низькою щільністю перевірок на парність і цифрової модуляції в тому числі диференційної маніпуляції;

- провести алгоритмізацію процесу декодування та здійснити моделювання телекомунікаційного каналу на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність та фазовою маніпуляцією з метою визначення завадостійкості телекомунікаційних каналів за різних умов декодування.

Об'єкт дослідження: процес кодування та декодування кодів низької щільності перевірок на парність у телекомунікаційних каналах в умовах реального комплексу завад.

Предмет дослідження: моделі систем завадостійкого кодування та засоби підвищення завадостійкості телекомунікаційних систем із кодами з низькою щільністю перевірок на парність при поєднанні кодування та цифрової модуляції.

Наукова новизна отриманих результатів. В роботі отримано такі наукові результати:

вперше:

- запропонована методика побудови декодера низькощільнісних кодів на основі турбо-моделі. На відміну від існуючих, запропонована методика описує схему “м'якого” детектору який обчислює повідомлення і відправляє їх на декодер, який далі обчислює нові повідомлення які повинні бути спрямовані з апріорною ймовірністю на вхід “м'якої” схеми детектору і таким чином підвищує завадостійкість.

дістали подальшого розвитку:

- математична модель роботи декодера низькощільнісних кодів на основі функції розподілу повідомлень як середню взаємну інформацію між загальною кількістю переданих бітів кодового слова і загальним повідомленням у декодері, що відноситься до конкретного біту.

- методика оцінки продуктивності сигнально-кодових конструкцій на основі низькощільнісних кодів і багатопозиційної цифрової модуляції для випадків міжсимвольної інтерференції, формування імпульсної характеристика каналу. На відміну від існуючих запропонована методика дозволила забезпечити збіжність декодування при мінімізації кількості ітераційних циклів для забезпечення необхідного відношення сигнал/шум.

Практична цінність отриманих результатів.

Запропоновані моделі та алгоритмізація декодування в частині розгляду однієї ітерації, дала уявлення щодо процесу виконання оновлення перевірочних вузлів за наявності надійностей перемінних вузлів та процесу

який полягає у оновленні усіх надійностей перемінних вузлів завдяки існуючим надійностям перевірочних вузлів в структурі низькощільнісних кодів. Такий взаємообмін перевірок надійності, загалом, для кожного вузла буде незалежним, а отже можна говорити щодо паралельного виконання таких процесів. Формат перевірочної матриці як матриці Таннера, дозволив сформувавши методику функціонування декодера.

Досліджено можливості телекомунікаційного каналу з кодами низької щільності перевірок на парність та багатопозиційною фазовою маніпуляцією і диференційною фазовою маніпуляцією. Для стандартного низькощільнісного коду задовільна продуктивність досягається для СКК без диференційного кодування. Введення диференційного кодування призводить до втрати енергетичного виграшу приблизно у 1,25 дБ. Якщо провести оптимізацію схеми приймальної частини для диференційного кодування можна отримати результат щодо завадостійкості. В цьому випадку крива завадостійкості наближається по динаміці зміни до сигнально-кодових конструкцій без диференційного кодування.

Запропоновані та досліджені схеми та методики формування СКК на основі низькощільнісних кодів та багатопозиційною маніпуляцією дозволили сформувавши загальну методику синтезу оптимізованих кодів для різних типів каналів зв'язку з метою підвищення продуктивності декодування, мінімізації обчислювальної складності декодування та підвищення завадостійкості телекомунікаційних каналів сучасних технологій передачі інформації.

Публікації. Основні положення та основні результати магістерської дипломної роботи апробовано та відображено у статті в фаховому журналі «Вісник Хмельницького національного університету. Технічні науки» № 4, 2020 рік.

1 МАТЕМАТИЧНІ МОДЕЛІ КОДІВ З ВИПРАВЛЕННЯ ПОМИЛОК В СИСТЕМАХ ЗВ'ЯЗКУ

1.1 Модель систем зв'язку

Сучасна теорія зв'язку базується на науковому завданні суть якого ґрунтується на синтезі моделі передачі інформації від джерела інформації до отримувача на основі його просторової, або часової дислокації - місця розміщення.

Загальними для вирішення такої задачі є наукові підходи які містять такі кроки:

- спостереження за природою;
- математичне моделювання спостережуваних явищ;
- валідація моделі;

Інжиніринг, тобто проектування системи зв'язку, додає четвертий крок:

- виведення на основі математичної моделі практичного рішення для виконання заданого завдання.

Таким чином, процес моделювання є основним і центральним кроком в аналізі та проектуванні вдосконалених систем зв'язку. Зокрема, щоразу, коли цільовим завданням проекту є отримання продуктивності системи, близької до теоретичних (кінцевих) меж, якість моделі має прямий вплив на кінцевий результат. Кількісно оцінити отриманий результат можна за допомогою інформаційно-теоретичних інструментів [1-4].

При виконанні магістерської роботи для вирішення поставлених завдань розглядалась модель передачі цифрового потоку даних, тобто дискретний цифровий процес A , що складається з послідовності символів $\{a_k\}$, що належать до дискретного набору можливих значень \mathbb{A} . На виході приймача утворюється відповідна послідовність виявлених символів $\hat{A} = \{\hat{a}_k\}$, і нехай $\hat{a}_k \in \mathbb{A}$.

Якість схеми передачі у телекомунікаціях можна визначити, проаналізувавши різницю між послідовністю A та послідовністю \hat{A} і можна виразити через певні параметри. Для бінарних символів, найбільш актуальним показником якості передачі є ймовірність бітової помилки, а саме ймовірність помилки для загального біта в цифровому потоці, тобто:

$$p_e = p\{a_k \neq \hat{a}_k\}. \quad (1.1)$$

Середню ймовірність помилки можна представити наступним чином:

$$p_e = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n p\{a_k \neq \hat{a}_k\}. \quad (1.2)$$

Залежно від структури телекомунікаційної системи та умов її функціонування, будемо використовувати, також, інші показники якості, такі як ймовірність помилки символу, якщо система зв'язку передбачає передачу не бінарних символів або ймовірність помилки кадру, якщо потік даних розділений на кадри. Під ймовірністю помилок будемо розуміти міру швидкості виникнення помилок прийняття рішення для досить великої кількості спроб передачі інформації, а у відповідності до визначення ймовірності - як відносну частоту виникнення помилок.

Коефіцієнт помилок - це практичний показник ефективності, який підходить для вимірювання. Зокрема, коефіцієнт бітових помилок (BER), коефіцієнт символних помилок (SER) і коефіцієнт кадрових помилок (FER) представляють собою швидкості які відповідають певним ймовірностям.

На рис. 1.1 представлена загальна модель телекомунікаційної системи, а на рис. 1.2 модель передавальної частини телекомунікаційного каналу із врахуванням процедури кодування з виправленням помилок з подальшою модуляцією.

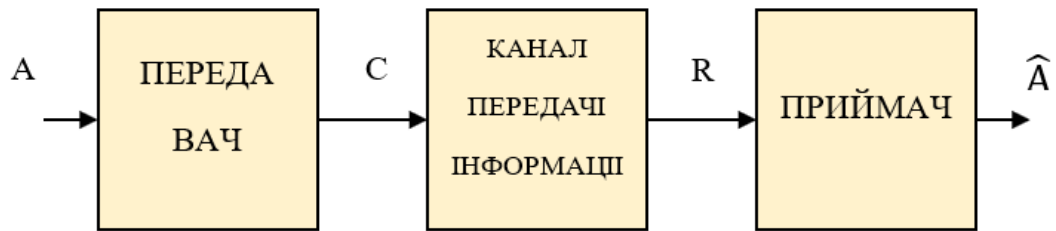


Рисунок 1.1 - Загальна модель телекомунікаційної системи

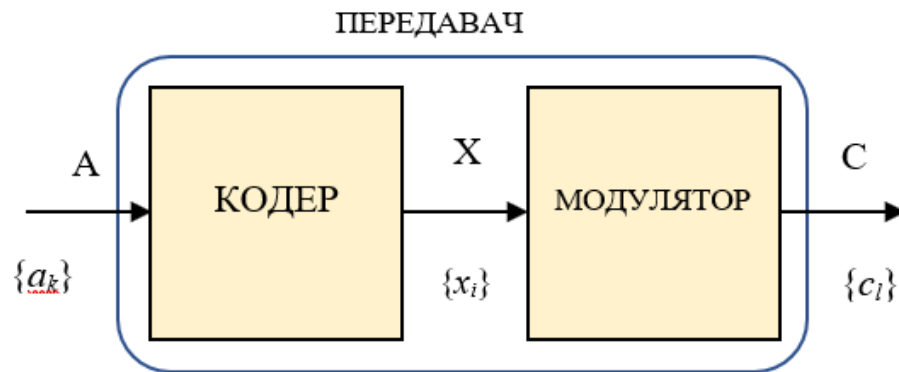


Рисунок 1.2 - Модель передавальної частини телекомунікаційного каналу із врахуванням процедури кодування з виправленням помилок з подальшою модуляцією

З практичної точки зору, у більшості застосувань процес C може бути ефективно представлений дискретною часовою послідовністю часу $\{c_\ell\}$. Операції які виконуються для перетворення A до C , розіб'ємо на наступні дії:

- перша полягає у виконанні дискретних алгебраїчних операцій на A , які призводять до нового дискретного цифрового процесу X ;
- друга полягає у перетворенні відповідної послідовності $\{x_i\}$ у остаточну послідовність $\{c_\ell\}$, що передається через розглянутий канал.

Таким чином, у передавальній частині відбувається процес каналного кодування та модуляції.

В контексті виконання завдань поставлених на магістерську роботу, розглянемо більш детально процес каналного кодування.

Коди з виправленням помилок (КВП) - це функції, які відображають послідовність A дискретних значень, тобто послідовність даних, у (звичайно

більш довгу) послідовність X дискретних значень, тобто кодову послідовність. Загалом КВП допускають зворотні функції, здатні відновити послідовність даних A , незалежно від можливих помилок передачі в кодовій послідовності X , за умови, що кількість помилкових символів не перевищує можливості виправлення помилок.

Звичайно кодування потоку даних може виконуватися двома різними способами: (а) блокове кодування та (б) кодування потоку. Перший тип кодування полягає в розподілі послідовності даних на блоки довжиною K і застосуванні до кожного блоку функції кодування, з метою утворення окремих кодових слів довжиною N . Отримані кодові слова з'єднуються для формування кодової послідовності. У потоковому кодуванні послідовність даних подається на автомат з кінцевим саном (МКС), який формує один або більше кодових символів для кожного символу вхідних даних.

Загалом, блоковий код C - це векторна функція, що асоціює вектор K елементів, що належать множині A із вектором з N елементів, що належать до набору \mathcal{C} . Якщо припустити, що функція є ін'єктивною, набір усіх кодових слів дорівнюють $[\text{Card}(A)]^K$, де $\text{Card}(A)$ - це кардинальність A (характеристика множин (в тому числі нескінченних), узагальнююча поняття кількості (числа) елементів кінцевої множини). Швидкість коду R_C , виражена у бітах на вихідний символ, визначається як:

$$R_C = \frac{K \log_2 \text{Card}(A)}{N} \quad (1.3)$$

Лінійний блоковий код над q -тим кінцевим полем Галуа [3] – який позначається як $GF(q)$ - це векторна лінійна функція, яка асоціює K -розмірний вектор a елементів у $GF(q)$, тобто дані, що кодуються і n -мірний вектор x елементів у $GF(q)$, тобто кодове слово, за наступним правилом:

$$x = Ga \quad (1.4)$$

де G - матриця в $GF(q)$, що називається генераторною матрицею [5-8]. Крім того, набір усіх кодових слів може бути охарактеризований матрицею перевірки парності, яку позначимо H і яку можна отримати при правильному маніпулюванні G . Вектор x є кодовим словом тоді і лише тоді, коли

$$Hx = 0 \quad (1.5)$$

Таким чином множина всіх кодових слів визначається як нульовий простір матриці перевірки парності H [1].

Кілька важливих сімейств кодів для сучасних телекомунікацій належать до лінійних блокових кодів, серед яких: циклічні коди, що містять коди Боуза-Чоудхурі-Хоквенгема (BCH), Коди Ріда-Соломона [3], коди Хеммінга [1]; турбокоди [3]; коди LDPC [6].

Існує кілька методик декодування лінійних блокових кодів. Зокрема, можливі два підходи: (а) жорстке виведення декодування, яке виводить оцінки кодових слів або символів даних, і (б) декодування з м'яким виходом, яке виводить ймовірність кожного кодового слова або символу даних, тобто це оцінка того, скільки кодових слів або символів даних може приймати кожне можливе значення.

1.2 Принципи завадостійкого кодування

При завадостійкому кодуванні в код інформаційних символів вводять надлишковість у вигляді додаткових перевірочних символів. При цьому кодова комбінація подовжується на r символів. Наприклад, для кодових комбінацій з $k = 4$ інформаційних символів і $r = 3$ перевірочних символів, тривалість кодових комбінацій надлишкового коду буде рівна $n = 4 + 3 = 7$.

При цьому число кодових комбінацій, що несуть інформацію, буде рівне $M_p = 2^k = 2^4 = 16$. Ці комбінації називають дозволеними. Загальна кількість кодових комбінацій при $n = 7$ буде дорівнювати $M = 2^7 = 128$. Таким чином в коді з $n = 4 + 3$ буде 16 дозволених кодових комбінацій і $128 - 16 = 112$

заборонених. На одну дозволена кодова комбінація буде приходиться 7 заборонених. Загальна кількість

Кодер на передачі формує дозволени кодові комбінації. Якщо на прийомі в результаті дії завад приймається одна із заборонених кодових комбінацій, то відбувається виявлення помилки.

Якщо код має $d_{\min} > 1$, то всі помилки кратністю $q < d_{\min}$ можна виявити. Максимальна кількість помилок, які можна виявити в кодовій комбінації можна визначити:

$$q_{\max} = d_{\min} - 1,$$

Для виправлення помилок всю підмножину заборонених кодових комбінацій розбивають на « K » непересічних груп. Кожній групі по певних правилах ставиться у відповідність одна дозволена кодова комбінація. При прийомі забороненої кодової комбінації її замінюють тією дозволеною, в групу якої вона потрапила.

Для симетричного двійкового каналу, в якого $p(1) = p(0) = 0,5$, заборонена комбінація замінюється на ту дозволена, яка ближче по Хеммінговій відстані. Це оптимальне декодування здійснюється по критерію максимуму правдоподібності

Виправна здатність надлишкового коду відповідає правилу: якщо код має $d_{\min} > 2$ і використовується декодування з виправленням помилок, то всі помилки кратності $q < \frac{d_{\min}}{2}$ можуть бути виправлені з вірогідністю, рівною 1.

$$q_{\max} = \begin{cases} (d_{\min} - 1)/2 \\ (d_{\min} - 1) - 1 \end{cases}$$

де перша умова в для непарних d_{\min} , а друга для парних d_{\min} .

Лінійними називаються коди, у формуванні яких використовується лінійні операції підсумовування по модулю 2. Лінійні коди називаються

систематичними, якщо інформаційні символи « k » і перевірочні символи « r » розділені. Звичайно символи в систематичному лінійному блоковому коді розташовуються таким чином:

$$a_{np.n-1} a_{np.n-1} \dots a_{np.k+1} a_k \dots a_3 a_2 a_1.$$

Для отримання перевірочних символів використовуються операції підсумовування по модулю 2 інформаційних символів відповідно до правила

$$a_{np.j} = \bigoplus_{i=1}^k a_{i,j} \cdot a_i.$$

де a_i – інформаційні символи і $j = k + 1, k + 2, \dots (k + r) = n$.

1.3. Загальні питання конструювання завадостійких кодів з низькою щільністю перевірок на парність (КНЦПП (LDPC - Low-Density Parity-Check Codes))

Коди НЦПП були вперше введені Р. Галлагером [1]. За структурою коди НЦПП є лінійними блоковими кодами, що характеризуються розрядженою матрицею перевірки парності H , стовпці якої мають фіксовану кількість ненульових елементів - d_v , а рядки мають фіксовану кількість ненульових елементів - d_c .

Розглянемо наступну матрицю яка наводить приклад можливої перевірки парності коду НЦПП: матриця наступної конструкції - матриця з $d_v = 3$ і $d_c = 6$:

$$\begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix} \quad (1.6)$$

У сучасній літературі такі коди називають звичайними (d_v, d_c) кодами НЦПП. Нехай N - кількість стовпців матриці перевірки парності, тобто N - довжина кодового слова. Нехай $M < N$ - кількість рядків матриці перевірки парності. Припустимо, що матриця перевірки парності H має максимальний ранг, тобто $\text{Rank}(H) = M$. Враховуючи вектор стовпця x з N елементів, кількість ступенів свободи у рішенні рівняння перевірки парності

$$Hx = 0,$$

тобто кількість лінійно незалежних стовбців H дорівнює $K = N - M$, що відповідає кількості незалежних бітів у кодовому слові. Сума усіх одиниць у рядках дорівнює сумі усіх одиниць в стовбцях. Таким чином:

$$Nd_v = Md_c = (N - K)d_c,$$

і

$$\frac{K}{N} = 1 - \frac{d_v}{d_c} \quad (1.7)$$

Відношення $R = K/N$ отримане у (2.7) - це так звана швидкість коду, тобто середня кількість інформаційних бітів яка приходить на двійковий символ кодового слова. Таким чином, код НЦПП з параметрами (d_v, d_c) має швидкість яка визначається як: $R = 1 - d_v/d_c$.

Пов'яжемо матрицю H с дводольним графом у взаємно-однозначній відповідності. Такий граф містить два види вузлів: кожен вузол першого роду, позначений як змінний вузол, пов'язаний із стовбцем матриці H ; кожний вузол другого роду, позначений як контрольний вузол, пов'язаний із стрічкою матриці H .

Дводольний граф, пов'язаний із матрицею контролю парності конструюється наступним чином (рис. 2.2):

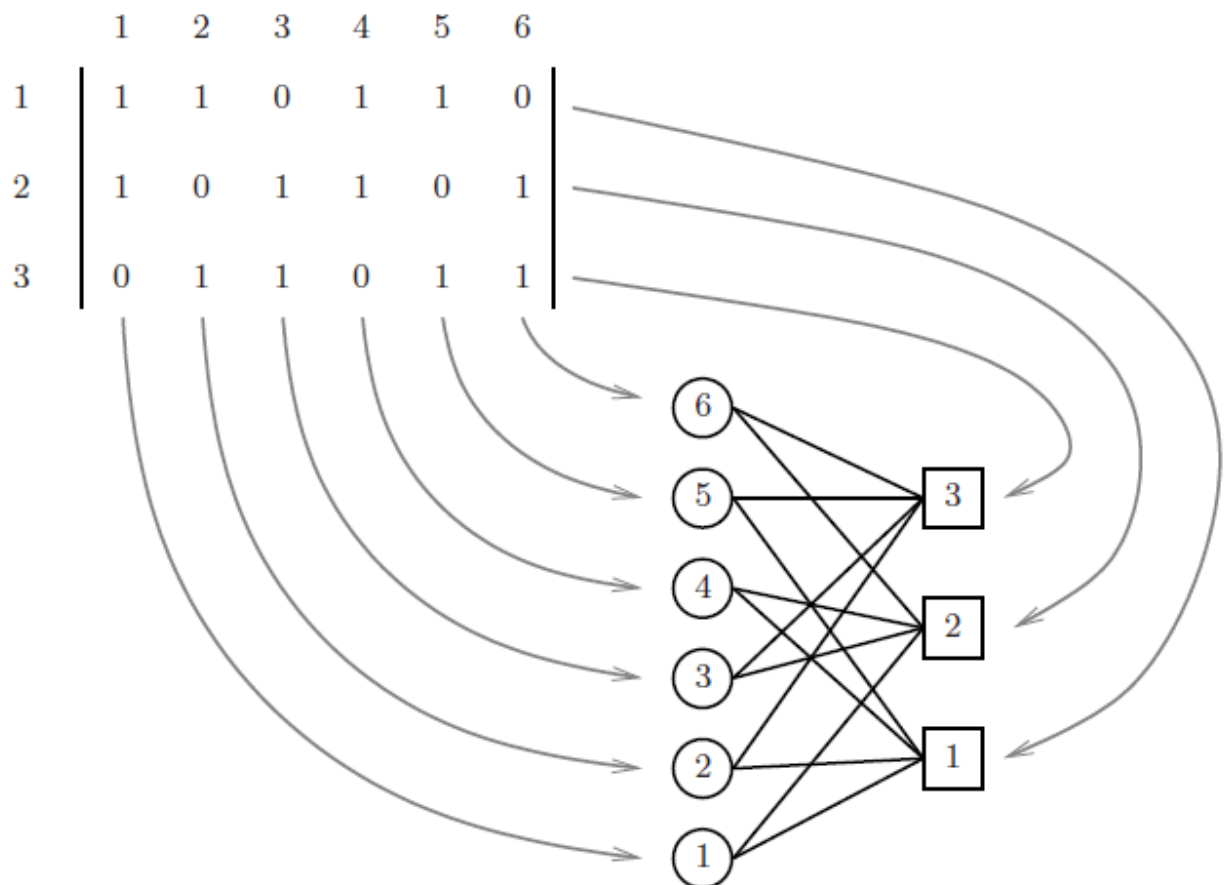


Рисунок 2.2 – Конструкція побудови регулярного коду НЦПП (2, 4)

- 1) Виділяємо масив з N змінних вузлів, кожен відповідно до стовпця H ;
- 2) Виділяємо масив M контрольних вузлів, кожен з яких відповідає рядку H ;
- 3) Для кожного ненульового запису матриці H з'єднуємо гілкою змінні і перевіряємо вузли відповідно до стовпця та рядка введення.

У рівнянні перевірки на парність (1.5) кожен стовпчик матриці H перемножується на відповідний двійковий символ у кодовому слові. Відповідно, кожний змінний вузол пов'язаний з двійковим символом в кодовому слові. Розміщення біта характеризується розміщенням стовпця пов'язаного із змінним вузлом. З іншого боку, кожен перевірючий вузол пов'язаний з рівнянням перевірки на парність, що задано стрічкою яка відповідає цьому конкретному перевірючому вузлу. В цьому випадку говорять, що вузол має “ступінь i ” якщо гілки відходять від нього і з'єднуються з іншими i – вузлами, іншого типу.

Описаний дводольний граф для кодів НЦПП є прикладом так званих графів Таннера для лінійних блокових кодів [25-30]. Слід зазначити, що графи Таннера були введені М. Таннером і доцільні для описання обмежень яким повинно відповідати кодове слово яке належить конкретному лінійному блочному коду. Акцентуємо увагу на наступному, заміна будь-якої стрічки в матриці контролю парності H лінійною комбінацією самої стрічки і будь-якого іншого набору стрічок не змінює набір кодових слів які задовольняють умови перевірки на парність. Таким чином, отримаємо аналогічну матрицю перевірки на парність для того ж самого коду. Кожен лінійний блоковий код допускає існування декількох перевірючих матриць і еквівалентних форм графів Таннера.

Конструкція за формою (d_v, d_c) для регулярних НЦПП-кодів описує їх специфічну властивість яка полягає в тому, що код допускає як мінімум наявність матриці перевірки на парність яка має рівно d_v -одиниць в кожному стовпчику і d_c -одиниць і кожній стрічці. Загалом, може бути декілька реальних кодів які мають таку властивість навіть якщо довжина кодового слова N є фіксованою. Таким чином така форма позначення ідентифікує певний ансамбль кодів. Розбиття на ансамблі, які загалом визначають продуктивність кодів, досить зручна так як дозволяє формувати очікувану продуктивність у випадку коли код вибирається довільним способом у межах цього ансамблю.

Побудова дводольного графу не залежить від регулярності коду і відповідно можлива для застосування до нерегулярних кодів НЦПП. У нерегулярному випадку кількість гілок з'єднаних із різними вузлами може змінюватись від вузла до вузла незалежно від його виду. В цьому випадку змінні (перевірочні) вузли не повинні мати однакову ступінь.

Щоб дати характеристику ансамблів нерегулярних НЦПП-кодів введено поняття розподілу ступенів. Розподіл ступенів НЦПП-кодів задається парою поліномів:

$$(\gamma(x), \beta(x)) = \left(\sum_{i=1}^{\infty} \gamma_i x^{i-1}, \sum_{j=1}^{\infty} \beta_j x^{j-1} \right) \quad (1.8)$$

де коефіцієнти γ_i – це доля гілок графу пов'язаних з змінними вузлами ступені- i , а β_j – доля гілок графу пов'язаних з контрольними вузлами ступеню- j . В цьому випадку поліном $\beta(x)$ називається розподілом ступеню перевірконого вузла, а $\gamma(x)$ – називається розподілом ступеню змінного вузла. Коефіцієнти γ_i та β_j повинні задовольняти наступні вимоги:

$$\begin{aligned} 0 \leq \beta_j \leq 1 \quad j \geq 1 \\ 0 \leq \gamma_j \leq 1 \quad i \geq 1 \end{aligned} \quad (1.9)$$

$$\sum_{j=1}^{\infty} \beta_j = 1$$

$$\sum_{i=1}^{\infty} \gamma_j = 1$$

Тут останні два співвідношення виникають тому, що сума усіх часток ребр повинна бути рівна одиниці. В цьому випадку, якщо граф має l гілок і відповідна матриця перевірки на парність має l ненульових записів, кількість v_i змінних вузлів ступню i буде дорівнювати:

$$v_i = \frac{l\gamma_i}{i}$$

а число c_j вузлів перевірки ступеню j буде дорівнювати:

$$c_j = \frac{l\beta_j}{j}$$

Тоді число N змінних вузлів задається наступним чином:

$$N = \sum_i v_i = l \sum_i \frac{\gamma_i}{i} = l \int_0^1 \gamma(x) dx$$

Кількість M контрольних вузлів задається виразом:

$$M = \sum_j c_j = l \sum_j \frac{\beta_j}{j} = l \int_0^1 \beta(x) dx$$

Кодова швидкість визначається з формули:

$$R = \frac{K}{N} = \frac{N - M}{N} = 1 - \frac{M}{N} = 1 - \frac{l \sum_j \frac{\beta_j}{j}}{l \sum_i \frac{\gamma_i}{i}}$$

Слід акцентувати увагу на наступному, що у випадку заданої швидкості коду R коефіцієнти розподілу ступенів повинні задовольняти наступному лінійному обмеженню:

$$\sum_{j=1}^{\infty} \frac{\beta_j}{j} = (1 - R) \sum_{i=1}^{\infty} \frac{\gamma_i}{i} \quad (1.10)$$

Розроблені нерегулярні коди НЦПП можуть практично досягти продуктивності при наближенні до межі Шеннона близько до 0,0045 дБ у випадку каналу з білим гаусівським шумом (AWGN).

1.4 Алгоритми декодування кодів з низькою щільністю перевірок на парність

1.4.1 Алгоритм “сума-добуток”

Послідовність виконання кроків алгоритму “сума-добуток” для НЦПП-кодів наступна:

1 Обчислюються усі значення надійності для символів в кодовому слові. Ці значення відповідають для кожного вузла змінної значенню m_0 як на рис. 1.3.

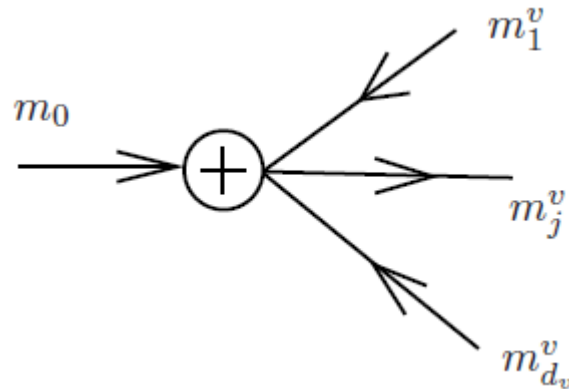


Рисунок 1.3 – Схематичне представлення змінного вузла (на рис. показано величини які приймають участь в обчисленні j -го вихідного повідомлення)

На рис. 1.3 показано вузол змінного ступеню- d_v та схематично показано вхідні та вихідні повідомлення. На рисунку представлено вхід пов'язаний з вузлом i значення якого позначено m_0 . Це значення представляє собою значення надійності введення пов'язане з бітом, що відповідає змінному вузлу який описується в області логарифмічної правдоподібності. Це вхідне значення надійності звичайно обчислюється на основі спостережень каналу.

2 Обнулюються всі повідомлення які приходять з перевірочних вузлів.

3 Обчислюються вихідні повідомлення перемінних вузлів наступним чином.

Кожний перемінний вузол ступеню- d_v як показано на рис. 1.3., обчислює вихідне повідомлення d_v наступним чином:

$$m_j^v = m_0 + \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{d_v} m_i^v \quad (1.11)$$

де m_{vj} - це j -е вихідне повідомлення, а m_{vi} - i -е вхідне повідомлення, яке надходить з контрольного вузла. Іншими словами, перемінний вузол обробляє усі повідомлення на своєму вході як незалежне резервування. Іншими словами, перемінний вузол обробляє всі повідомлення на своєму вході як незалежні резервування: d_v-1 від перевірочних вузлів, а один, m_0 , відповідає

відношенню ймовірності, що пов'язе із зовнішнім спостерігачем. Таке зовнішнє спостереження може бути вибіркою з каналу або може відповідати апіорній інформації щодо відповідного біта.

4 Повідомлення передаються на перевірочні вузли.

5 Обчислюються вихідні повідомлення перевірочних вузлів використовуючи формулу:

$$m_j^c = 2 \operatorname{atanh} \prod_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{d_c} \operatorname{tanh} \frac{m_i^c}{2} \quad (1.12)$$

де m_{cj} - це j -е вихідне повідомлення, а m_{ci} - i -е вхідне повідомлення, що надходить з перемінних вузлів. Аналогічно до випадку з перемінним вузлом, повідомлення, яке надходить з j -го напрямку не використовується для обчислення вихідного повідомлення на j -му напрямку. Повідомлення можуть бути інтерпретовані як відношення правдоподібностей (ВП) які пов'язані з перемінними вузлами до яких спрямовано повідомлення.

6 Повідомлення переносяться в вузли перемінних.

7 Слід переконатись, що виконується правило зупинки [3]. Якщо виконання немає, переходимо до кроку 2.

8 Розраховуємо остаточне значення надійності використавши наступну формулу:

$$m^v = m_0 + \sum_{i=1}^{d_v} m_i^v \quad (1.13)$$

де d_v – ступінь вузла. Іншими словами, вихідне значення надійності біту кодового слова є сумою усіх повідомлень спрямованих на відповідний перемінний вузол.

Для заданої двійкової випадкової величини X , яка приймає значення з набору $\{0, 1\}$, відношення її правдоподібності μ_X визначається як:

$$\mu_X = \frac{P\{X = 0\}}{P\{X = 1\}} \quad (1.14)$$

і відповідне логарифмічне відношення правдоподібностей:

$$\mathcal{M}_x = \log \mu_x \quad (1.15)$$

Таким чином, враховуючи (1.14) ВП може бути прямо використано для обчислення максимальної апостеріорної ймовірності (МАЙ) оцінки випадкової величини. Фактично, якщо знак ВП є додатним, ймовірність того, що випадкова величина дорівнює 0 більша ніж ймовірність того, що випадкова величина дорівнює 1. І навпаки, якщо знак ВП є від'ємним, ймовірність випадкової величини є меншою ймовірності того, що випадкова змінна дорівнює 1. Отже усі знаки ВП у (1.14) необхідні для отримання розв'язків по бітам кодового слова.

Слід зазначити, що описаний вище алгоритм містить жорстку структуру передачі повідомлень: кожен перемінний вузол обчислює власні повідомлення і тоді усі повідомлення передаються вузлам перевірки які в свою чергу обчислюють усі повідомлення на власних виходах.

Далі усі отримані повідомлення потратлять знов до перемінних вузлів. Таке планування доцільне у випадку дводольного графу у деревовидної форми який не містить циклів. У випадку наявності циклів алгоритм становиться неоптимальним. В цьому випадку доцільно використовувати набір процесорів перемінних вузлів як детектор перемінних вузлів (ДПВ) і набір процесорів перевірочних вузлів як детектор перевірочних вузлів (ПВД). Тому процес декодування можна розглядати як ітеративний обмін векторними повідомленнями, які можна інтерпретувати як набір повідомлень між ДПВ та ПВД.

1.4.2 Алгоритм мінімальної суми

Операція перевірки вузла в логарифмічному домені (2.12) ґрунтується на обчисленні складних нелінійних функцій, а саме $\operatorname{atanh}(\cdot)$ і $\operatorname{tanh}(\cdot)$. Формулу (1.12) можна представити у рекурсивній формі. Остаточний вираз буде мати вид:

$$m_j^c = \prod_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{d_c} \text{sgn}(m_i^c) \min_{i \neq j} \{m_i^c\} \quad (1.16)$$

Ця формула дозволяє отримати наближення мінімальної суми для алгоритму сума-добуток.

На рис. 1.4 показано залежності для операцій перевірки вузла в домені ВП для вузла перевірки ступеню-3 з врахуванням алгоритмів сума-добуток – а та алгоритму мінімальної суми – б.

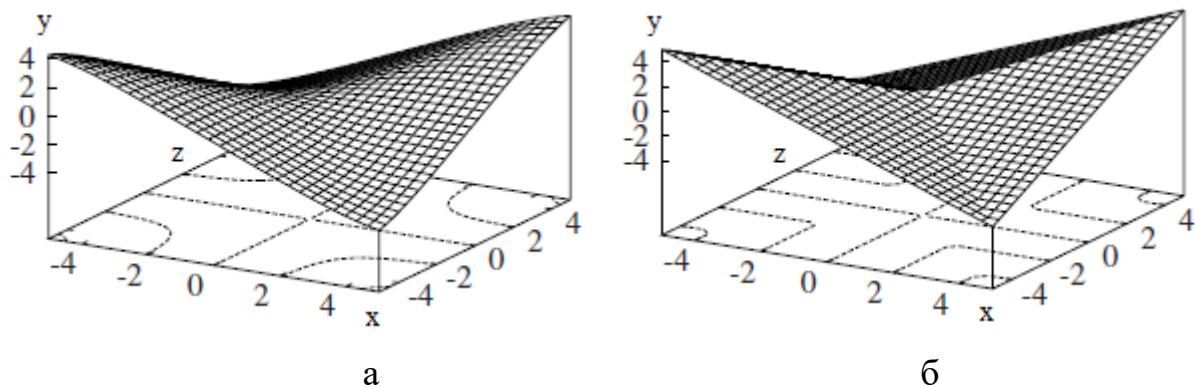


Рисунок 1.4 – Порівняння функцій вузла перевірки: а – для алгоритму сума-добуток; б – для алгоритму мінімальної суми

Осі x і y представляють два вхідних значення ВП, а вісь z представляє вихідне повідомлення в домені ВП. Спостерігаємо візуальну схожість двох функцій. На рис. 2.5 представлена у вигляді залежності різниця між точною функцією і її наближенням до мінімальної суми. Можна помітити, що найбільша різниця зосереджена в області де значення двох повідомлень наближаються один до одного. У випадку коли вхідні достовірності для перемінних вузлів характеризуються високими значеннями ВП, випадок хорошого каналу (наприклад канал з білим гаусівським шумом який має велике значення відношення сигнал/шум), середня різниця між алгоритмами мінімальної суми та сума-добуток буде незначною.

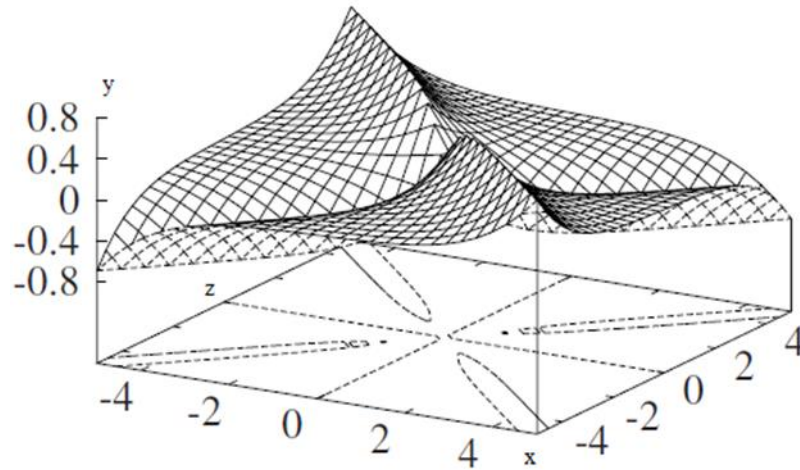


Рисунок 1.5 – Залежність для пояснення відмінності між функціями вузла перевірки для алгоритмів мінімальної суми та сума-добуток

Алгоритм декодування мінімальної суми має певну особливість. Зокрема, значення вхідної надійності для функції ВП у випадку перемінної k -го вузла можна розрахувати з формули [16]:

$$m_0 = \log \frac{\frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_w^2}} e^{-\frac{(y_k-1)^2}{2\sigma_w^2}}}{\frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_w^2}} e^{-\frac{(y_k+1)^2}{2\sigma_w^2}}} = \log e^{\frac{4y_k}{2\sigma_w^2}} = \frac{2y_k}{\sigma_w^2} \quad (1.17)$$

де - y_k – це прийнята k -та вибірка у вигляді сигналу та шуму, а σ_w^2 – дисперсія адитивного шуму. Для виконання декодування НЦПП-кодів з допомогою алгоритму максимального продукту єдина необхідна інформація щодо стану каналу міститься у значенні σ_w^2 , яке використовується для обчислення вхідних ВП. Якщо у випадку застосування алгоритму мінімальної суми кожне ВП помножити на певний коефіцієнт, отримане повідомлення на кожні ітерації і на кожному ребрі графу зміниться лише на значення сталого коефіцієнту (κ). Зокрема, знак повідомлення не змінюється і як наслідок не змінюються бітові рішення.

Якщо обрати $\kappa = \sigma_w^2$ можна отримати алгоритм декодування який не вимагає інформацію щодо статистики каналу, тобто значення σ_w^2 , а вхідні повідомлення можна розрахувати у вигляді:

$$m_0 = y_k \quad (1.17)$$

В літературних джерелах [12-16] описано ще низку модифікацій алгоритму максимального продукту, зокрема шляхом введення поправочного коефіцієнту і зміщення у вихідному повідомленні перевірного вузла які досить позитивно впливають на працездатність декодера. В літературних джерелах [16] запропоновано шляхи модифікації алгоритму максимального продукту шляхом використання методів лінійного програмування. Суть алгоритмів зводиться до визначення максимальної ймовірності (МЙ). Однак, особливість такого підходу ґрунтується виконанні процедури виявлення МЙ для кожного кодового слова на відміну від описаного вище підходу з розрахунком МАЙ для кожного біту, що доцільно у випадку ітеративного виявлення.

1.5 Методика практичного конструювання низькощільнісних кодів

В попередніх розділах було зазначено, що для використання НЩПП-коду необхідно побудувати матрицю перевірки парності, яка, крім отриманих розподілів ступенів, задовольняє всім потрібним обмеженням, таким як, наприклад, довжина кодового слова.

Розглянемо наступний підхід щодо конструювання НЩПП-коду. Основна мета – отримати код який має наступні показники:

- задана довжина кодового слова N ;
- задана швидкість R ;
- задані ступені розподілу.

Для побудови коду обчислюємо число ребер у графі використовуючи інформацію щодо довжини кодового слова і розподілі ступеню вузла змінної.

$$l = \frac{N}{\sum_i \frac{\gamma_i}{i}} \quad (1.18)$$

а також число v_i і c_i перемінної ступені- i і кількість перевірочних вузлів, відповідно, для кожного i :

$$v_i = l \frac{\gamma_i}{i} \quad (1.19)$$

$$c_i = l \frac{\beta_i}{i} \quad (1.20)$$

Отримані значення повинні бути вірно округлені для отримання цілої кількості вузлів для кожного радіуса. Стратегія округлення для v_i повинна ґрунтуватись на отриманні загальної кількості вузлів рівне N , а округлення для c_i повинне зберегти кількість фактичних ребр l в змінних вузлах.

Щоб побудувати граф НЦПП-коду, спочатку наявні змінні та контрольні вузли повинні бути розташовані у двох окремих групах. Кожен вузол ступеня- i конкретного виду. На рис. 1.6 а представлено розміщення вузлів які готові для з'єднання. Після підготовки вузлів алгоритм формування коду зводить до наступного. Підключається поточну комірку до випадкової комірки у контрольних вузлах. Якщо неможливо знайти порожню комірку перевірочного вузла усі з'єднання стираються і алгоритм перезапускається. В цьому випадку доцільно зменшити охоплення або збільшити довжину кодового слова. В кінцевому рахунку отримаємо результат представлений на рис. 1.6 б.

Оскільки НЦПП-коди є лінійними блочними кодами, вони піддаються кодуванню за допомогою відповідної генераторної матриці $G (N \times K)$. Тоді кодове x слово можна отримати наступним чином:

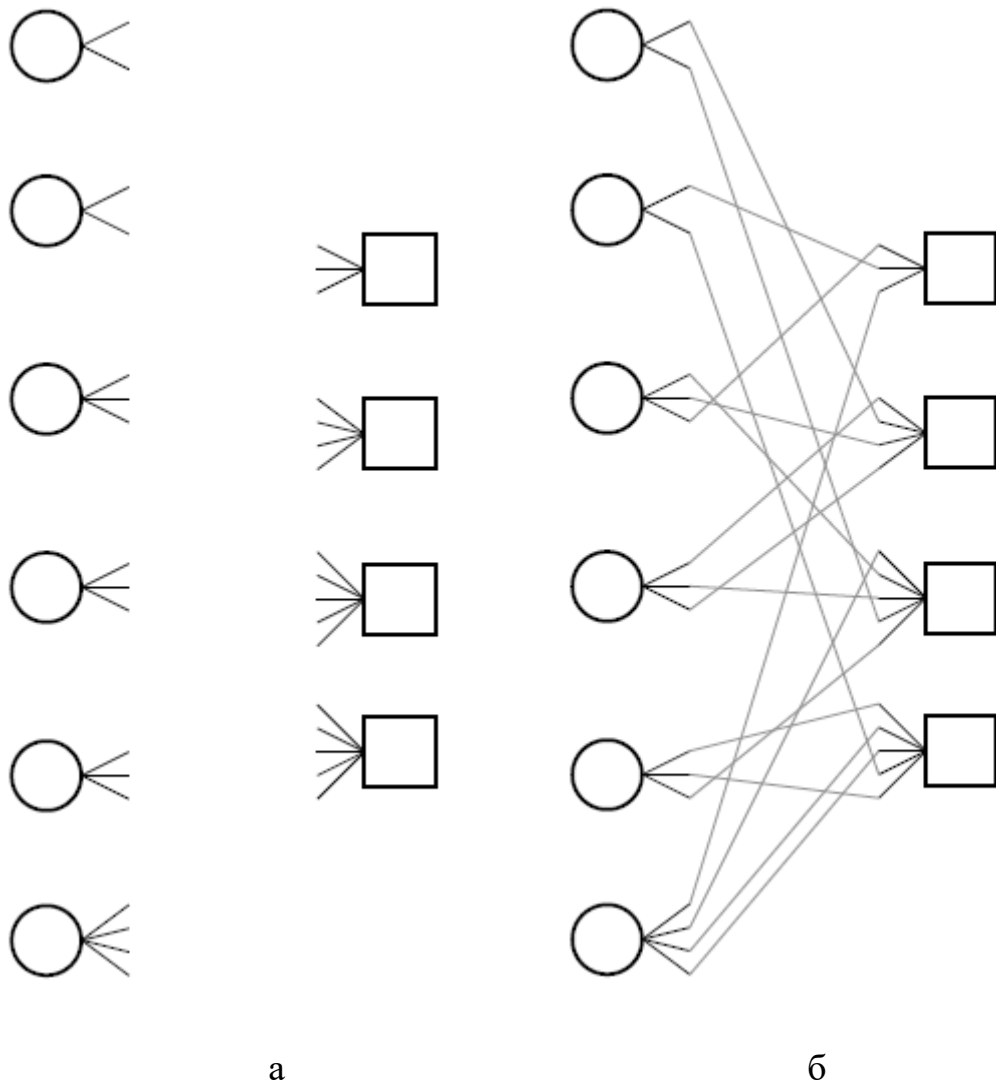


Рисунок 1.6 - Проста побудова коду: (а) впорядковані вузли з порожніми комірками та (б) - граф після підключення всіх порожніх комірок

$$x = Ga \tag{1.21}$$

де $a = (a_1, \dots, a_K)^T$ - вектор з K інформаційних бітів які слід закодувати. Оскільки код систематичний, генераторна матриця має наступну структуру:

$$G = \begin{pmatrix} I_K \\ \dots \\ P \end{pmatrix} \tag{2.22}$$

де P - матриця $(N - K) \times K$, яка генерує біти парності кодового слова. Кодований вектор $x = Ga$ знаходиться у вигляді:

$$(a_1, \dots, a_K, p_1, \dots, p_{N-K})^T \quad (1.21)$$

де вектор бітів парності буде мати вид:

$$p = (p_1, \dots, p_{N-K})^T = Pa \quad (1.22)$$

Матриця \tilde{H} визначається у вигляді:

$$\tilde{H} = (P \ ; \ I_{N-K}), \quad (1.23)$$

і буде матрицею перевірки парності для систематичного коду, що згенерований за допомогою генераторного поліному G . Отже, вектор x є кодовим словом тоді і лише тоді коли:

$$\tilde{H}x = 0 \quad (2.24)$$

Цей факт можна легко розпізнати, оскільки будь-який бітовий вектор $x = (x_1, \dots, x_N)$ є кодовим словом, лише якщо останні $N - K$ біти $\hat{p} = (x_{K+1}, \dots, x_N)$ будуть парними. Бітовий вектор p , що породжений першими бітами кодового слова K буде мати наступну форму:

$$p = P(x_1, \dots, x_K)^T \quad (1.25)$$

Тоді:

$$\tilde{H}x = (P \ ; \ I_{N-K}) (x_1, \dots, x_K, x_{K+1}, \dots, x_N) = p + \hat{p} \quad (1.26)$$

що дорівнює 0, використовуючи булеву алгебру, якщо і тільки:

$$p = \hat{p} \quad (1.27)$$

Генераторна матриця G повністю визначається своєю підматрицею P яку можна обчислити шляхом перетворення заданої матриці H використовуючи процес транспонування.

Так як типовий розмір кодового слова НЦПП-коду коливається від 10^3 до 10^4 , це означає, що пам'ять для зберігання G , наприклад для коду із швидкості $1/2$, має порядок 10^6 біт.

Висновки по розділу 1

1 У розділі магістерської роботи проведено розгляд загальних підходів до формування завадостійких кодів. Встановлено, що процес моделювання є основним і центральним кроком в аналізі та проектуванні вдосконалених систем зв'язку.

2 Визначено, що за структурою коди НЦПП є лінійними блоковими кодами, що характеризуються розрядженою матрицею перевірки парності H , стовпці якої мають фіксовану кількість ненульових елементів - d_v , а рядки мають фіксовану кількість ненульових елементів - d_c .

3 Опис кодів НЦПП здійснюється за допомогою матриці перевірок на парність. Матрицю перевірок на парність H поєднують з дводольним графом у взаємно-однозначній відповідності. Такий граф містить два види вузлів: кожен вузол першого роду, позначений як змінний вузол, пов'язаний із стовбцем матриці H ; кожний вузол другого роду, позначений як контрольний вузол, пов'язаний із стрічкою матриці H .

4 Дводольний граф описується графом Таннера який доцільний для описання обмежень яким повинно відповідати кодове слово яке належить конкретному лінійному блочному коду.

5 Конструкція за формою (d_v, d_c) для регулярних НЦПП-кодів описує їх специфічну властивість яка полягає в тому, що код допускає як мінімум наявність матриці перевірки на парність яка має рівно d_v -одиниць в кожному стовпчику і d_c -одиниць і кожній стрічці. Щоб дати характеристику ансамблів нерегулярних НЦПП-кодів введено поняття розподілу ступенів.

6 Розглянуто алгоритм “сума-добуток” та алгоритм “мінімальної суми” для декодування кодів НЦПП які будуть застосовані у експериментальному розділі магістерської роботи.

7 Описана методика практичного конструювання НЦПП-кодів.

2 МЕТОДИКА ПРОЕКТУВАННЯ СИГНАЛЬНО-КОДОВИХ КОНСТРУКЦІЙ З КОДАМИ ЯКІ МАЮТЬ НИЗЬКУ ЩІЛЬНІСТЬ ПЕРЕВІРОК НА ПАРНІСТЬ

Проектування декодерів кодів НЦПП які призначені для декодування сигнально-кодкових конструкцій у телекомунікаційних каналах, будемо розглядати на основі двох підходів: графічного і турбо. Основна відмінність таких підходів ґрунтується на конструкції і реалізації блоку обробки сигналів. Однаковим для двох підходів, є конструкція передавальної частини телекомунікаційного каналу, що містить НЦПП-кодер і модулятор.

Для першого підходу, що ґрунтується на графах, наявність модулятора для утворення сигнально-кової конструкції може бути враховано шляхом розширення графу НЦПП-коду до більш загального. Однак цей процес супроводжується введенням нових вузлів які загалом повинні враховувати нові обмеження що викликані модуляцією і каналом. В цьому випадку доцільно канал і модулятор інтерпретувати як сукупність кореляційних схем поєднання НЦПП-коду та M-PSK або QAM модуляції. Під час моделювання таких схем на перший план виходить пересторога відносно нових обмежень на граф, виникнення коротких циклів які в кінцевому рахунку можуть вплинути на продуктивність алгоритмів декодування.

2.1 Проектування декодера на основі “турбо” підходу

Проектування декодера на основі “турбо” підходу будемо здійснювати на тих засадах, що модуляція і код будуть оброблятися в приймальному пристрої окремо. В приймальному пристрої використаємо “м’яку” схему демодулятора який спроектуємо так щоб він міг враховувати апіорні ймовірності модульованих бітів кодового слова. Звичайно апіорна ймовірність переданих бітів дорівнює $1/2$, тобто “0” і “1” - рівноймовірні. Однак, врахування загальних апіорних ймовірностей у “м’якій” схемі демодулятора дозволяє приймати інформацію від зовнішнього блоку обробки. Таким блоком, в

нашому випадку, буде НЦПП-декодер які буде ітеративно обмінюватись даними із “м’якою” схемою детектору.

Представимо схему на рис. 2.1, де детектор за “м’якою” схемою і програмний НЦПП-декодер підключено в обидвох напрямках: схема “м’якого” детектору обчислює повідомлення і відправляє їх на НЦПП-декодер, який далі обчислює нові повідомлення які повинні бути спрямовані з апріорною ймовірністю на вхід “м’якої” схеми детектору.

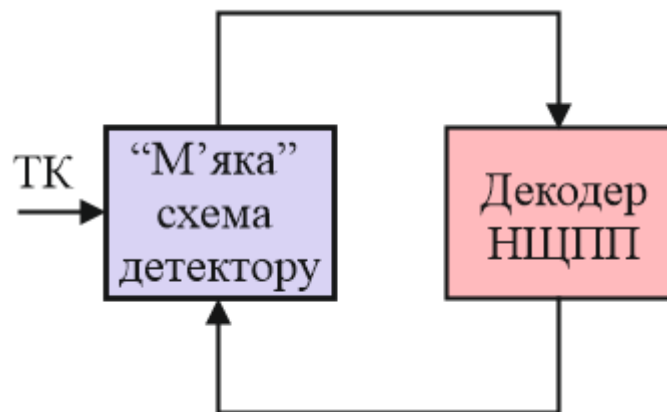


Рисунок 2.1 – Схема декодування на основі “турбо”- підходу: ТК- телекомунікаційний канал

Така конструкція досить схожа на конструкцію турбодекодеру [3]. В такому випадку канал і модулятор зв’язано з “м’яким” детектором, а кодер з виправленням помилок зв’язано з НЦПП-декодером. Головний недолік такого підходу полягає в тому, що розділення на окремі блоки призводить до того, що кожен блок враховує специфічні особливості каналу зв’язку і загальний результат може бути неоптимальним. Це слід враховувати в кінцевому результаті проектування.

Проведемо проектування передавальної та приймальної частини телекомунікаційного каналу з НЦПП-декодером. Врахуємо, що у пункті 1.3.1 процес декодування декодеру НЦПП ми представили як ітеративний обмін наборами повідомлень між детектором перемінного вузла (ДПВ) і детектором

перевірочного вузла (ПВД). На рис. 2.2 а та б, відповідно представлено схему передавальної та приймальної частини каналу:

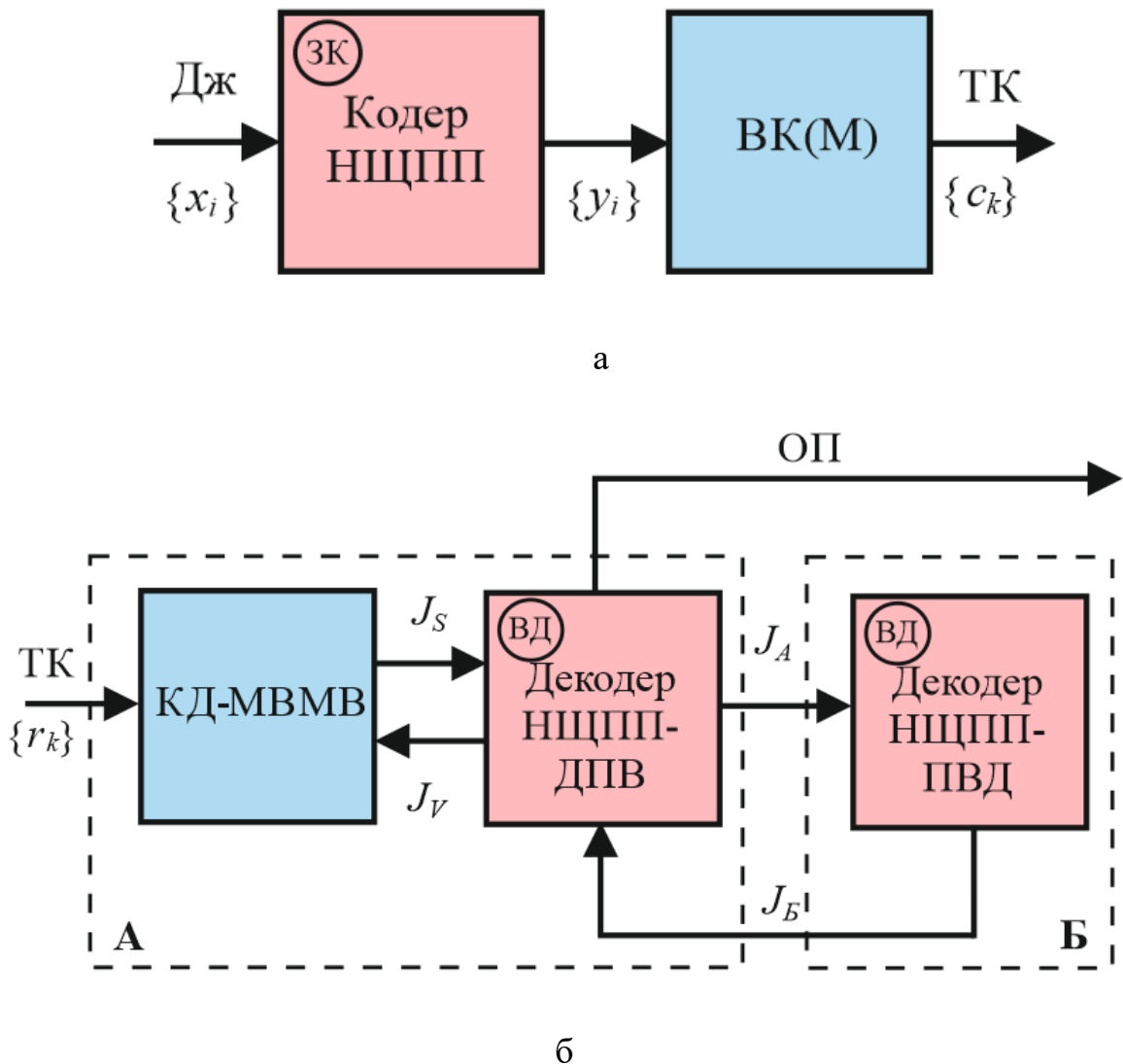


Рисунок 2.2 – Структурна схема передавальної та приймальної частини телекомунікаційного каналу з кодуванням НЦПП

За схемою на рис. 2.2. а, інформаційна послідовність у двійковій формі $\{x_i\}$ потрапляє на НЦПП-кодер де перетворюється у кодове слово $\{y_i\}$. Далі, двійкові символи використовуються для модуляції високого порядку $\{c_k\}$. Задача внутрішнього кодеру-модулятора (ВК(М)) полягає у підвищення завадостійкості при передачі інформації по ТК. На вхід приймальної частини, рис. 2.2. б потрапляє сукупність випадкових значень переданого сигналу $\{r_k\}$.

Приймальну частину на рисю 2.2 б, розділено на два блоки А та Б. У першому блоці А, розміщено кодний демодулятор та з “м’яким” входом і “м’яким” виходом (КД-МВМВ). Основне призначення цього блоку – обчислення апостеріорної ймовірності двійкових символів $\{y_i\}$ на основі відомостей про ТК та відповідних апріорних ймовірностей з блоку “Декодер НШПП-ДПВ”.

Детектор перемінних вузлів НШПП-коду (ДПВ) пов’язаний з перемінними вузлами у дводольному графі (описано у розділі 1). Цей блок призначено для обчислення ймовірності кожного двійкового символу $\{y_i\}$ на основі ймовірності КД-МВМВ та інформації яку отримано з блоку Б із врахуванням обмежень що накладено на конкретну СКК. У свою чергу, блок Б включає частину декодеру НШПП, а саме “Декодер НШПП-ПВД”, що пов’язана з перевірочними вузлами у дводольному графі коду. Декодер НШПП-ПВД обчислює ймовірність кожного двійкового символу $\{y_i\}$ на основі апріорних ймовірностей які отримано з блоку “Декодер НШПП-ДПВ” та на основі обмежень накладених на конкретну СКК.

Ймовірності які отримано на виході блоку А, що виражено у формі логарифму правдоподібностей (ЛП) [3] , обчислюються у наступній послідовності:

1. ДПВ обробляє повідомлення, що надходять з блоку Б, шляхом виконання в кожному перемінному вузлів додавання усіх вхідних повідомлень за виключенням повідомлення яке надходить з блоку КД-МВМВ; отримані повідомлення далі передаються в блок КД-МВМВ я апріорна ймовірність.

2. Блок КД-МВМВ виконує обчислення у відповідності до внутрішнього алгоритму на основі спостережень щодо ТК і відповідної апріорної інформації.

3. ДПВ обчислює повідомлення які мають бути спрямовані в блок Б у відповідності до визначеного алгоритму декодування НШПП-коду при цьому використовується як апріорна інформація повідомлення від КД-МВМВ.

Загальний алгоритм декодування який пропонується представимо так:

- на першому етапі апріорна ймовірність символів $\{y_i\}$ на вході блоку А (тобто та яка надходить до блоку Б) відповідає повній невизначеності (має значення яке дорівнює 0 в області відношення ЛП);

- декодування починається з блоку А, який обчислює вхідну ймовірність і спрямовує їх до блоку Б. На першому етапі вихідна інформація з блоку А складається з вихідних даних блоку КД-МВМВ так як всі повідомлення які надходять з ПВД будуть дорівнювати нулю. Отже, ПВД (тобто блок Б) обчислює зовнішню інформацію яка повинна бути передана блоку А;

- далі, алгоритм повторюється з другого кроку до тих пір, поки не буде отримано дійсне кодове слово НШПП-коду або поки не буде досягнута максимальна кількість ітерацій;

- у випадку, якщо кодове слово НШПП-коду неотримане, застосовується додатково стандартний алгоритм декодування НШПП-коду на підставі останньої зовнішньої інформації на виході блоку ДПВ. Такий процес буде еквівалентним повторенню інформації лише між блоками ДПВ і ПВД.

- в кінці процесу декодування повна ймовірність декодованої інформації обчислюється у ДПВ і надходить до отримувача повідомлень (ОП).

Математичну модель роботи запропонованої схеми декодера можна представити на основі такого статистичного параметру як функція розподілу повідомлень (ВІ) (середня взаємна інформація між загальною кількістю переданих бітів кодового слова і загальним повідомленням у декодері, що відноситься до конкретного біту).

Якщо кожне повідомлення m у кодовому наборі має однаковий і відомий розподіл $(p(m|a))$, де a – відповідний біт, то ВІ можна представити у вигляді:

$$J = \sum_a \int p(m|a) P(a) \log \frac{p(m|a)}{p(m)} dm \quad (2.1)$$

Для реального випадку, коли розподіл повідомлень не дорівнює один одному, або повідомлення наперед невідоме, для визначення ВІ можна скористатись наступним виразом:

$$J = \frac{1}{L} \sum_{i=1}^L J_i \quad (2.2)$$

де J_i - це ВІ між i -м повідомленням і відповідним бітом, а L – загальна кількість повідомлень.

Повертаючись до рис. 2.2 б, для обчислення вихідної діаграми ВІ для блоків А та Б, отримаємо, що блок Б буде характеризуватись лише кривою НЦПП-ПВД, а вихідна крива ВІ блоку А буде отримана шляхом об'єднання кривої НЦПП-ДПВ та КД-ПВПВ.

$$J_B = 1 - \sum_j \beta_j I(\sqrt{j-1} I^{-1}(1 - J_A)) \quad (2.3)$$

$$J_A = \sum_j \gamma_j I(\sqrt{(j-1)J^{-1}(J_B))^2 + (I^{-1}(J_S))^2}) \quad (2.4)$$

де функцію I визначено у вигляді:

$$I(\sigma) = \int_{-\infty}^{+\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{(x-\sigma^2/2)^2}{2\sigma^2}} \log \frac{2}{1+e^{-x}} dx \quad (2.5)$$

У свою чергу ВІ J_s - є функцією на виході блоку КД-ПВПВ і є функцією ВІ J_V повідомлень переданих ДПВ блоку КД-ПВПВ, а отже може відповідати вихідній кривій боку КД-ПВПВ. ВІ I_V повідомлень переданих НЦПП ДПВ блоку КД-ПВПВ, можна розрахувати так:

$$J_V = \sum_i \gamma_i I(\sqrt{i} I^{-1}(J_B)) \quad (2.6)$$

Діаграма, що характеризує роботу декодера представлена на рис. 2.3.

Траєкторія декодування починається від точки перетину J_A з вертикальною віссю $J=0$. Ця точка представляє ВІ між бітами кодового слова і “м'якими” повідомленнями на виході блоку КД-МВМВ, коли апріорна ймовірність недоступна. Процес декодування збігається до точки з координатами (1, 1).

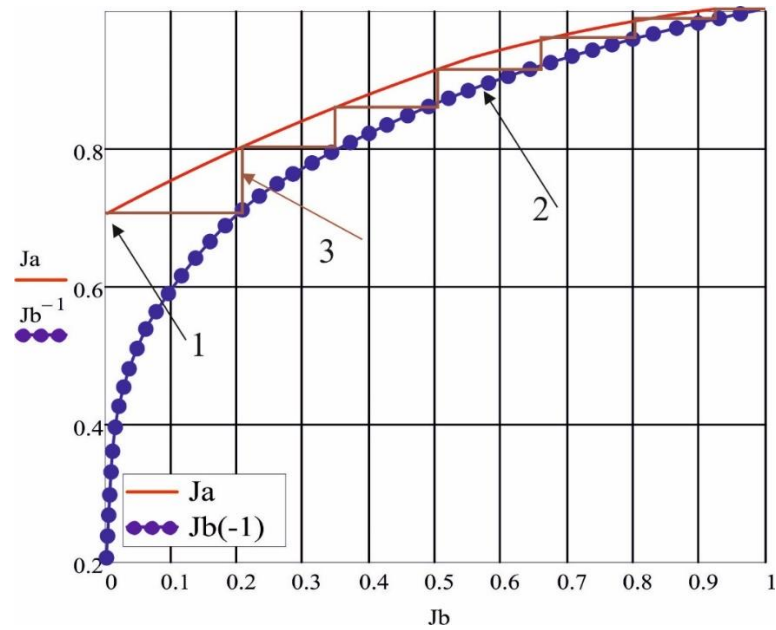


Рисунок 2.3 – Діаграма, що характеризує роботу декодера: 1- початкова точка; 2- J_B^{-1} ; 3- траєкторія роботи декодера

На рис. 2.4 представлено результати математичного моделювання завадостійкості описаного декодера НЦПП-кодів.

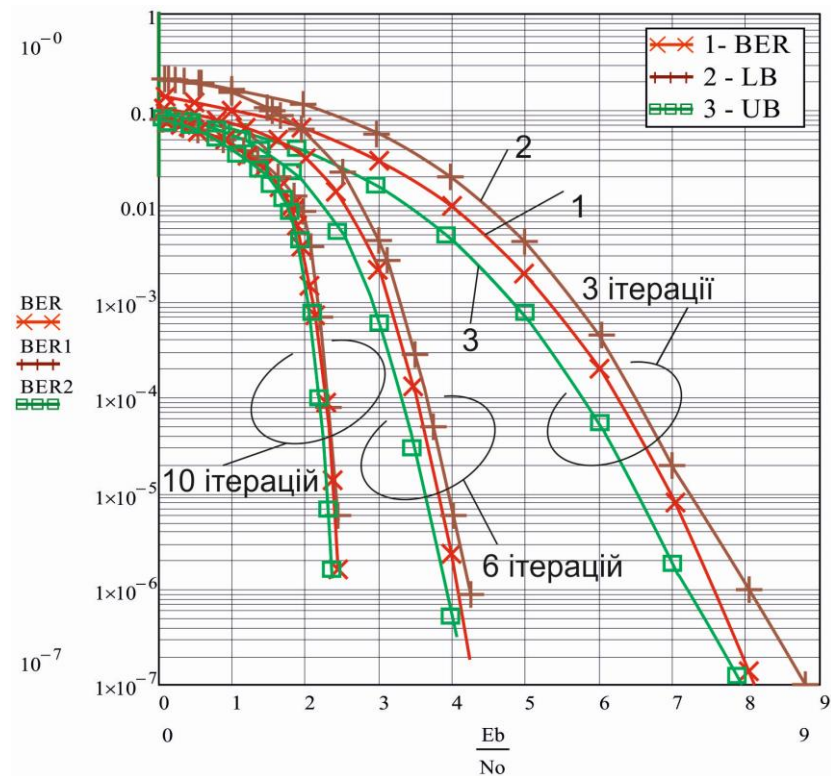


Рисунок 2.4 – Залежності завадостійкості для коду НЦПП (довжина 12000) для 3-х, 6-ти та 10-ти ітераціях: 1- для ТК; 2- LB верхня границя ; 3- UB нижня границя

Проводилось дослідження НЦПП-коду типу (3, 6) з довжиною кодового слова 12000. Визначалась ймовірність бітової помилки (BER) від відношення сигнал/шум в ТК для зазначеного коду і відповідно нижня (UB) і верхня границі (LB). Дослідження проводилось для 3-х, 5-ти і 10 ітерацій.

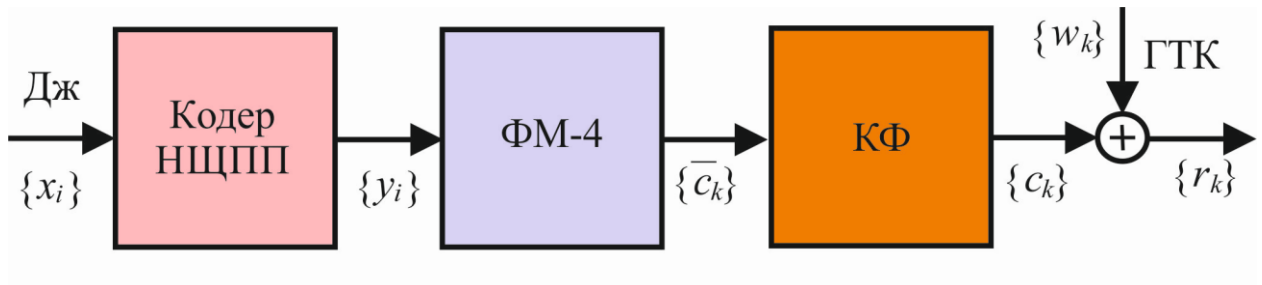
2.2 Проектування декодера для каналу з фазовою маніпуляцією та дисперсією

З метою проектування конструкції телекомунікаційного каналу з кодуванням НЦПП та багатопозиційною фазовою маніпуляцією ФМ-4 за умов виникнення в каналі дисперсії та явища міжсимвольної інтерференції скористаємось загальною схемою на рис. 2.2.

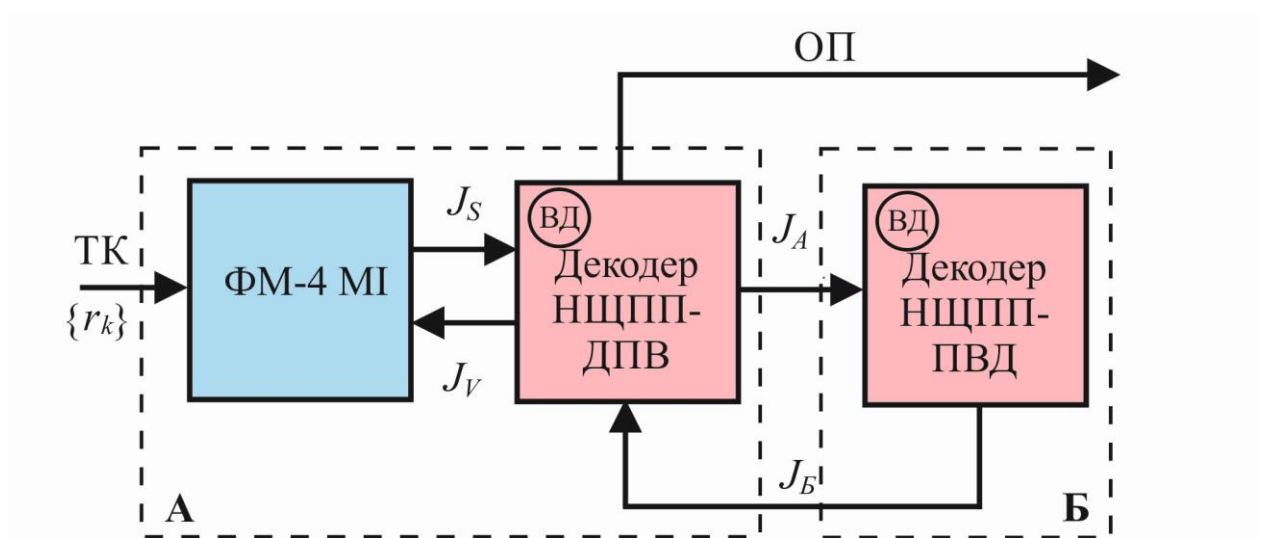
На рис. 2.5 а представлено передавальну частину телекомунікаційного каналу. Кодове слово $\{y_i\}$ довжиною N представляє собою бітову послідовність яка перекодується в символи ФМ-4 $\{\bar{c}_i\}$ за допомогою модулятора ФМ-4 з перекодуванням за кодом Грея. Наступний етап - введення символів $\{\bar{c}_k\}$ у фільтр який здійснює формування імпульсу із врахуванням дисперсійного стану каналу. Далі, відфільтрований сигнал $\{c_k\}$ спотворюється у гаусівському каналі (ГТК) для отримання сигналів $\{r_k\}$ які надходять на приймач. Загалом, фільтр який розташовано до ГТК будемо розглядати як елемент додаткового кодування.

На рис. 2.5 б представлено схему приймальної частини, де блок А пропонується реалізувати шляхом адаптивного формування сукупності каналів ФМ-4 із врахуванням міжсимвольної інтерференції. Пропонується реалізувати блок ФМ-4 МІ як кінцевий автомат типу канал-демодулятор. На рис. 2.6 представлено структурну схему такого автомата. Основна конструкція блоку реалізована у вигляді регістру зсуву на вхід якого потрапляють дебїти які формують фазову маніпуляцію ФМ-4 [3]. Довжина регістра, загалом може визначатись, пам'яттю каналу з міжсимвольною інтерференцією. Принцип роботи наступний: в кожен такт роботи схеми вихідний символ утворюється шляхом відображення кожного дебїту на символи ФМ-4. Таким чином

відбувається зважування кожного символу з певним ваговим коефіцієнтом ε_i , що враховує певне i -те відведення в каналному фільтрі і далі додавання кожного зваженого символу.



а



б

Рисунок 2.5 – Структурні схеми передавальної та приймальної частини конструкції телекомунікаційного каналу з кодами НЩПП та ФМ-4 і дисперсією: КФ- каналний фільтр; ФМ-4 – фазова маніпуляція; ГТК – гаусівський канал

Аналогічно до описаного підходу у підрозділі 1.1., модуль ФМ-4 МІ ітеративно обмінюється програмною інформацією з блоком "Декодер НЩПП-ПВД" та "Декодер НЩПП-ДПВ".

На рис. 2.7 представлено діаграму, що характеризує роботу декодера в умовах міжсимвольної інтерференції. Зокрема, крива 1 уособлює динаміку

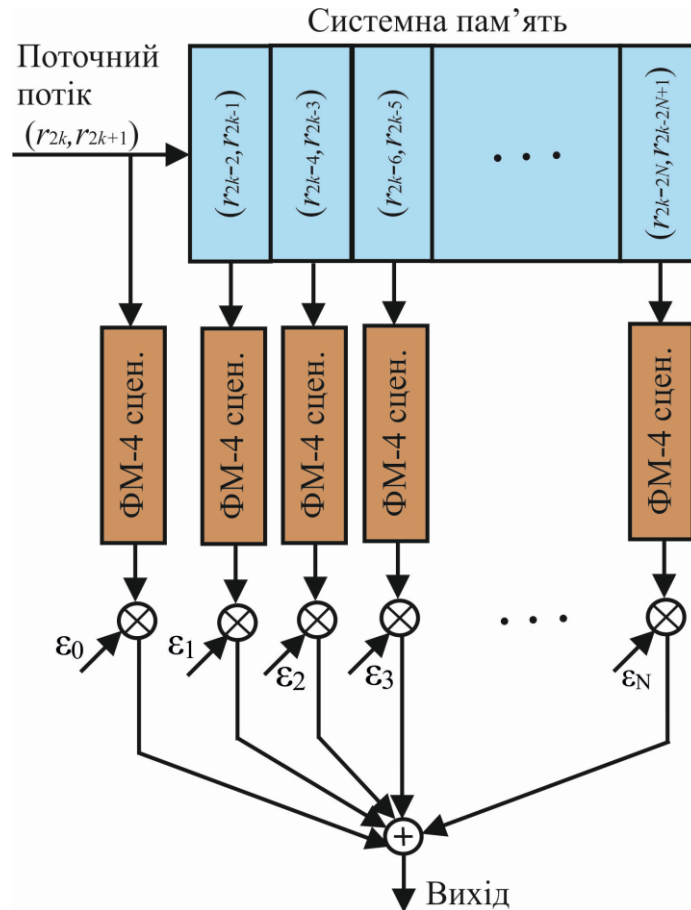


Рисунок 2.6 – Блок-діаграма реалізації блоку обробки сигналів приймальної частини каналу з кодами НЦПП та ФМ-4 у випадку міжсимвольної інтерференції: ФМ-4 сцен. – ФМ-4 сценарій

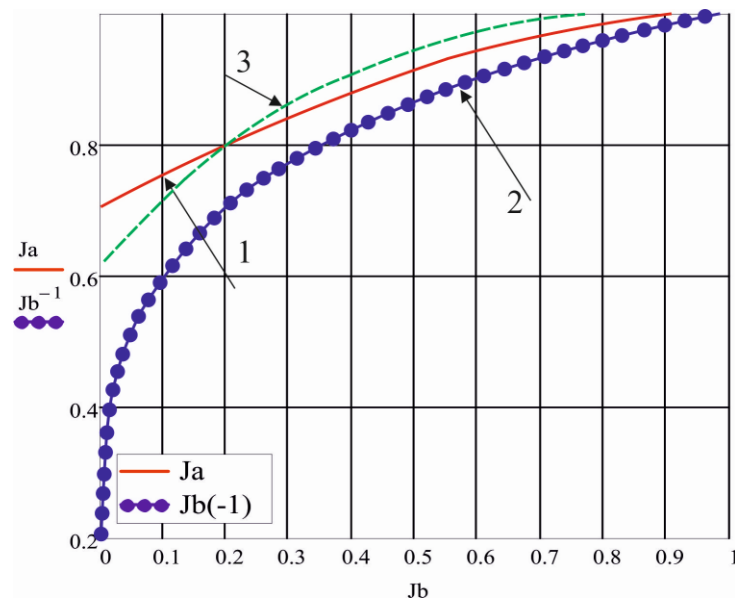


Рисунок 2.7 – Діаграма, що характеризує роботу декодера: 1- канал без пам'яті; 2- J_B^{-1} ; 3- канал з міжсимвольною інтерференцією

роботи блоку А який містить модуль відображення констеляції ФМ-4 за кодом Грея і декодер для каналу без пам'яті. Крива 3 – в умовах міжсимвольної інтерференції. Загалом, встановлюємо, що динаміка зміни кривої яка характеризує роботу блока Б не залежить від конкретного сценарію у конфігурації прийнятих сигналів, а визначається розподілом ступні перевірного вузла для конкретного виду коду НЦПП.

Отриманий вид характеристик декодера, також, дозволяє намітити певну стратегію зміни кривих на рис. 2.7 шляхом трансформації конструктивних особливостей коду НЦПП. Така стратегія доречна у випадку забезпечення збіжності декодування при мінімізації кількості ітераційних циклів для забезпечення необхідного відношення сигнал/шум.

На рис. 2.8 представлено дослідження завадостійкості СКК на основі коду

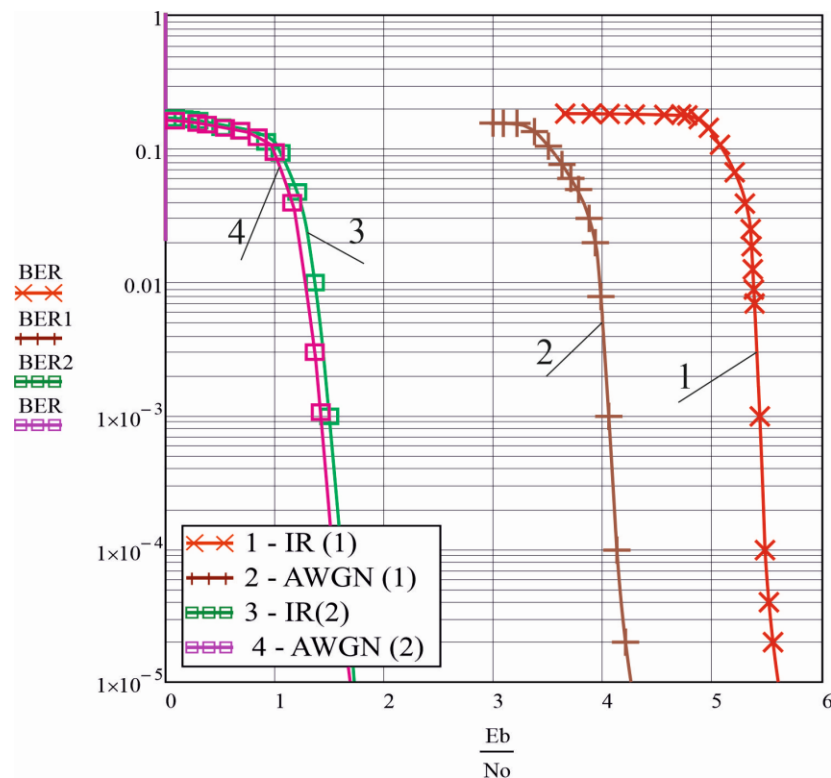


Рисунок 2.8 – Графік завадостійкості СКК на основі ФМ-4 та низькощільнісного коду: 1 - ФМ-4 та код НЦПП в каналі з імпульсною характеристикою (1, 1); 2 – для каналу з білим гаусівським шумом; 3 - ФМ-4 та код НЦПП в каналі з імпульсною характеристикою (1, 2, 3, 2, 1) 4 - ФМ-4 та код НЦПП в каналі без пам'яті

НЦПП та ФМ-4 для наступних схем: ФМ-4 та код НЦПП в каналі з імпульсною характеристикою (1, 1); ФМ-4 та код НЦПП в каналі з імпульсною характеристикою (1, 2, 3, 2, 1) і ФМ-4 та код НЦПП в каналі без пам'яті

В процесі дослідження (рис. 2.8) використовували оптимізований код для гаусівського каналу. Як оптимізований використовували код який забезпечує найменше відношення сигнал/шум у випадку гарантованої збіжності декодування. Загалом як контрольний, був використаний код з кодовою швидкістю $1/2$ та довжиною кодового слова $12 \cdot 10^3$.

Характеристики завадостійкості представлені на рис. 2.8 для каналів з імпульсними характеристиками (1, 1) та (1,2,3,2,1) порівнювались з оптимізованими кодами для гаусівського каналу. Проводилось до 30-ти ітерацій декодування.

Результати дослідження завадостійкості (рис. 2.8) дозволяють встановити, що код НЦПП оптимізований для каналу з імпульсною характеристикою типу (1, 1) досить щільно (розбіжність 0,1 дБ) наближається для коду оптимізованого для гаусівського каналу та застосування фазової маніпуляції ФМ-4. Такий результат добре вписується у динаміку зміни робочих характеристик декодера представлених на рис. 2.7. Спостерігаємо незначне відхилення характеристики роботи декодера у випадку каналу без пам'яті та ФМ-4 і каналу з міжсимвольною інтерференцією. Для іншої конфігурації імпульсної характеристики (1, 2, 3, 2, 1) каналу, при порівнянні з кодом для гаусівського каналу спостерігається досить значна розбіжність у продуктивності, майже 1,3 дБ.

2.3 Особливості застосування кодів з низькою щільністю перевірок на парність в каналах без пам'яті

Аналіз описаних у літературних джерелах аспектів впровадження низькощільнісних кодів [9] дозволяє зробити висновок, що застосування СКК

на основі таких кодів в деяких зв'язкових каналах призводить до високої пропускної здатності. Зокрема в роботах [18-20] згадується двійковий симетричний канал, двійковий канал із стиранням. Однак, слід зазначити, що наявність досить значної кількості робіт в області низькощільнісного кодування все ж не охоплює в повній мірі опис усіх потенційних можливостей таких кодів. В цьому випадку, дослідження НЦПП-кодів для каналів зв'язку без пам'яті достатньо актуальне, зокрема, наприклад, у випадку решітчастого кодування і формування трелліс-конструкцій [23].

Нижче приведено дослідження ефективності НЦПП-кодів для кількох базових каналів зв'язку. Зокрема, були проведені дослідження для двійкового симетричного каналу (ДСК), модифікація дискретного симетричного каналу без пам'яті у випадку каналу з адитивним білим гаусівським шумом (ГК). Були також використаний двійковий асиметричний канал (ДАК) та так званий асиметричний канал типу - Z (Z-ДАК)[]. У випадку ДАК (канал-метелик) маємо частковий випадок ДСК у випадку коли перехресні ймовірності в моделі каналу $P_1(1|0)$ та $P_2(0|1)$ - неоднакові. Для Z-ДАК, у відповідності до визначення, існує двійковий вхід та двійковий вихід, однак кожен нульовий біт передається вірно, а кожний одиничний біт має ймовірність p яка є хибною відносно нуля, і ймовірність вірної передачі 1 яка визначається як $1-p$.

Процес аналізу здійснювався для чотирьох каналів без пам'яті. Були використані коди із швидкостями $1/2$, $1/4$, $3/4$ для кодового слова довжиною 10000 бітів. Процес декодування зупинявся при досягненні 50-ти ітерацій. Рішення щодо стану двійкового символу приймалось за допомогою обчисленого логарифмічного значення відношень правдоподібностей обчислених шляхом додавання повідомлень відправлених у відповідний перемінний вузол на останній ітерації.

Пропускні здатності досліджуваних каналів представимо наступними формулами:

$$c_{ГК} = 0,5 \int_{-\infty}^{\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} e^{-\frac{(u-2\sigma)^2}{8\sigma}} \log_2 \frac{2}{1+e^{-u}} du, \quad (2.7)$$

$$c_{БСК} = 1 + p \log(p) + (1-p) \log(1-p), \quad (2.8)$$

$$c_{ДАК} = 0,5[2 + p \log p - (1+p) \log(1+p)] . \quad (2.9)$$

На рис. 2.9 представлено графіки завадостійкості для описаних каналів як функції пропускної здатності цих каналів. На залежностях - рис. 2.9, пропускна здатність змінюється від 0 до 1 для двійкових символів.

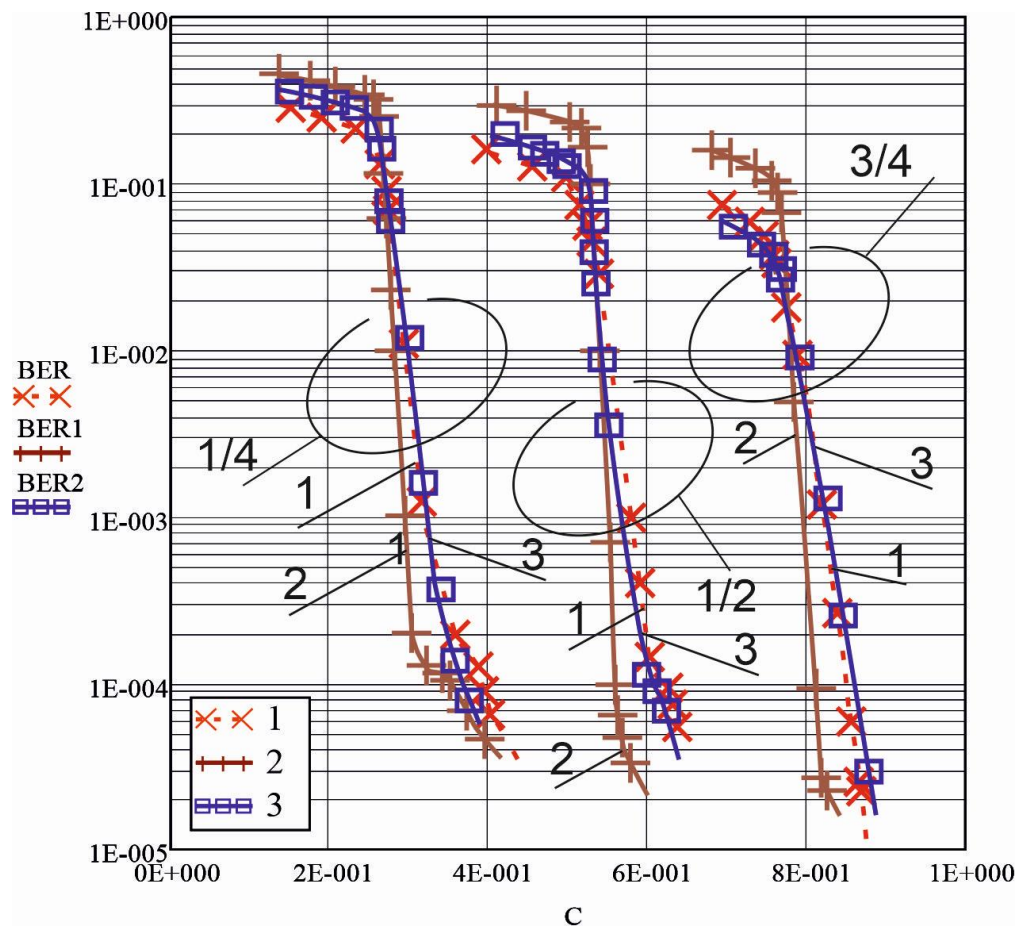


Рисунок 2.9 – Графіки завадостійкості для телекомунікаційних каналів з кодами НЦПП і кодівими швидкостями 1/4, 1/2, 3/4:

1 –ГК; 2 - Z-ДАК; 3 - ДСК

Дослідження дозволяє зробити висновок, що границя збіжності пропускних здатностей визначається структурою коду і досить опосередковано залежить від типу каналу.

Висновки по розділу 2

1 У розділі магістерської роботи проведено проектування декодера низькощільнісних кодів на основі “турбо” підходу. В такій конструкції канал і модулятор зв’язано з “м’яким” детектором, а кодер з виправленням помилок зв’язано з НЦПП-декодером.

2 Процес декодування декодеру НЦПП ми представили як ітеративний обмін наборами повідомлень між детектором перемінного вузла (ДПВ) і детектором перевірного вузла (ПВД) розглянутих у розділі 1.

3 Сформовано загальний алгоритм декодування на основі розглянутої концепції, а математичну модель роботи запропонованої схеми декодера представлено на основі функції розподілу повідомлень.

4 Досліджено діаграми роботи декодеру в базисі функції розподілу повідомлень для каналів без пам’яті та за наявності міжсимвольної інтерференції.

5 Отримано графіки завадостійкості запропонованої схеми ТК з низькощільнісними кодами за різної кількості ітераційних циклів декодування. Збільшення кількості ітерацій декодування з 3-х до 10-ти призводить до енергетичного виграшу кодування на рівні 5дБ ($BER=10E-5$).

6 З’ясовано вплив структури ТК на продуктивність декодування низькощільнісних кодів. Формувались ТК з різними імпульсними характеристиками. Отриманий результат дозволив встановити: код НЦПП оптимізований для каналу з імпульсною характеристикою типу (1, 1) досить щільно (розбіжність 0,1 дБ) наближається для коду оптимізованого для гаусівського каналу та застосування фазової маніпуляції ФМ-4. Такий результат добре вписується у динаміку зміни робочих характеристик декодеру представлених на рис. 2.7. Спостерігаємо незначне відхилення характеристики роботи декодера у випадку каналу без пам’яті та ФМ-4 і каналу з міжсимвольною інтерференцією. Для іншої конфігурації імпульсної

характеристики (1, 2, 3, 2, 1) каналу, при порівнянні з кодом для гаусівського каналу спостерігається досить значна розбіжність у продуктивності, майже 1,3 дБ.

7 Визначено ефективність СКК на основі кодів НЦПП для трьох каналів (ТК) - гаусівського; 2 - Z-каналу (двійкового асиметричного каналу); 3 – двійкового симетричного каналу. Дослідження дозволяє зробити висновок, що границя збіжності пропускних здатностей визначається структурою коду і досить опосередковано залежить від типу каналу.

3 ОСОБЛИВОСТІ ФОРМУВАННЯ СИГНАЛЬНО-КОДОВИХ КОНСТРУКЦІЙ НА ОСНОВІ НИЗЬКОЩІЛЬНИСНИХ КОДІВ

3.1 Аналіз принципів оброблення сигналів у цифрових телекомунікаціях

Розглянемо принципи оброблення сигналів у цифрових телекомунікаціях [3]. Повідомлення можуть бути дискретними і неперервними. Дискретні повідомлення є послідовністю символів.

Визначимо місце цифрового приймача в сучасній системі передачі інформації. Принцип дії цифрової системи передачі інформації полягає в наступному. Повідомлення яке створюється джерелом сигналу, перетворюється в послідовність кодових символів. Об'єм алфавіту кодових символів m називається основою коду. При $m = 2$ система називається двійковою, або бінарною, а при $m > 2$ – багатопозиційною. Модулятор перетворює кожен кодовий символ в елемент сигналу, який представляє собою деяку функцію часу і називається тактовим інтервалом або послілкою. В системах з відносною фазовою модуляцією (ВФМ) вид елемента сигналу залежить не лише від переданого символу, але і від попередніх елементів сигналу. Послідовність елементів сигналу після випромінювання передавачем через канал зв'язку надходить на вхід приймального пристрою у вигляді деякого фізичного процесу, що є функцією часу або функцією простору і часу. З виходу приймального пристрою послідовність елементів сигналу надходить на демодулятор, де перетвориться в послідовність кодових символів, яка потім в декодері перетворюється в повідомлення, що надходить до отримувача повідомлення. Пристрій, в якому об'єднуються модулятор і демодулятор, називається модемом, а сукупність кодера і декодера – кодеком. При прийманні цифрових сигналів важливе значення, в контексті забезпечення завадостійкості, відіграє процес демодуляції сигналів. При передачі сигналів по каналу з завадами повністю безпомилкове відновлення переданого символу

повідомлення неможливе, оскільки через випадкову природу завад відповідність між переданим сигналом і прийнятим неоднозначна. Коли передаються дискретні повідомлення, складені з m символів алфавіту $A = (a_1, a_2, \dots, a_i, \dots, a_m)$, то кожному символу a_i відповідає сигнал $S_i(t)$, ймовірність появи якого рівна $P(S_i)$, а тривалість рівна T . В тактовому інтервалі $0 \leq t \leq T$ на вхід приймального пристрою поступає коливання $y(t) = S_i(t) + n(t)$, яке внаслідок завад $n(t)$ у каналі не збігається в точності ні з одним з сигналів $S_i(t)$. Завданням демодулятора є винесення рішення про передані символи, тому інколи демодулятор називають пристроєм прийняття рішення. Непорушуючи сутності міркувань, обмежимося випадком передачі двійкових повідомлень $m = 2$ (наприклад, $a_1 \rightarrow "1"$, $a_2 \rightarrow "0"$). Якщо далі в процесі модуляції символу a_1 приводиться у відповідність сигнал $S_1(t)$, а символу a_2 – сигналу $S_2(t)$, то при дії в каналі адитивного білого гауссова шуму $n(t)$ на вході демодулятора отримаємо реалізацію $y(t) = S_i(t) + n(t)$. Суть демодуляції полягає в тому, щоб за прийнятою реалізацією $x(t)$ визначити, який з сигналів $S_1(t)$, $S_2(t)$ міститься в $y(t)$. По суті йдеться про перевірку статистичних гіпотез H_1 (прийнято S_1) і H_2 (прийнято S_2): 1) вибрана гіпотеза H_1 і правильна гіпотеза H_1 ; 2) вибрана гіпотеза H_2 , а правильна гіпотеза H_1 ; 3) вибрана гіпотеза H_2 і правильна гіпотеза H_2 ; 4) вибрана гіпотеза H_1 , а правильна гіпотеза H_2 . Перший і третій результати відповідають правильним рішенням, а другий і четвертий помилковим. Нехай відома апріорна ймовірність $P(S_1)$ та $P(S_2)$; позначимо умовну ймовірність перерахованих результатів: $P(S_1/S_1)$, $P(S_2/S_1)$, $P(S_2/S_2)$ і $P(S_1/S_2)$. Прийmemo, що оцінки втрат при помилкових результатах наступні: $L_{21} > 0$ та $L_{12} > 0$, тоді, як при правильних рішеннях, маємо виграш (або негативні втрати) $L_{11} \leq 0$ та $L_{22} \leq 0$. Для середнього ризику при умові $L_{11} = L_{22} = 0$ отримаємо:

$$r = L_{21} \cdot P(S_2/S_1) + L_{12} \cdot P(S_1/S_2). \quad (3.1)$$

Найбільш простим і природним є критерій ідеального спостерігача. Позначимо через $P(S_i/y)$ умовну ймовірність того, що при дії на вході коливання $y(t)$, що є сумішшю невідомого нам сигналу і шуму, був переданий

корисний сигнал $S_i(t)$. Ця ймовірність називається апостеріорною (післядослідною) або зворотною. Критерій Котельникова вимагає, щоб всякий раз при прийомі колювання $y(t)$ виносилось рішення, що передавався сигнал $S_i(t)$, для якого апостеріорна ймовірність $P(S_i/y)$ має максимальне значення. Коротко можна сказати, що це є критерій максимуму апостеріорної ймовірності (МАЙ). Функціональна схема обробки сигналів відповідно до критерію МАЙ (рис. 3.2) містить пристрої обчислення $P(S_1/y) = S'_1$ та $P(S_2/y) = S'_2$, а також пристрій порівняння y_1 та y_2 . Інакше кажучи, для двійкової системи сигналів правило рішення зводиться до перевірки нерівності:

$$P(S_1/y) > P(S_2/y). \quad (3.2)$$

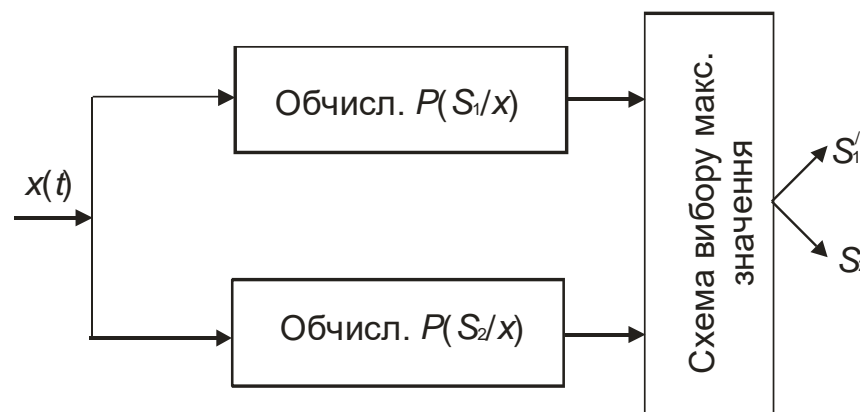


Рисунок 3.1 – Функціональна схема обробки сигналів відповідно до критерію МАЙ

При виконанні нерівності (3.2) реєструється символ “1” (правильна гіпотеза H_1), інакше – “0” (гіпотеза H_1 хибна).

Обчислення $P(S_i/y)$ виконується на основі відомої з теорії ймовірності формули Байєса:

$$P(S_i/y) = \frac{P(S_i) \cdot P(y/S_i)}{P(y)}, \quad (3.3)$$

де $P(y)$ – ймовірність прийому реалізації $y(t)$; $P(y/S_i)$ – ймовірність прийому $y(t)$ за умови, що переданий корисний сигнал $S_i(t)$; $P(S_i)$ – апіорна ймовірність передачі символу a_i .

Оскільки приймач повинен проводити порівняння $P(S_i/y)$ при даному $y(t)$ і різних $S_i(t)$, то постійний при цьому порівнянні множник $1/P(y)$ у правій частині рівняння (3.3) значення не має і замість значень $P(S_i/y)$ можна порівнювати величини добутку $P(S_i)P(y/S_i)$, тобто:

$$P(S_1) \cdot P(y/S_1) > P(S_2) \cdot P(y/S_2). \quad (3.4)$$

Правило (3.4) можна переписати інакше:

$$\frac{P(y/S_1)}{P(y/S_2)} > \frac{P(S_2)}{P(S_1)}. \quad (3.5)$$

Відношення в лівій частині (3.5) називається відношенням правдоподібності, його позначають Λ_{12} . У випадку, якщо $P(S_1) = P(S_2)$, правило (3.5) спрощується:

$$\Lambda_{12} = \frac{P(y/S_1)}{P(y/S_2)} > 1.$$

Оскільки в прийнятій реалізації може міститися лише $S_1(t)$ або $S_2(t)$, то $P(S_1/y) + P(S_2/y) = 1$.

Якщо $P(S_1/y) > P(S_2/y)$, то за переданий береться сигнал $S_1(t)$, тоді ймовірність помилки $P_n = P(S_2/y) = 1 - P(S_1/y)$, тобто ймовірність помилки мінімальна, якщо максимальна апостеріорна ймовірність $P(S_i/y)$. Це означає, що критерій МАЙ еквівалентний критерію мінімуму середньої ймовірності помилки:

$$P_n = P(S_1) \cdot P(S_2/S_1) + P(S_2) \cdot P(S_2/S_1) = \min.$$

Критерій мінімуму середньої ймовірності помилки часто називають критерієм ідеального спостерігача.

Критерії оцінки завадостійкості, по максимуму апостеріорної ймовірності і мінімуму середньої ймовірності помилки використовується при передачі дискретних повідомлень в системах зв'язку, коли будь-які помилкові переходи однаково небажані.

Алгоритм когерентного демодулятора ФМн-сигналів може бути описаний наступним чином:

$$\begin{aligned}
 & U_y(t) \underset{H_{21}}{\overset{H_{11}}{<}} U_{nop}; y_2(t) = S_{22}(t) + n(t); \\
 & U_y(T) = U_1(T) - U_2(T); U_1(T) = \frac{1}{T} \int_0^T y_{021}(t) \cdot S_\phi(t) dt; \\
 & U_2(T) = \frac{1}{T} \int_0^T y_{022}(t) \cdot S_\phi(t) dt; y_{012}(t) = \int_0^t h_\phi(t-x) \cdot y_2(x) dx; \\
 & S_{22}(t) = U_m \cdot \Pi_\phi(t-t_i) \cdot \cos(\omega_c t); \Pi_\phi(t-t_i) \in [-1, 1] \\
 & \text{при } (i-1) \cdot T_e \leq t_i \leq i \cdot T_e; i \in [1, N]; \\
 & N = \text{ent} \left[\frac{T_c}{T_e} \right]; S_\phi(t) = S_A(t) = U_0 \cdot \cos \omega_c (t - t_\phi); \omega_c = \omega_\phi; \\
 & h_\phi(t) = 2 \cdot \Delta f_\phi \text{sinc}(\pi \cdot \Delta f_\phi \cdot t) \cdot \cos(\omega_\phi t),
 \end{aligned}$$

де H_{12} – гіпотеза про приймання (+1) в маніпулюючий послідовності $\Pi_\phi(t)$; H_{22} – гіпотеза про приймання (-1) в $\Pi_\phi(t)$; $S_{22}(t)$ – детермінований ФМн-сигнал; $y_{021}(t)$ – напруга на виході СФ; $y_{022}(t)$ – напруга, що відрізняється від напруги $y_{021}(t)$ фазовим зрушенням на 180° ; $S_\phi(t)$ – опорна напруга когерентного демодулятора ФМн-сигналів; $U_1(T)$, $U_2(T)$ – напруга на виході першого і другого каналів когерентного демодулятора, на входи яких поступають процеси $y_{021}(t)$ і $y_{022}(t)$ відповідно. Структура когерентного демодулятора ФМн-сигналів наведена на рис. 3.2, де додатково до рис. 3.2 використовуються наступні позначення: Φ_0 – фазообертач на 180° ; ПВ – пристрій вчитання:

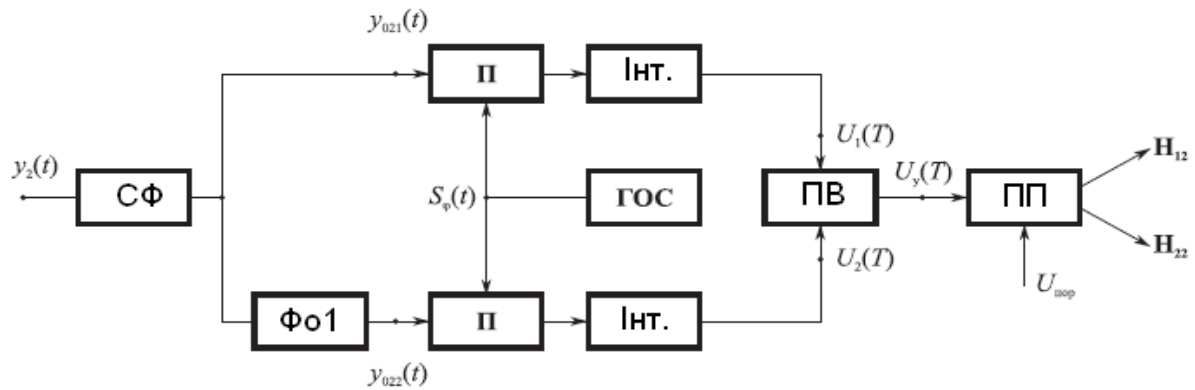


Рисунок 3.2 – Структура когерентного демодулятора ФМн-сигналів

При прийманні детермінованих сигналів доцільно використовувати когерентний демодулятор, а для сигналів з випадковою фазою – некогерентний демодулятор. Тип демодулятора (ФМн-сигналів) визначається видом модуляції сигналу який приймається.

3.2 Об'єднання кодів з низькою щільністю перевірок на парність і цифрової модуляції

В цьому розділі роботи, зосереджено увагу на використання фазової маніпуляції (зокрема і диференційного типу) для системи передачі з кодами НЦПП. Продуктивність роботи схем оцінювалась за допомогою визначення ймовірності бітової помилки в залежності до значення відношення сигнал/шум у вигляді частки E_b/N_0 . Тут чисельник представляє собою середню енергію яка приходить на переданий біт інформації, а знаменник – спектральна щільність потужності гаусівського шуму. В усіх дослідження використано принцип відображення діаграми фазоманіпульованих сигналів за гомом Грея [1].

На рис. 3.3 представлено дослідження кодів НЦПП з довжиною кодового слова $6 \cdot 10^3$ бітів. Предметом дослідження виступала завадостійкість СКК на основі кодів НЦПП з диференційної та недиференційної фазовою маніпуляцією. Загалом було використано від 30-ти до 100 ітерацій.

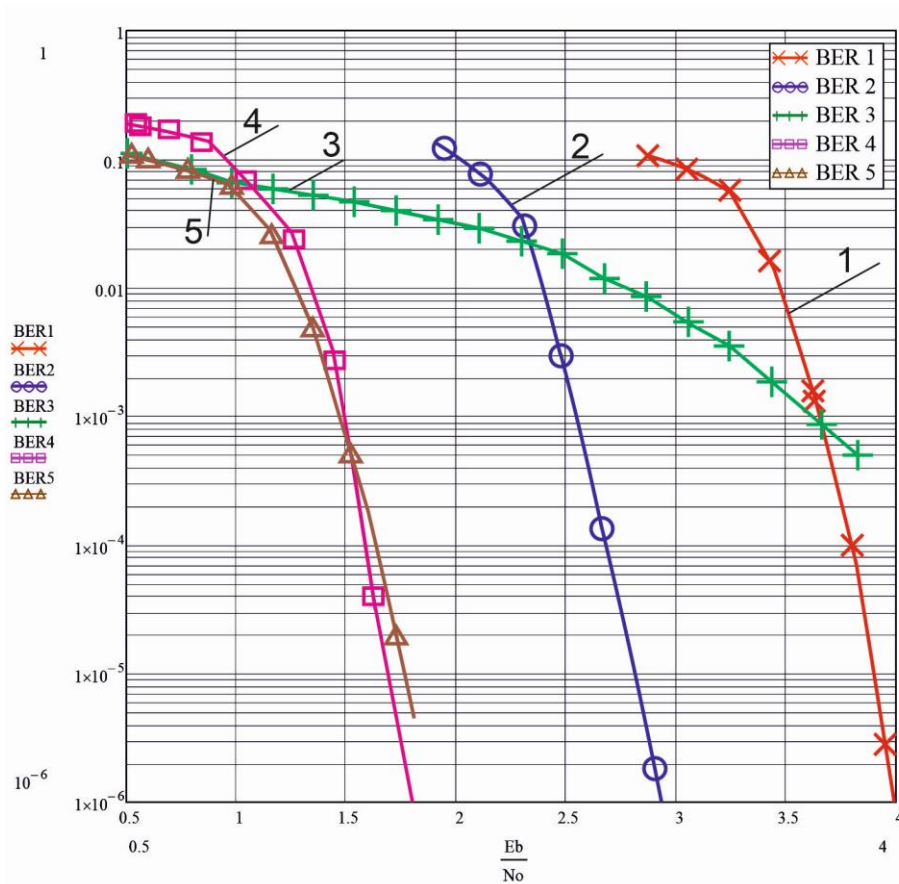


Рисунок 3.3 – Графіки завадостійкості СКК на основі низькощільнісних кодів та фазової маніпуляції: 1 - код НЦПП для однієї ітерації м'якої демодуляції; 2 – код НЦПП та ДФМ; 3 – код НЦПП модифікований під ДФМ без ДФМ; 4 – код НЦПП який модифіковано для ДФМ; 5 – код НЦПП та ФМ;

Результати дослідження дозволяють встановити наступне. Для стандартного коду НЦПП задовільна продуктивність досягається для СКК без диференційного кодування. Введення диференційного кодування призводить до втрати енергетичного виграшу приблизно у 1,25 дБ. Якщо провести оптимізацію схеми приймальної частини для диференційного кодування можна отримати результат щодо завадостійкості. В цьому випадку крива завадостійкості наближається по динаміці зміни до СКК без диференційного кодування. Крім того, використання кодів НЦПП оптимізованих для каналів з диференційною модуляцією, без такої, призводить до суттєвої втрати у

енергетичному виграши аж до 2,2 дБ (розглядали рівень BER= 10^{-3} так як крива насичується). Використання однієї ітерації демодуляції та 100 ітерацій на стандартному декодері коду НЩПП, загалом приводить до втрати у енергетичному виграші кодування до 1,3 дБ в порівнянні з системою запропонованою у другому розділі роботи.

Пояснення такого результату може бути трактовано так, що стандартний декодер низькощільнісного коду, загалом, зосереджений на роботі з каналами без пам'яті, тоді як наявність диференційного кодування та схеми на рис. 2.2 призводять до підвищення ступеню кореляції між повідомленнями які надходять на декодер.

Подальші дослідження зосередимо на можливостях низькощільнісних кодів з багатопозиційної фазовою маніпуляцією, а також диференційним кодуванням. Був використаний код довжиною $12 \cdot 10^3$. Для схеми з диференційним декодуванням використовували до 30-ти ітерації декодування, для схеми без диференційного кодування – до 100-та ітерацій. На рис. 3.4 представлено результати дослідження завадостійкості для трьох модифікацій кодів НЩПП: 1) для низькощільнісного коду із швидкістю 1/2 у випадку диференційної (ДФМ-4) маніпуляції; 2) коду НЩПП із швидкістю 1/2 який синтезовано для диференційної (ДФМ-8) маніпуляції; 3) коду НЩПП із швидкістю 3/4 у випадку диференційної (ДФМ-4) маніпуляції. Значення відношення сигнал/шум які відповідають границі пропускної здатності для певної СКК представлено вертикальними лініями. Границя пропускної здатності (спектральна ефективність 1 біт на використаний канал) для ФМ-4 і швидкості 1/2 для коду НЩПП склала – 0,19 дБ. Межа пропускної здатності для СКК на основі модуляції ФМ-8 і кодовою швидкістю 1/2 (спектральна ефективність 1,5 біт на використання каналу) склала – 1,3 дБ. Для ФМ-8 і кодової швидкості 3/4 (спектральна ефективність яка дорівнює 2,25 біт на використання каналу), склала 3,65 дБ. За результатами дослідження

визначаємо, що запропоновані модифіковані коди дозволяють отримати продуктивність на границі пропускної здатності для конкретної СКК.

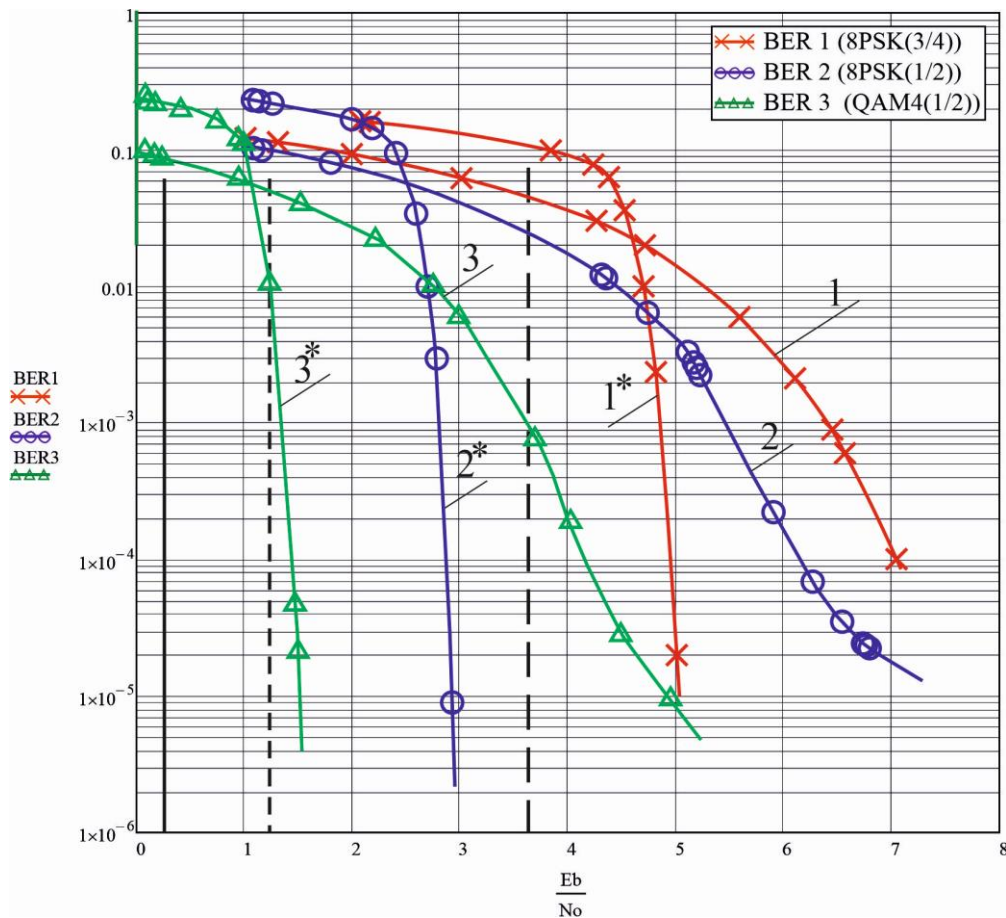


Рисунок 3.4 – Графіки завадостійкості СКК на основі низькощільнісних кодів оптимізованих та різних видів диференційної фазової маніпуляції: 1 – ФМ-8 (без ДК), $R=3/4$; 1*- ФМ-8 (з ДК), $R=3/4$; 2 - ФМ-8 (без ДК), $R=1/2$; 2*- ФМ-8 (з ДК), $R=1/2$; 3 – ФМ-4 (без ДК), $R=1/2$; 3* – ФМ-4 (з ДК), $R=1/2$ (вертикальними лініями показано границі пропускної здатності для запропонованих СКК)

Рисунок 3.5 представляє результати дослідження продуктивності низькощільнісних кодів об'єднаних в одну СКК з багатопозиційною фазовою маніпуляцією для каналу без пам'яті. Дослідження проводилось для двох сценаріїв: використання диференційного кодування і без диференційного кодування.

Загалом, результат дослідження вказує на певну перевагу (енергетичний вигравш) СКК без ДК в порівнянні з системою диференційного кодування. В цьому випадку, СКК без ДК мали вигравш який сягає до 1,6 дБ. Між тим, необхідно зазначити, що СКК на основі кодів НЦПП та фазової маніпуляції без пам'яті мають більший рівень помилок в порівнянні з СКК з ДК.

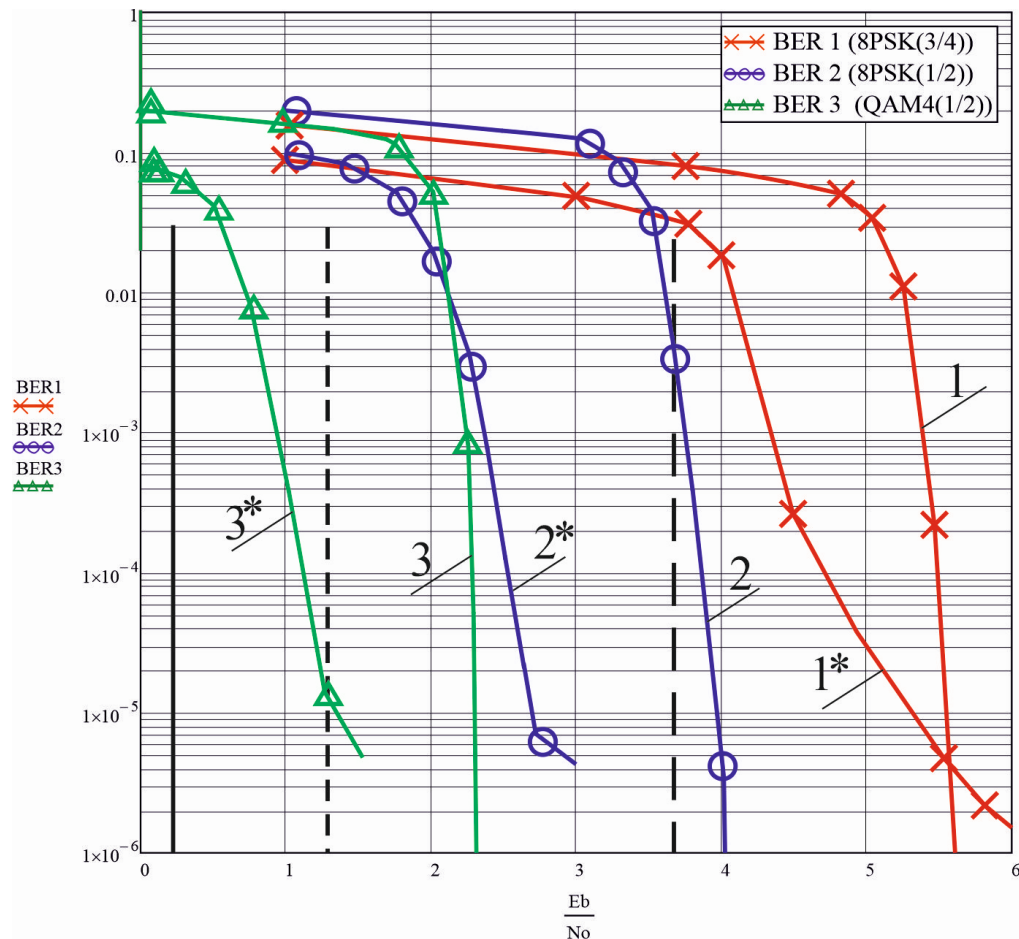


Рисунок 3.5 – Графіки завадостійкості СКК на основі низькощільнісних кодів та різних видів фазової маніпуляції оптимізованих для каналу без пам'яті: 1 – ФМ-8 (без ДК), $R=3/4$; 1*- ФМ-8 (з ДК), $R=3/4$; 2 - ФМ-8 (без ДК), $R=1/2$; 2*- ФМ-8 (з ДК), $R=1/2$; 3 – ФМ-4 (без ДК), $R=1/2$; 3* – ФМ-4 (з ДК), $R=1/2$ (вертикальними лініями показано границі пропускну здатності для запропонованих СКК)

Такий стан речей обумовлений тими обставинами, що схеми формування сигналів фазової маніпуляції реалізовані без пам'яті так, що містять певну

кількість коротких циклів. В цьому випадку схему формування з диференційним кодуванням можна інтерпретувати як таку, що містить рекурсивність. Наявність диференційного кодування дозволяє зменшити короткі цикли помилок які впливають на насичення кривої завадостійкості.

3.3 Об'єднання кодів з низькою щільністю перевірок на парність і квадратурної амплітудної модуляції

Розглянемо особливості об'єднання кодів НЦПП та багатопозиційної квадратурної амплітудної модуляції (КАМ). Аналіз проводився з СКК на основі низькощільних кодів та сигналів КАМ-16 та диференційних ДКАМ-16. На рис. 3.6 та 3.7 представлено, відповідно, констеляційні діаграми при формуванні та обробці сигналів типу КАМ-16. На рис. 3.8 подано графічне представлення типу маніпульованого сигналу ДКАМ-16. На рис. показано, що два з чотирьох бітів на виході формувача кодуються у ДФМ-4 з відображенням за кодом Грея. Отримана в результаті кодування точка використовується для повороту на кут кратний 90 град.

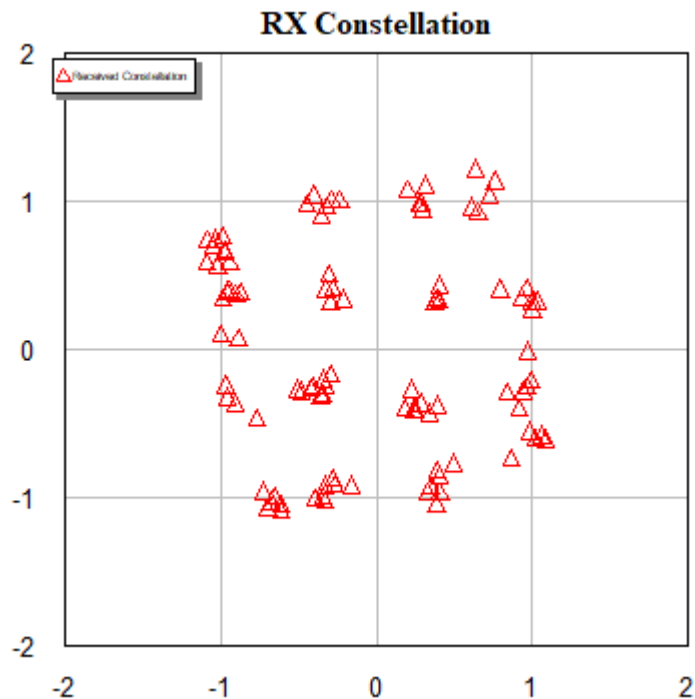


Рисунок 3.6 – Констеляційна діаграма формування СКК на основі ДКАМ-16

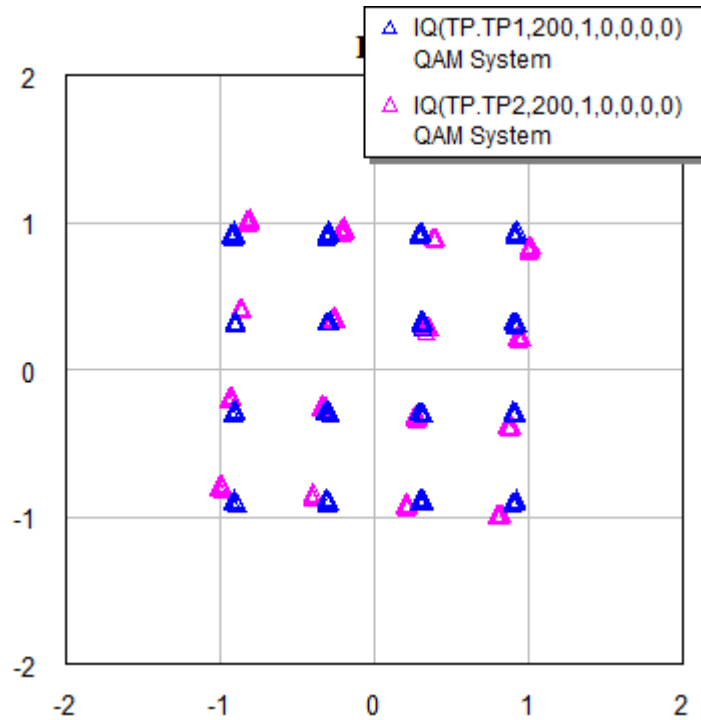


Рисунок 3.7 – Констеляційна діаграма формування СКК на основі ДКАМ-16 на приймальному боці

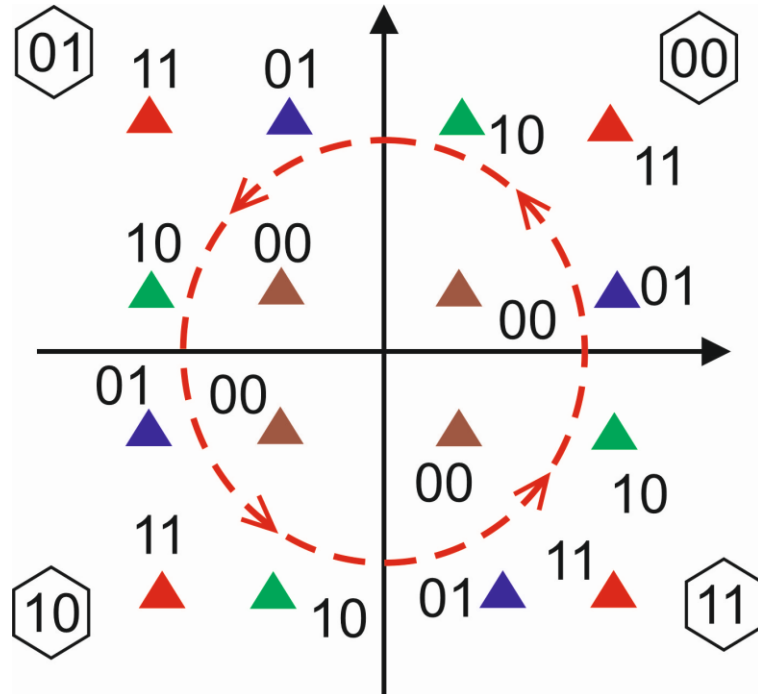


Рисунок 3.8 – Констеляційна діаграма для пояснення формування СКК на основі ДКАМ-16

На рис. 3.9 представлено графіки завадостійкості для двох типів СКК з кодами НЦПП та сигналами КАМ-16 (ДКАМ-16). Для аналізу був обраний код довжиною 64800 і швидкістю кодування 7/8. Для проведення досліджень використовували 40-к ітерацій декодування для СКК (КАМ-16+НЦПП) та сто ітерацій для аналогічної СКК без диференційного кодування.

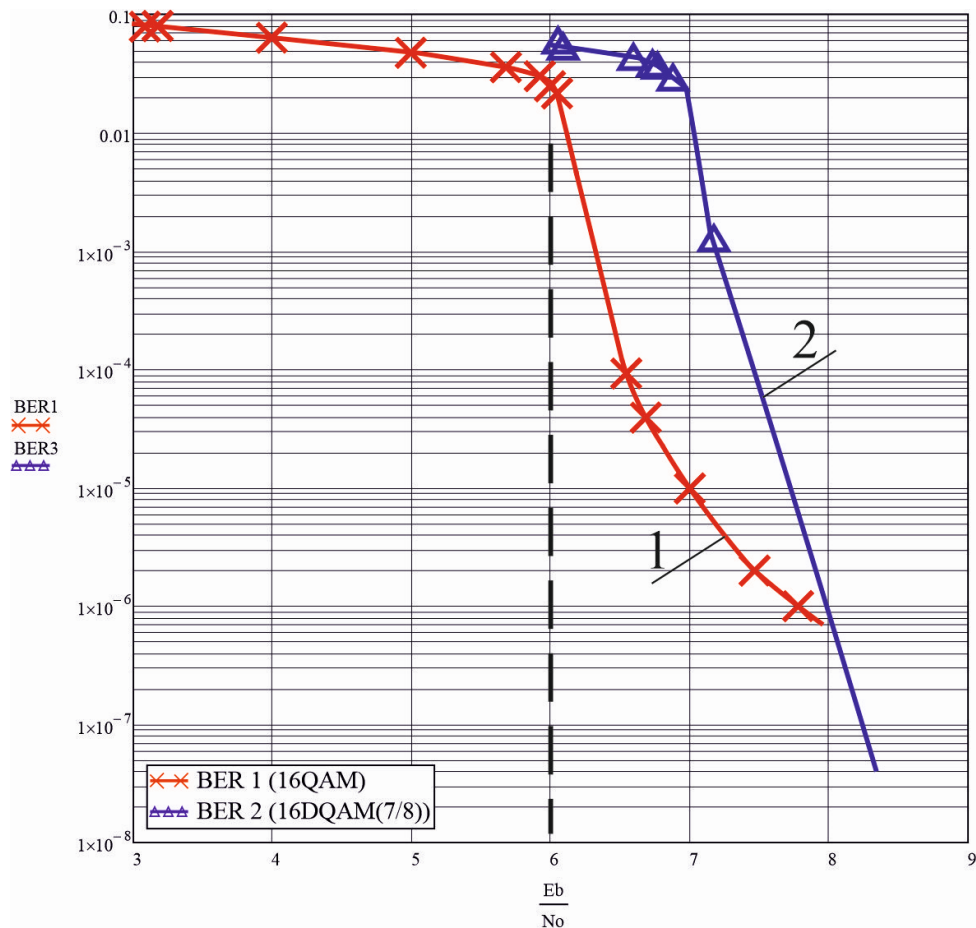


Рисунок 3.9 – Графіки завадостійкості для двох типів СКК з кодами НЦПП та сигналами КАМ-16 (ДКАМ-16): 1 – СКК (НЦПП+КАМ-16); 2 - СКК (НЦПП+ДКАМ-16)

Результати моделювання вказують на кодовий вигравш близько 0,8 дБ ($BER=10^{-5}$) СКК на основі коду НЦПП та КАМ-16 перед ДКАМ 16. Така ситуація виникає внаслідок певної затримки в обробці ДКАМ у КД-МВМВ та, відповідно затримці взаємодії цього блоку з Декодером НЦПП ДПВ

(дивитись рис. 2.2). Однак, спостерігаємо і певне насичення для кривої яка характеризує СКК (код НЦПП+КАМ-16).

Висновки по розділу 3

1 У розділі магістерської роботи проведено аналіз принципів оброблення сигналів у цифрових телекомунікаціях. Розглянуто функціональну схему обробки сигналів відповідно до критерію МАЙ. Визначено, що критерії оцінки завадостійкості по максимуму апостеріорної ймовірності і мінімуму середньої ймовірності помилки використовується при передачі дискретних повідомлень в системах зв'язку.

2. Встановлено, що для забезпечення високої швидкості та низької затримки у схемах кодування та декодування важливо вірно провести їх конструювання для неструктурованих кодів НЦПП. Невірна конструкція схем кодування та декодування може привести до значних втрат як на зберігання самої структури коду так і на швидкодії схем обробки. Таким чином, розробку коду слід проводити із врахуванням конкретного виду СКК та методу модуляції в телекомунікаційному каналі.

3. Розглянуто особливості об'єднання кодів з низькою щільністю перевірок на парність і цифрової модуляції. З'ясовано ефективність застосування диференційних методів модуляції при формування СКК на основі кодів НЦПП.

4. В процесі аналізу визначено для коду із швидкістю $1/2$ у випадку ДФМ-4, ДФМ-8; та коду НЦПП із швидкістю $3/4$ у випадку ДФМ-4 - границя пропускної здатності (спектральна ефективність 1 біт на використаний канал) для ФМ-4 і швидкості $1/2$ для коду НЦПП склала – 0,19 дБ. Межа пропускної здатності для СКК на основі модуляції ФМ-8 і кодовою швидкістю $1/2$ (спектральна ефективність 1,5 біт на використання каналу) склала – 1,3 дБ. Для ФМ-8 і кодовою швидкості $3/4$ (спектральна ефективність яка дорівнює 2,25 біт на використання каналу), склала 3,65 дБ. За результатами дослідження

визначаємо, що запропоновані модифіковані коди дозволяють отримати продуктивність на границі пропускної здатності для конкретної СКК.

5. Отримано графіки завадостійкості СКК на основі низькощільнісних кодів та різних видів фазової маніпуляції оптимізованих для каналу без пам'яті. Результат дослідження вказує на застосування диференційної модуляції у СКК з кодами НЦПП дозволяє зменшити короткі цикли при обробці і таким чином протидіяти насиченню кривої завадостійкості. В цьому випадку, СКК без ДК мали виграш який сягає до 1,6 дБ. Однак, як показали дослідження, СКК на основі кодів НЦПП та фазової маніпуляції без пам'яті мають більший рівень помилок в порівнянні з СКК з ДК.

6. Аналіз особливостей об'єднання СКК на основі кодів НЦПП та КАМ модуляції дозволив встановити кодовий виграш близько 0,8 дБ ($BER=10^{-5}$) СКК на основі коду НЦПП та КАМ-16 перед ДКАМ 16.

4 МОДЕЛЮВАННЯ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОГО КАНАЛУ НА ОСНОВІ КОДІВ З НИЗЬКОЮ ЩІЛЬНІСТЮ ПЕРЕВІРОК НА ПАРНІСТЬ ТА ФАЗОВОЮ МАНІПУЛЯЦІЄЮ

4.1 Алгоритмізація процесу декодування

Розглянемо підходи щодо схемної алгоритмізації засобів функціонування декодера кодів НЦПП. Проведемо короткий опис роботи схеми декодування кодів НЦПП.

В розділі 1 пояснювальної записки, код НЦПП представлено у вигляді графу для якого перевірна матриця коду може бути представлена як матриця в якій вказуються зв'язку між інцидентними елементами графа. Ми використовували граф Таннера. Такий граф, загалом, представляє собою дводольний граф із двома характерними множинами: у вигляді множини, що відвідає стовбцям у матриці перевірки і множини яка відповідає стрічкам перевіркової матриці. Ненульові позиції перевіркової матриці відповідають ребрам графу Таннеру.

Алгоритм декодування в частині розгляду однієї ітерації, можна представити як процес виконання наступних дій: процес оновлення перевіркочних вузлів за наявності надійностей перемінних вузлів; процес який полягає у оновленні усіх надійностей перемінних вузлів завдяки існуючим надійностям перевіркочних вузлів. Такий взаємообмін перевірок надійності, загалом, для кожного вузла буде незалежним, а отже можна говорити щодо паралельного виконання таких процесів. Формат перевіркової матриці як матриці Таннера дозволяє сформулювати методику функціонування декодера. В цьому випадку, як перемінні так і перевіркочні вузли графу Таннера можна інтерпретувати у вигляді обчислювальних елементів, ребра графу – будуть утворювати множину зв'язків між обчислювальними елементами та комірками пам'яті які будуть застосовуватись для зберігання обчислених під час декодування показників надійності.

Описана концепція щодо побудови алгоритму роботи декодера має ту перевагу, що дозволяє використати принцип паралельного оновлення надійностей бітів у перевірочній матриці які входять до різних стрічок. Така структура дозволяє підвищити пропускну здатність схеми декодування та проводити обробку із швидкістю яка має порядок кількох Гбіт/с. Все ж, слід зауважити, що обчислювальна складність схеми декодування буде визначатись кількістю обчислювальних елементів, а також складним характером зав'язків між цими елементами. На рис. 4.1 представлено схему декодування з елементами паралельної структури обробки.

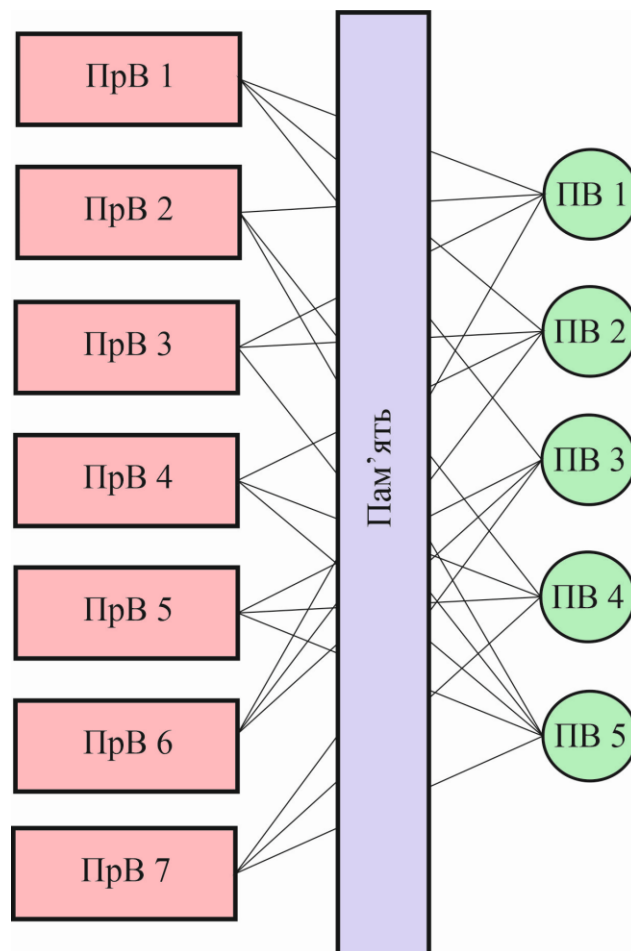


Рисунок 4.1 – Схема декодування з елементами паралельної обробки:

ПВ – перевірочні вузли: ПрВ – перемінні вузли

При побудові декодера використаємо сукупність мультиплексорів та демультимплексорів які будуть проводити комутацію сигналів з комірками

пам'яті та обчислювальними елементами (схеми маршрутизації). Таким чином загальну схему декодера представимо рис. 4.2.

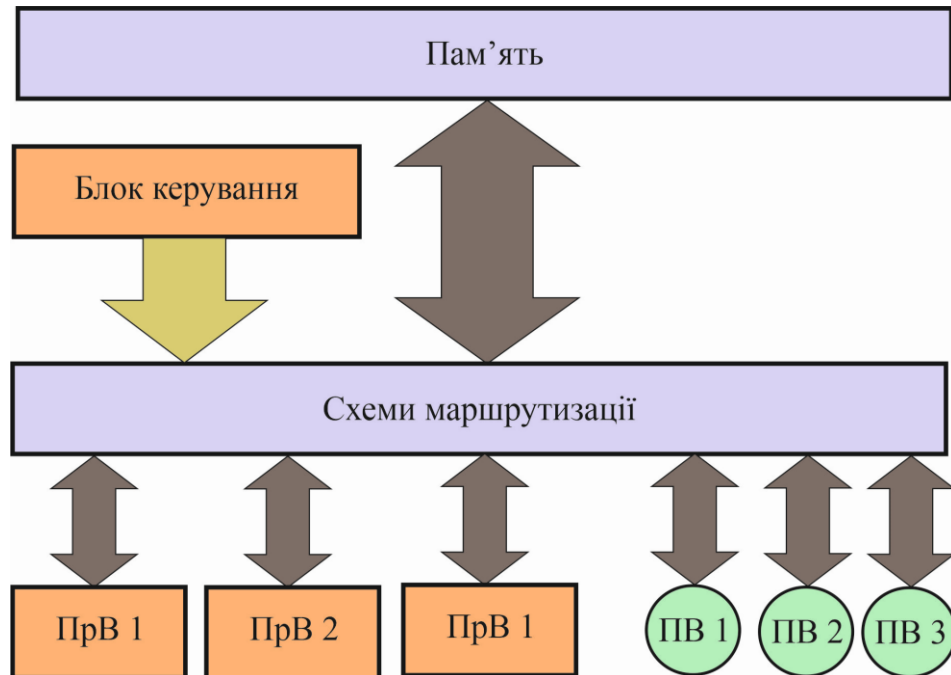


Рисунок 4.2 – Схема функціонування декодера у випадку паралельної архітектури: ПВ – перевірочні вузли; ПрВ – перемінні вузли

4.2 Вибір програмних засобів дослідження телекомунікаційного каналу

Перед проведенням досліджень слід визначитись із програмними засобами які будуть використані в ході експерименту.

Для формування та дослідження телекомунікаційного каналу з кодами НЦПП було використано програмне забезпечення AWR. Процес формування схеми телекомунікаційного каналу проводили у відповідності до схеми на рис. 4.3. В якості джерела інформаційного потоку даних використано генератор псевдовипадкової послідовності який працює за алгоритмом Вічмана-Хілла [31]. Ідея алгоритму Вічмана-Хілла полягає в генерації трьох попередніх результатів і подальшого їх об'єднання в один фінальний результат. Використання такого алгоритму псевдовипадкової послідовності, на відміну від інших алгоритмів, наприклад Лемера або Фібонначі, обумовлено

необхідністю генерування довгих послідовностей до того як відбудеться процес повторення.

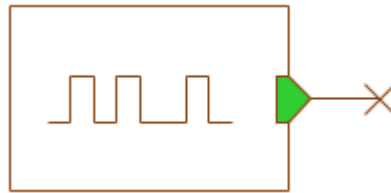


Рисунок 4.3 - Модель генератора псевдовипадкової послідовності

Псевдовипадкова послідовність потрапляє на кодер який виконує кодування за методикою описаною у другому розділі. В результаті утворюється низькощільнісний код, рис. 4.4.

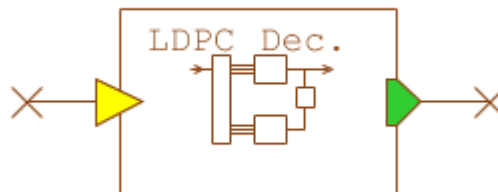
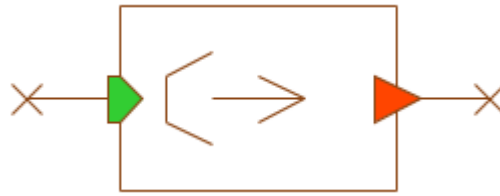


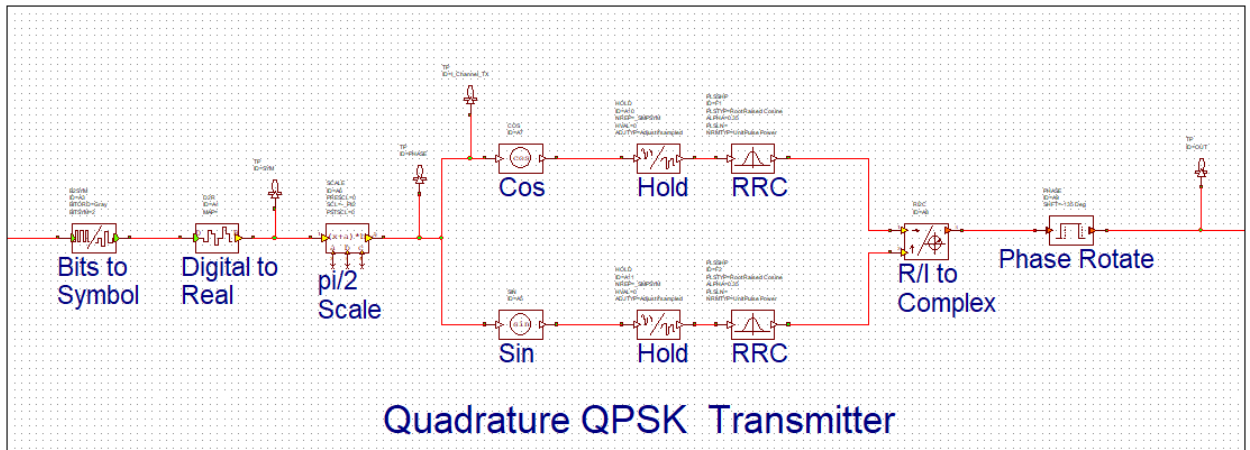
Рисунок 4.4 - Модель кодера коду з низькою щільністю перевірок на парність

В даному дослідженні були використані, як зазначалось в попередніх розділах, довгі фреймові конструкції. Тобто дослідження торкається поточкових стрімів які характерні для телекомунікаційних стандартів цифрового відеомовлення. Блок реалізує описаний у другому розділі пояснювальної записки алгоритм кодування типу “сума-добуток” з повідомленнями логарифмічного відношення правдоподібностей. У параметрах блоку використано два фрейму довжиною 16200 і 64800 бітів. Швидкість кодування задавалась в процесі симуляції кодера для висхідного потоку. Крім того, через опції блоку, змінювалась кількість ітераційних циклів, а також дисперсійні характеристики гаусівського каналу передачі даних.

Закодована послідовність потрапляє на модулятор. Канал досліджувався з двома видами цифрової модуляції ФМ-2 та ФМ-4, рис. 4.5.



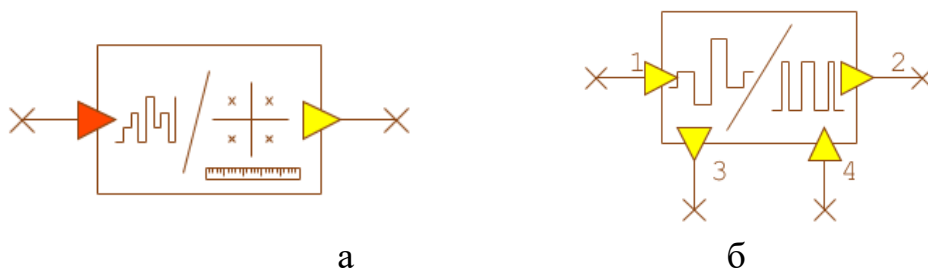
а



б

Рисунок 4.5 - Модель цифрового передавача: а – позначення елемента; б – підсистема цифрового передавача

Після каналу AWGN сигнал потрапляє на блоки оброблення. Цифровий приймач утворено двома блоками: блок обчислення м'яких рішень при демодуляції рис. 4.6 а, та блок перетворення м'яких метрик у бітовий потік, рис. 4.6 б. Для кожної вихідної вибірки блоки обчислюють M м'яких метрик які представляють собою квадрат відстані між вхідною вибіркою і кожною з точок у сузір'ї ФМ. Далі відбувається перетворення м'яких метрик M -ного символу в м'які метрики двійкових бітів. Програмна модель цифрового приймача представлена на рис. 4.7.



а

б

Рисунок 4.6 – Блоки схеми для реалізації “м'якої” обробки сигналів

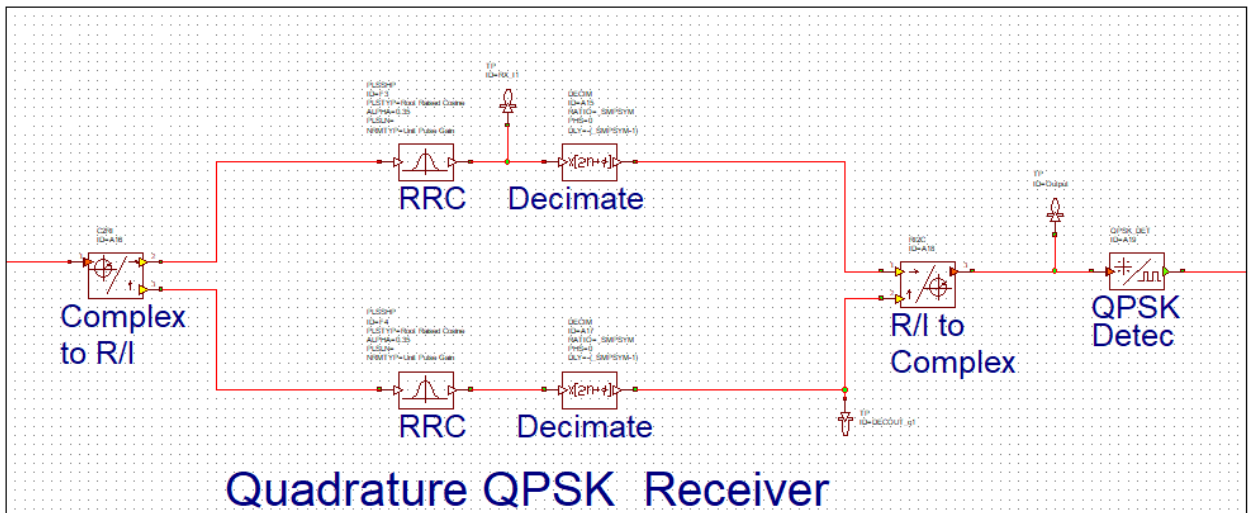


Рисунок 4.7 - Програмна модель цифрового приймача

На рис. 4.8 представлено око-діаграму сформованого сигналу типу ФМ-4. На рис. 4.9 представлено констеляційну діаграму такого сигналу.

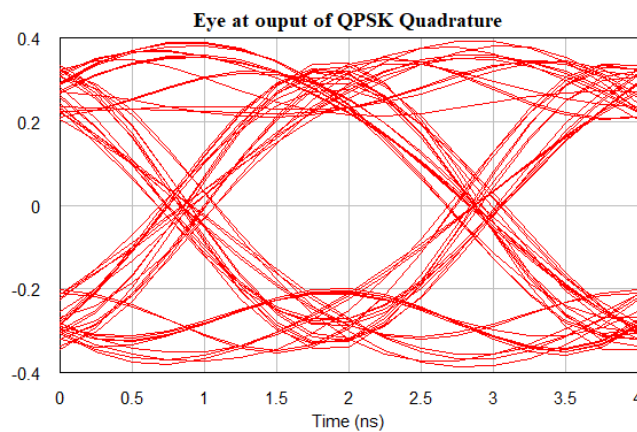


Рисунок 4.8 – Око діаграма сформованого сигналу

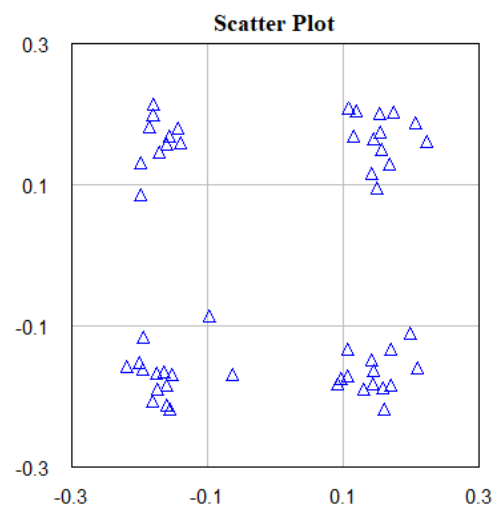


Рисунок 4.9 – Констеляційна діаграма сигналу ФМ-4

Після декодера рис. 4.10 дані будуть надходити у інструмент для визначення ймовірності бітової помилки.

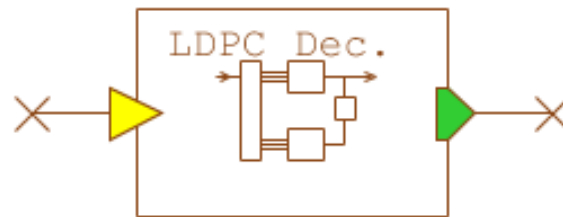


Рисунок 4.10 – Блок декодування коду з низькою щільністю перевірок на парність

4.3 Дослідження ефективності телекомунікаційного каналу з СКК на основі кодів низької щільності перевірок на парність

Як було описано у пункті 4.1 для конструювання декодеру доцільно використовувати набір процесорів перемінних вузлів як детектор перемінних вузлів (ДПВ) і набір процесорів перевірочних вузлів як детектор перевірочних вузлів (ПВД). Тому процес декодування можна розглядати як ітеративний обмін векторними повідомленнями, які можна інтерпретувати як набір повідомлень між ДПВ та ПВД.

Для нашого випадку буде мати вид:

$$\mathcal{M}_x(x_j|y_i) = \frac{2y_j}{\sigma^2} \quad (4.1)$$

де y_j - вхідна м'яка метрика, а σ^2 - дисперсія шуму каналу AWGN. Зв'язки індексів рядків і стовпців в яких містяться одиниці в матриці перевірки парності, представимо у вигляді графа Таннера [1]. На рис. 4.11 з позначеннями квадратної форми будемо позначати контрольні вузи, а вузлами у вигляді кола – описані вище перемінні вузли.

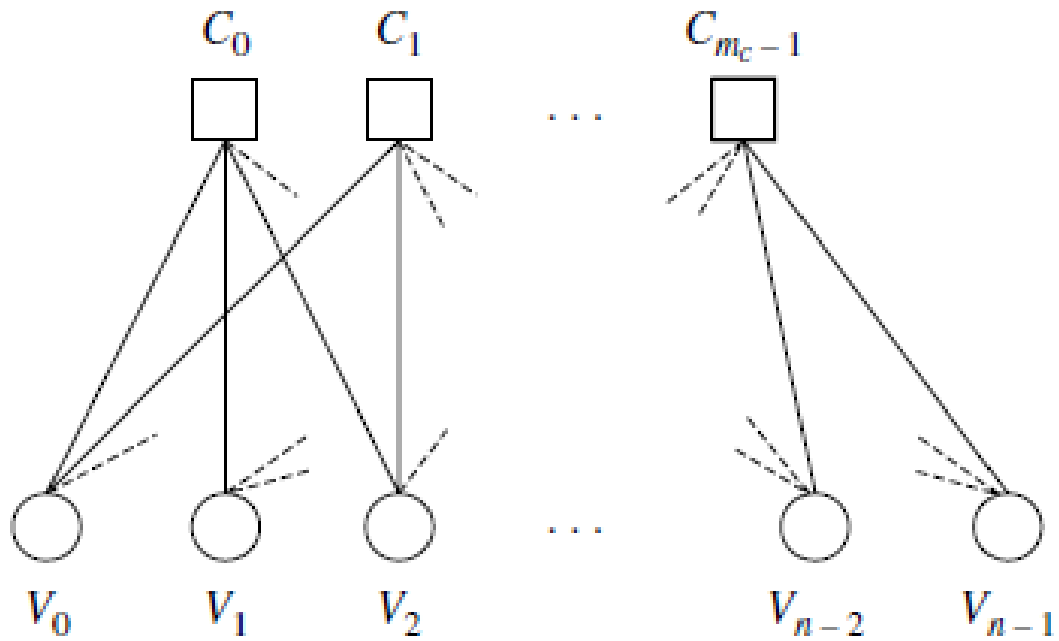


Рисунок 4.11 – Схематичне зображення графу зав'язків матриці перевірки парності

Таким чином, сумарний результат повторюється шляхом передачі ВП \mathcal{M}_j для оновлення контрольних вузлів. Тоді з (11) та (12) отримаємо:

$$\mathcal{M}_{i \rightarrow j} = 2 \tanh^{-1} \left(\prod_{j' \in N(i) - \{j\}} \tanh \left(\frac{1}{2} \mathcal{M}_{j' \rightarrow i} \right) \right), \quad (4.2)$$

- для оновлення перемінного вузла;

-

$$\mathcal{M}_{i \rightarrow j} = \mathcal{M}_i + \sum_{i' \in N(j) - \{i\}} \mathcal{M}_{i' \rightarrow j}, \quad (4.3)$$

- для отримання декодованого виведення.

На рис. 4.12 представлено імітаційну схему складену у відповідності до математичних моделей описаних у розділі 2, 3 та програмних моделей описаних у розділі 4. В дослідженні використано кадри N довжиною 16200 та 64800. Виконувалось 10 ітерацій декодування для підвищення ефективності визначення ймовірності бітової помилки.

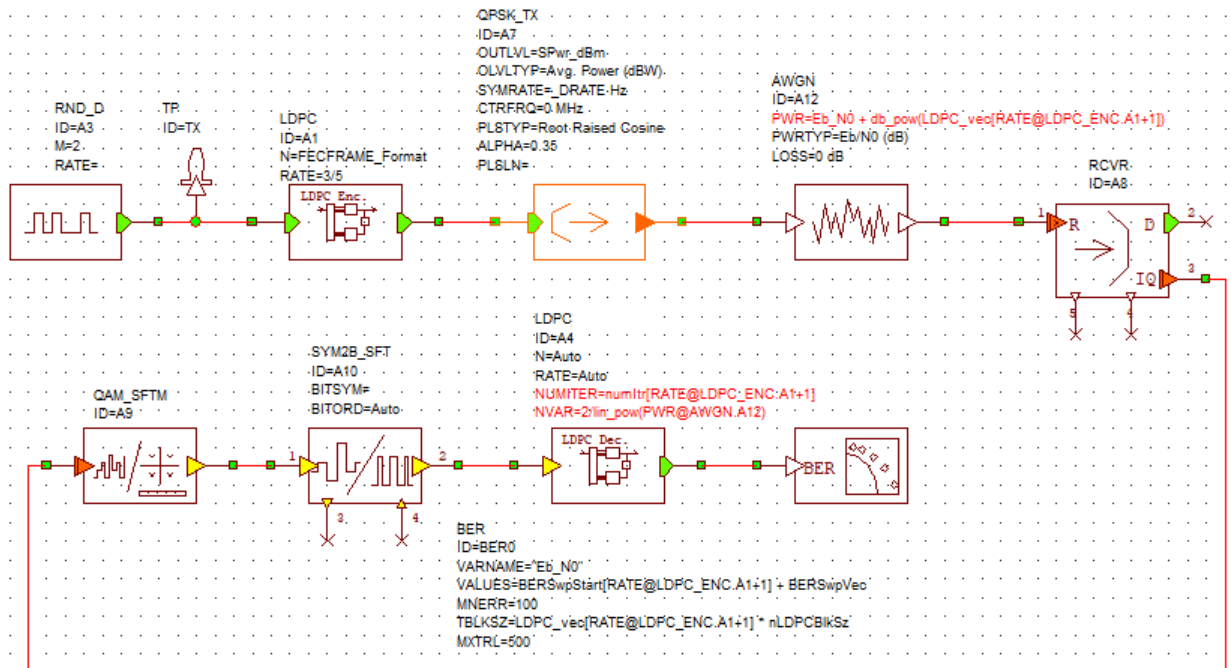
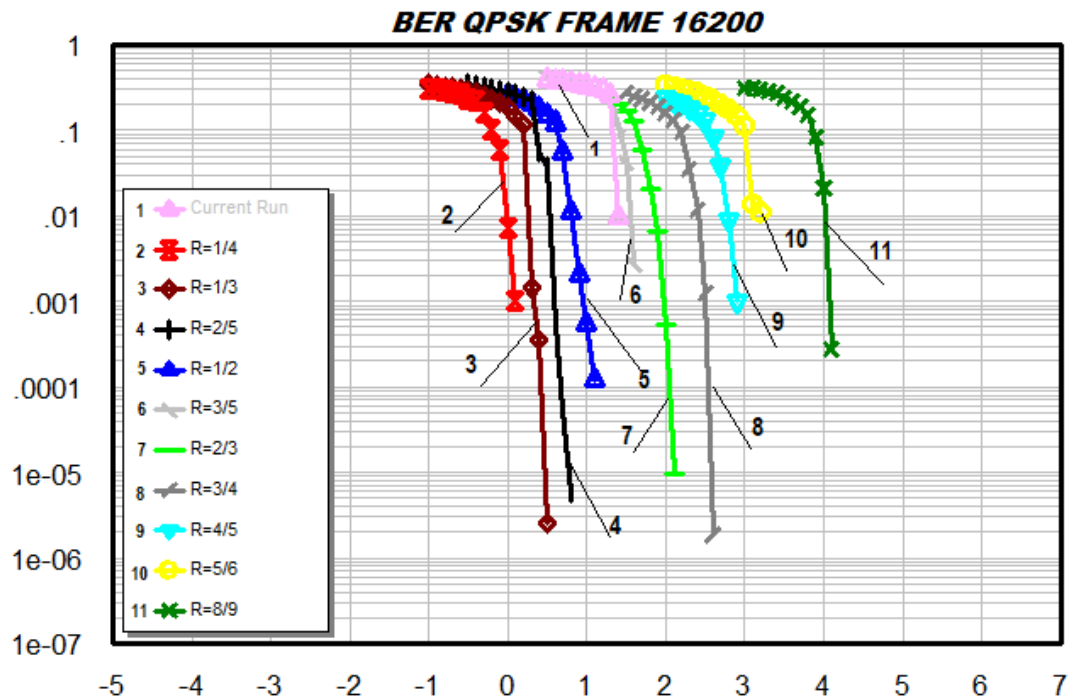


Рисунок 4.13 – Імітаційна схема для дослідження кодів НЦПП

В процесі дослідження використано кодові швидкості для кадра довжиною 16200 (1/4, 1/3, 2/5, 1/2, 3/5, 2/3, 3/4, 4/5, 5/6, 8/9) для фрейму довжиною 64800 (1/4, 1/3, 2/5, 1/2, 3/5, 2/3, 3/4, 4/5, 5/6, 8/9, 9/10). Відповідні графіки завадостійкості наведено на рис. 4.14.



a

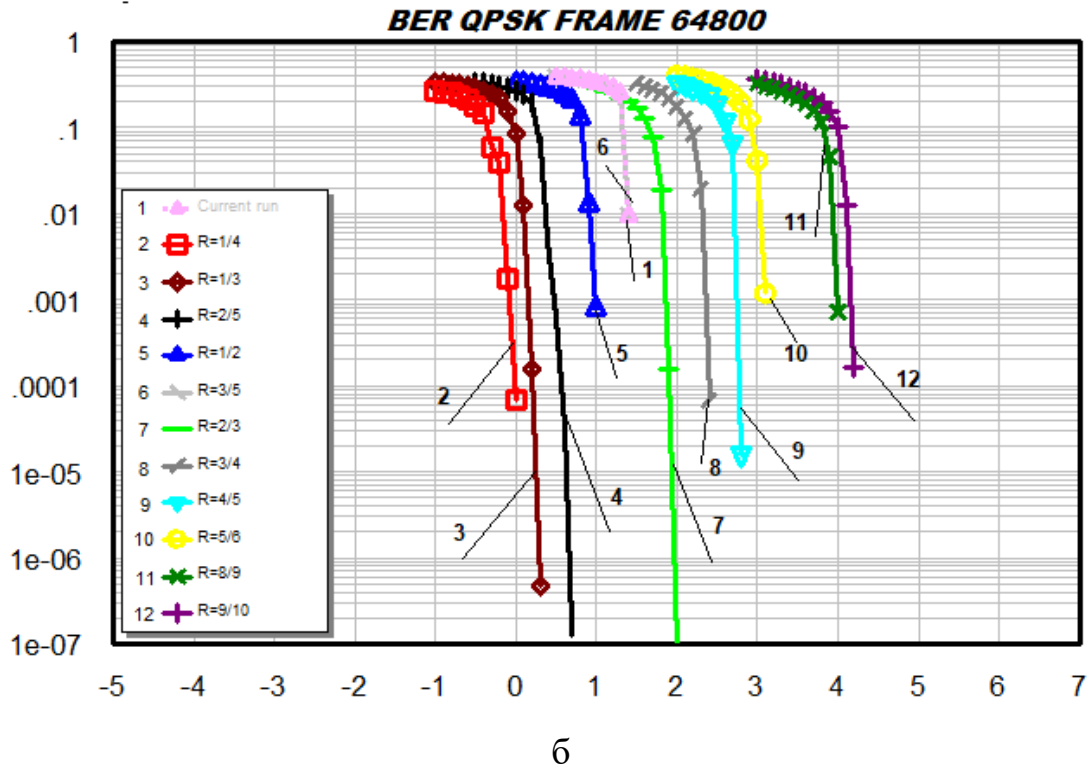


Рисунок 4.15 – Залежності завадостійкості кодів НЦПП : а-довжина кадра 16200, б-довжина кадра 64800

Відповідні графічні характеристики сигналів у вигляді констеляційної та спектральної діаграми представлено на рис. 4.16.

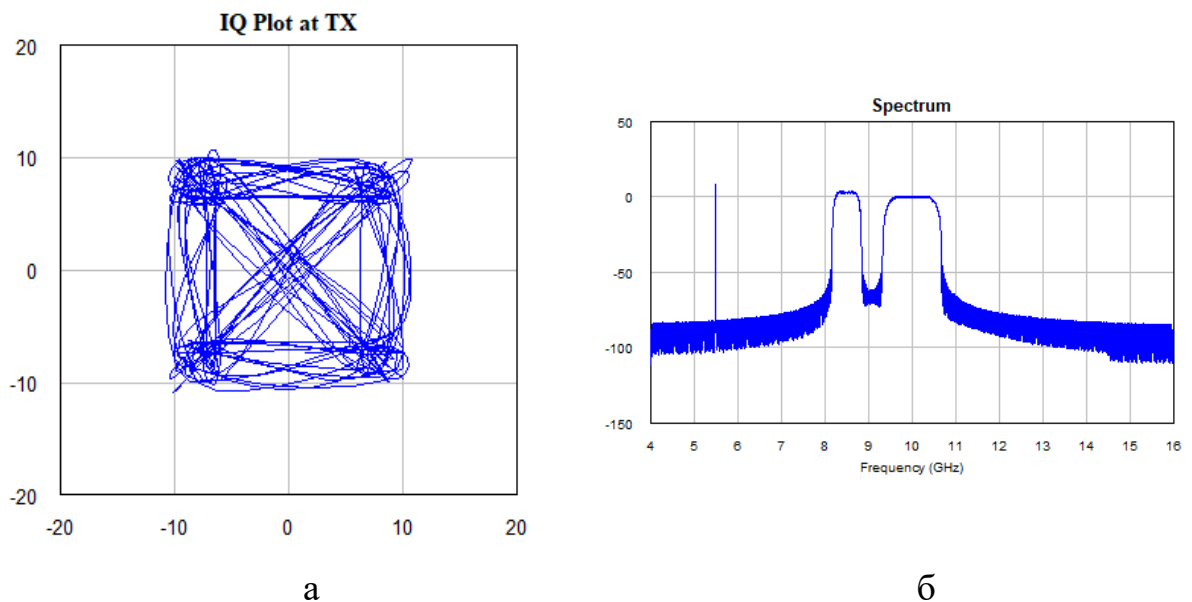


Рисунок 4.16 - Характеристики сигналів: а – констеляційна діаграма; б- спектральна діаграма

Висновки по розділу 4

1. Розглянуто основні характеристики і вимоги до проектування схеми декодування низькощільнісних кодів за частково-паралельною архітектурою.
2. Описано вибір програмних засобів дослідження телекомунікаційного каналу з низькощільнісними кодами.
3. Дослідження ефективності телекомунікаційного каналу з СКК на основі кодів низької щільності перевірок на парність.
4. Представлено результати математичного моделювання завадостійкості визначеної концепції декодера за різної кількості ітераційних циклів. Енергетичний виграш кодування збільшувався на 4,8 дБ ($BER=10E-5$) при переході від 3 до 10 ітераційних циклів.
5. Проведено моделювання декодера який реалізовано за алгоритмом “сума-добуток” на основі імітаційної схеми телекомунікаційного каналу з НЦПП-кодами.
6. Описано алгоритм функціонування декодеру “сума-добуток”, визначено, що процес декодування можна розглядати як ітеративний обмін векторними повідомленнями, які можна інтерпретувати як набір повідомлень між ДПВ та ДПВ.
7. Досліджено завадостійкість телекомунікаційного каналу з НЦПП-кодами за різних кодових швидкостей та довжини фрейму. Максимальний енергетичний виграш кодування склав 4,2 дБ.

ВИСНОВКИ

В магістерській роботі вирішено задачу розробки моделей ефективного кодування у телекомунікаціях на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність врахуванням швидкості кодування та кількості ітерацій декодування для забезпечення заданих показників завадостійкості. Підвищення завадостійкості сигнально-кодових конструкцій на основі низькощільнісних кодів проведено шляхом їх об'єднання з багатопозиційною цифровою модуляцією, що в підсумку дозволило розробити стратегію проектування декодера таких кодів та провести оптимізацію структури коду під конкретний телекомунікаційний канал. Отримано наступні результати:

1 Проведено аналіз існуючих методів та алгоритмів кодування та декодування низькощільнісних кодів з метою пошуку нової стратегії щодо формування схеми декодера та телекомунікаційного каналу.

2 Розроблено методику та стратегії декодування низькощільнісних кодів при його об'єднанні з багатопозиційною фазовою та амплітудною маніпуляцією на основі концепції “турбо” підходу. Основна ідея концепції полягає є проектування декодера з використання ітеративного обміну між м'яким детектором та власне декодером низькощільнісного коду.

3 Удосконалено підхід до проектування декодера низькощільнісного коду для каналу з фазовою маніпуляцією та дисперсією, а також для каналів без пам'яті. Набула подальшого розвитку методика реалізації блоку обробки сигналів приймальної частини каналу з низькощільнісними кодами та фазовою маніпуляцією, у випадку міжсимвольної інтерференції.

4 З'ясовані особливості об'єднання кодів з низькою щільністю перевірок на парність і цифрової модуляції в тому числі диференційної маніпуляції. Отримані результати оптимізації структури сигнально-кової конструкції з диференційною модуляцією під різні види каналів передачі інформації. Визначено можливості сигнально-кодових конструкцій на основі

низькощільнісних кодів та багатопозиційної квадратурної амплітудної маніпуляції і зокрема для її диференційної реалізації.

5 Проведено алгоритмізацію процесу декодування та здійснено моделювання телекомунікаційного каналу на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність та фазовою маніпуляцією з метою визначення завадостійкості телекомунікаційних каналів за різних умов декодування. Умови декодування визначались встановленням швидкості кодування та кількості ітерацій декодування. Максимальний енергетичний вигреш кодування склав 4,2 дБ.

ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ

- 1 Gallager R. G. Low Density Parity Check Codes / R. G. Gallager — Cambridge: M.I.T. Press, 1963. - P. 90.
- 2 Kim H. Error Correction Codes / H. Kim // Wireless Communications Systems Design: Wiley, 2015. - pp.123-207.
- 3 Бойко Ю. М. Теоретичні аспекти підвищення завадостійкості й ефективності обробки сигналів в радіотехнічних пристроях та засобах телекомунікаційних систем за наявності завад : монографія / Ю. М. Бойко, В. А. Дружинінін, С. В. Тольопа. - Київ : Логос, 2018. - 227 с.
- 4 Middlestead R. W. Coding for improved communications / R. W. Middlestead // in Digital Communications with Emphasis on Data Modems: Theory, Analysis, Design, Simulation, Testing, and Applications: Wiley, 2017. - pp.261-337.
- 5 Науково-прикладні питання забезпечення роздільної здатності і ефективності обробки сигналів у радіотехнічних та телекомунікаційних системах за наявності завад : монографія / Ю. М. Бойко, О. М. Шинкарук, Л. В. Карпова, І. І. Чесановський. – Хмельницький : ХНУ, 2019. – 218 с.
- 6 Бойко Ю.М. Моделі систем завадостійкого кодування у телекомунікаціях [Текст] / Ю. М. Бойко І. С. Пятін, А.В. Заєць // Вісник Хмельницького національного університету. Технічні науки. – 2020. – №4. – С. 174-183.
- 7 Пятін І. С. Дослідження енергетичної ефективності каналного кодування даних користувача кодами LDPC для систем зв'язку 5G [Текст] / І. С. Пятін, Ю. М. Бойко // Вісник Хмельницького національного університету. Технічні науки. – 2020. – №3. – С. 174-185.
- 8 Пятін І. С., Методика полярного кодування в 5G мобільних засобах телекомунікацій з багатопозиційною модуляцією / І. С. Пятін, Ю. М. Бойко // Вимірювальна та обчислювальна техніка в технологічних процесах. – Хмельницький, 2020. - №1. – С. 67-76.

9 Bae J., An overview of channel coding for 5G NR cellular communications / J. Bae, A. Abotabl, H. Lin, K. Song, and J. Lee // APSIPA Trans. on Signal and Inform. Proces., 2019. - № 8, E17.

10 Dehghan A. On the Tanner Graph Cycle Distribution of Random LDPC, Random Protograph-Based LDPC, and Random Quasi-Cyclic LDPC Code Ensembles / A. Dehghan and A. H. Banihashemi // IEEE Transactions on Information Theory, 2018. - T. 64, №. 6. - C. 4438-4451.

11 Liu K. Finite-Length Algebraic Spatially-Coupled Quasi-Cyclic LDPC Codes / K. Liu, M. El-Khamy and J. Lee // IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2016. - T. 34, №. 2. - C. 329-344.

12 Schlegel C. B. Convolutional LDPC Codes and Spatial Coupling / C. B. Schlegel, L. C. Perez // Trellis and Turbo Coding: Iterative and Graph-Based Error Control Coding : IEEE, 2015. - pp.465-492

13 Ali I. Hussain and S. Kim Protograph-Based Folded Spatially Coupled LDPC Codes for Burst Erasure Channels / I. Ali, H. Lee // IEEE Wireless Communications Letters, 2019. - T. 8, №. 2. - C. 516-519.

14 Nguyen T.T.B. Efficient QC-LDPC Encoder for 5G New Radio / T.T.B. Nguyen, Tan, T. Nguyen and H. Lee // Electronics, 2019. - №8, P 668.

15 Boiko J. Productivity of telecommunication systems with modified signal-code constructions / J. Boiko, I. Kovtun, S. Petrashchuk //2017 4th International Scientific-Practical Conference Problems of Infocommunications. Science and Technology (PIC S&T). – IEEE, 2017. – C. 173-178.

16 Guan W. Construction of block-LDPC codes based on quadratic permutation polynomials / W. Guan and L. Liang // Journal of Communications and Networks, 2015. - T. 17, №. 2. - C. 157-161.

17 Boiko J. Method of the adaptive decoding of self-orthogonal codes in telecommunication / J. Boiko, I. Pyatin, O. Eromenko and M. Stepanov // Indones. Journal of Electrical Engineering and Computer Science, 2020. - T. 19, №. 3. - C. 1287-1296.

18 Fang Y. A Survey on Protograph LDPC Codes and Their Applications,"/ Y. Fang, G. Bi, Y. L. Guan and F. C. M. Lau // IEEE Commun. Surveys & Tutorials, 2015. - T.17, №. 4. – С. 1989-2016.

19 Boiko J. Signal Processing in Telecommunications with Forward Correction of Errors / J. Boiko, O. Eromenko // Indonesian Journal of Electrical Engineering and Computer Science, 2018. - T.11, №. 3. - С. 868-877.

20 Liveris A. D. Compression of binary sources with side information at the decoder using LDPC codes / A. D. Liveris, Z. Xiong and C. N. Georghiades // IEEE communications letters, 2002. - Т. 6, №. 10. - С. 440-442.

21 Myung S. Qasi-cyclic LDPC codes for fast encoding / S. Myung, Y. Kyeongcheol, and K. Jaeyoel // IEEE Transactions on Information Theory, 2005. - Т. 51, №. 8. - С. 2894-2901.

22 Hocevar D. E. A reduced complexity decoder architecture via layered decoding of LDPC codes / D. E. Hocevar // IEEE Workshop on Signal Processing Systems (SIPS 2004). – IEEE, 2004. – С. 12-18.

23 Yang M. Design of efficiently encodable moderate-length high-rate irregular LDPC codes / M. Yang, W. E. Ryan, Y. Li // IEEE Transactions on Communications, 2004. - Т. 52, №. 4. - С. 564-571.

24 Yang S. A Soft Decodable Concatenated LDPC Code / S. Yang, Y. Han, X. Wu, R. Wood and R. Galbraith // IEEE Transactions on Magnetics, 2015. - Т. 51, №. 11. - С. 1-4.

25 Башкиров А. В. Реализация LDPC-декодера на массивно-параллельных вычислительных устройствах / А. В. Башкиров, А. Ю. Савинков, М. В. Хорошайлова // Вестник Воронежского государственного технического университета. – 2015. – Т. 11. – №. 6.

26 Овинников А. А. Исследование влияния спектра связанности циклов в графе Таннера на энергетический выигрыш кодирования известных LDPC кодов / А. А. Овинников // Цифровая обработка сигналов. – 2015. – №. 4. – С. 24-29.

27 Авдюхина О. С. Модель LDPC / О. С. Авдюхина, Л. А. Калыгина // Прикладная математика и информатика: современные исследования в области естественных и технических наук. – 2018. – С. 21-24.

28 B. Wang, Y. Zhu and J. Kang Two Effective Scheduling Schemes for Layered Belief Propagation of 5G LDPC Codes / B. Wang, Y. Zhu and J. Kang // IEEE Communications Letters, 2020. - Т. 24, №. 8. - С. 1683-1686.

29 Yu Y. LDPC codes optimization for differential encoded LDPC coded systems with multiple symbol differential detection / Y. Yu, Z. Jia, W. Tao and S. Dong // 2016 IEEE 5th Global Conference on Consumer Electronics, Kyoto. – IEEE, 2016. - С. 1-2.

30 Kulkarni V. Design of structured irregular LDPC codes from structured regular LDPC codes / V. Kulkarni and K. J. Sankar // Proceedings of the 2015 Third International Conference on Computer, Communication, Control and Information Technology (C3IT), Hooghly. – IEEE, 2015, С. 1-4.

31 Бахрушин В. Є. Математичні основи моделювання систем: навч. посіб. / В. Є. Бахрушин. - Запоріжжя, 2008. — 294 с.

Додаток А

**Матеріали апробації наукових результатів отриманих у дипломній
роботі**

ISSN 2307-5732

DOI 10.31891/2307-5732

НАУКОВИЙ ЖУРНАЛ

4.2020

ВІСНИК

Хмельницького

національного

університету

Том 1

Технічні науки

Technical sciences

SCIENTIFIC JOURNAL

HERALD OF KHMELNYTSKYI NATIONAL UNIVERSITY

2020, Issue 4, Volume 287, Part 1

Хмельницький

**ВІСНИК
ХМЕЛЬНИЦЬКОГО НАЦІОНАЛЬНОГО УНІВЕРСИТЕТУ
серія: Технічні науки**

Затверджений як фахове видання (перереєстрація)
Категорія «Б», РІШЕННЯ АТЕСТАЦІЙНОЇ КОЛЕГІЇ № 1643 ВІД 28.12.2019

Засновано в липні 1997 р.

Виходить 6 разів на рік

Хмельницький, 2020, № 4, Том 1 (287)

**Засновник і видавець: Хмельницький національний університет
(до 2005 р. – Технологічний університет Поділля, м. Хмельницький)**

Включено до науково-метричних баз:

Google Scholar	http://scholar.google.com.ua/citations?hl=uk&user=aUP9OYAAAAAJ
Index Copernicus	http://jml2012.indexcopernicus.com/passport.php?id=4538&id_lang=3
Polish Scholarly Bibliography	https://pbn.nauka.gov.pl/journals/46221

Головний редактор	Скиба М. Є. , д.т.н., професор, заслужений працівник народної освіти України, член-кореспондент Національної академії педагогічних наук України, ректор Хмельницького національного університету
Заступник головного редактора	Синюк О. М. , д.т.н., професор кафедри машин і апаратів, електромеханічних та енергетичних систем Хмельницького національного університету
Відповідальний секретар	Горященко С. Л. , к.т.н., доцент кафедри машин і апаратів, електромеханічних та енергетичних систем Хмельницького національного університету

Ч л е н и р е д к о л е г і ї

Технічні науки

Березненко С.М., д.т.н., Бойко Ю.М., д.т.н., Говорущенко Т.О., д.т.н., Гордєєв А.І., д.т.н., Грабко В.В., д.т.н., Диха О.В., д.т.н., Захаркевич О.В., д.т.н., Злотенко Б.М., д.т.н., Зубков А.М., д.т.н., Каплун П.В., д.т.н., Карташов В.М., д.т.н., Кичак В.М., д.т.н., Мазур М.П., д.т.н., Мандзюк І.А., д.т.н., Мартинюк В.В., д.т.н., Мельничук П.П., д.т.н., Місяць В.П., д.т.н., Мясіщев О.А., д.т.н., Нелін Є.А., д.т.н., Павлов С.В., д.т.н., Параска О.А., к.т.н., Прохорова І.А., д.т.н., Рогатинський Р.М., д.т.н., Горошко А.В., д.т.н., Сарібєкова Д.Г., д.т.н., Семенко А.І., д.т.н., Славінська А.Л., д.т.н., Сорокати́й Р.В., д.т.н., Харжевський В.О., д.т.н., Шинкарук О.М., д.т.н., Шклярський В.І., д.т.н., Щербань Ю.Ю., д.т.н., Ясній П.В., д.т.н., професор, Бубуліс Альгімантас, доктор наук (Литва), Елсаєд Ахмед Ельнашар, доктор наук (Єгипет), Кальчинські Томаш, доктор наук (Польща), Коробко Євгенія Вікторівна, д.т.н. (Білорусія), Лунтовський Андрій Олегович, д.т.н. (Німеччина), Матушевський Мацей, доктор наук (Польща), Мушлевський Лукаш, доктор наук (Польща), Мушял Януш, доктор наук (Польща), Натріашвілі Тамаз Мамієвич, д.т.н., (Грузія), Попов Валентин, доктор природничих наук (Німеччина)

<i>Технічний редактор</i>	Горященко К. Л., к.т.н.
<i>Редактор-коректор</i>	Броженко В. О.

**Рекомендовано до друку рішенням вченої ради Хмельницького національного університету,
протокол № 3 від 29.10.2020 р.**

Адреса редакції: редакція журналу "Вісник Хмельницького національного університету"
Хмельницький національний університет
вул. Інститутська, 11, м. Хмельницький, Україна, 29016

☎	(038-2) 67-51-08	web:	http://journals.khnu.km.ua/vestnik
e-mail:	visnyk.khnu@gmail.com		http://lib.khnu.km.ua/visnyk_tup.htm

Зареєстровано Міністерством України у справах преси та інформації.
Свідцтво про державну реєстрацію друкованого засобу масової інформації
Серія КВ № 9722 від 29 березня 2005 року

© Хмельницький національний університет, 2020
© Редакція журналу "Вісник Хмельницького національного університету", 2020

ЗМІСТ

**КОМП'ЮТЕРНІ НАУКИ, ІНФОРМАЦІЙНІ ТЕХНОЛОГІ,
СИСТЕМНИЙ АНАЛІЗ ТА КІБЕРБЕЗПЕКА**

К.Ю. БОБРОВНИКОВА, Д.О. ДЕНИСЮК МЕТОД ВИЯВЛЕННЯ ШКІДЛИВОГО ПРОГРАМНОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ШЛЯХОМ АНАЛІЗУ МЕРЕЖНОГО ТРАФІКУ ТА ПОВЕДІНКИ ПРОГРАМНОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ В КОМП'ЮТЕРНИХ СИСТЕМАХ	7
Є.Г. ГНАТЧУК, А.В. ГОРОШКО, В.Ю. ЧЕРНЕЦЬКА ПІДТРИМКА ПРИЙНЯТТЯ РІШЕНЬ ЩОДО МОЖЛИВОСТІ СУРОГАТНОГО МАТЕРИНСТВА НА ОСНОВІ ЦИВІЛЬНО-ПРАВОВИХ ПІДСТАВ	12
П.О. ГРИЦИШИН, О.А. ПАСІЧНИК, Т.К. СКРИПНИК ІНФОРМАЦІЙНА ТЕХНОЛОГІЯ ЗАВАНТАЖЕННЯ СЛІВ ПІСЕНЬ В РЕАЛЬНОМУ ЧАСІ ДЛЯ МОБІЛЬНИХ ПРИСТРОЇВ	17
М.С. ГРИЦЮК, О.А. ПАСІЧНИК, Т.К. СКРИПНИК ІНФОРМАЦІЙНА СИСТЕМА ПЛАНУВАННЯ НАЙКРАЩОГО ШЛЯХУ ДЛЯ ДОСТАВКИ ВАНТАЖУ ЗА ДОПОМОГОЮ ЗАДАЧІ КОМІВОЯЖЕРА	22
Н.М. ЗАЩЕПКІНА, К. О. МЕШКОВА ЗАСТОСУВАННЯ ТЕЛЕМЕДИЦИНИ ДЛЯ ПОКРАЩЕННЯ МОНИТОРИНГУ ХВОРИХ НА ЦУКРОВИЙ ДІАБЕТ	28
А.С. КАШТАЛЬЯН, О.С. САВЕНКО ПОКРАЩЕННЯ БЕЗПЕКИ ТА МОДЕЛЬ АНТИВІРУСНИХ ІНТЕЛЕКТУАЛЬНИХ ПРИМАНОК В КОРПОРАТИВНИХ КОМП'ЮТЕРНИХ МЕРЕЖАХ	33
С.М. ЛИСЕНКО, Т.М. КИСІЛЬ, Ю.О. НІЧЕПОРУК, А.В. ГОРОШКО МЕТОД ВИЯВЛЕННЯ КІБЕРЗАГРОЗ ТА ШПЗ ДЛЯ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ЖИВУЧОСТІ КОМП'ЮТЕРНИХ СИСТЕМ В КОРПОРАТИВНИХ МЕРЕЖАХ НА ОСНОВІ САМОАДАПТИВНОСТІ	39
Ю.Б. МИХАЙЛЯК, О.А. ПАСІЧНИК, Т.К. СКРИПНИК ІНФОРМАЦІЙНА СИСТЕМА РОЗУМНОГО СВІТЛОФОРА ДЛЯ РЕГУЛЮВАННЯ ДОРОЖНЬОГО ТРАФІКУ	44
Н.М. ЗАЩЕПКІНА, К.В. ЛУЦЕНКО ПРОГРАМНИЙ КОМПЛЕКС ДЛЯ ВИЗНАЧЕННЯ ПРОФЕСІЇ НА ОСНОВІ ТЕСТУ АМТХАУЕРА	50
В.М. ПРИШЛЯК, І.М. КУПЧУК, А.М. ДІДИК, В.М. КУПЧУК СТАН І ПЕРСПЕКТИВИ ЗАСТОСУВАННЯ ПРОГРАМ ВІДДАЛЕНОГО АДМІНІСТРУВАННЯ В НАВЧАЛЬНОМУ ПРОЦЕСІ СТУДЕНТІВ ІНЖЕНЕРНИХ СПЕЦІАЛЬНОСТЕЙ	56
А.П. САМІЛА, О.В. ГРЕСЬ, Т.А. КАЗЕМІРСЬКИЙ ДОСЛІДЖЕННЯ СХЕМНИХ РІШЕНЬ АМПЛІТУДНИХ ДЕМОДУЛЯТОРІВ АВТОДИННИХ СПІН- ДЕТЕКТОРІВ	63
Т.В. СІЧКО, І.І. РИБАК СИСТЕМНИЙ ПІДХІД ДО АНАЛІЗУ ОРГАНІЗАЦІЙНИХ СТРУКТУР	70
Ю.С. СОКОЛАН, О.В. РОМАНШИНА АНАЛІЗ ПРОГРАМНОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ДЛЯ НАВЧАННЯ ТА ПЕРЕВІРКИ ЗНАНЬ З ПИТАНЬ ОХОРОНИ ПРАЦІ	75
В.ЧИГІНЬ, М. ЧЕРНЕНКО ЕКСПЕРИМЕНТАЛЬНА СИСТЕМА І ПРОГРАМНЕ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ДЛЯ ДОСЛІДЖЕННЯ ФОТОПЕРЕСЛІДУВАННЯ РУХОМИХ ОБ'ЄКТІВ БЕЗПІЛОТНИМ ЛІТАЛЬНИМ АПАРАТОМ	84

Г.І. РАДЕЛЬЧУК, М.Л. ХОРОШУН КОНЦЕПЦІЇ ПРОЕКТУВАННЯ ДЕЦЕНТРАЛІЗОВАНОЇ ПЛАТІЖНОЇ СИСТЕМИ З ВЛАСНОЮ ЦИФРОВОЮ ВАЛЮТОЮ НА БАЗІ БЛОКЧЕЙН-ПЛАТФОРМИ ETHEREUM	89
--	----

МАШИНОБУДУВАННЯ, МЕХАНІКА ТА МАТЕРІАЛОЗНАВСТВО

І.І. КОВТУН, С.А. ПЕТРАЩУК, Ю.М. БОЙКО, Б.О. ПОГОРІЛИЙ НЕРУЙНІВНА ДІАГНОСТИКА ТЕХНІЧНОГО СТАНУ МАТЕРІАЛІВ ЕЛЕКТРОННОЇ ТЕХНІКИ МЕТОДОМ АКУСТИЧНОЇ ЕМІСІЇ	94
---	----

Д.А. МАКАТЬОРА МАТЕМАТИЧНЕ МОДЕЛЮВАННЯ ВТРАТ ПРИ ПОЗДОВЖНЬОМУ РІЗАННІ МАТЕРІАЛУ РИФЛЕНИМ НОЖЕМ З ОДНОСТОРОННЬОЮ ФОРМОЮ ПОПЕРЕЧНОГО ПЕРЕРІЗУ	100
---	-----

В.П. РОЙЗМАН, А.В. ГОРОШКО, С.А. ПЕТРАЩУК РОЗВ'ЯЗАННЯ РІВНЯННЯ ФРЕДГОЛЬМА ДЛЯ РУХУ НЕЗРІВНОВАЖЕНОГО РОТОРА З ДИСКРЕТНИМИ МАСАМИ	107
---	-----

Н.О. КОСТЮК, А.І. ГОРДЕЄВ, В.П. НЕЗДОРОВІН ЕКСПЕРИМЕНТАЛЬНІ ДОСЛІДЖЕННЯ ПРАЦЕЗДАТНОСТІ ВІБРАЦІЙНОЇ МАШИНИ ДЛЯ ЗНЕЗАРАЖУВАННЯ І ЗМІНИ ВЛАСТИВОСТЕЙ ВОДИ ТА ЕТАПИ ЇЇ ПРОЕКТУВАННЯ	112
---	-----

І.В. ДРАЧ ЗАДАЧІ ОПТИМІЗАЦІЇ В ДОСЛІДЖЕННІ ЕФЕКТИВНОСТІ РОБОТИ РІДИННОГО АВТОБАЛАНСУВАЛЬНОГО ПРИСТРОЮ. РОЗРАХУНОК ЙОГО ПАРАМЕТРІВ	119
---	-----

М.Г. ЗАЛЮБОВСЬКИЙ, І.В. ПАНАСЮК СИЛОВЕ ДОСЛІДЖЕННЯ ПРОСТОРОВОГО СЕМИЛАНКОВОГО МЕХАНІЗМУ МАШИНИ ДЛЯ ОБРОБКИ ДЕТАЛЕЙ	127
--	-----

V.D. KARAZEY, K.S. SOKOLAN INSTALLATION DEVICE FOR FLAT COMPONENT PARTS	134
---	-----

В.В. СТРЕЛЬБИЦЬКИЙ ЕКСПЕРИМЕНТАЛЬНЕ ДОСЛІДЖЕННЯ ВПЛИВУ НАПРАЦЮВАННЯ НА ТРИЩИНОСТІЙКІСТЬ СТАЛЕЙ МОСТОВИХ КРАНІВ	138
--	-----

ЕЛЕКТРОМЕХАНІКА, ЕЛЕКТРОТЕХНІКА ТА ЕНЕРГЕТИКА

К.Л. ГОРЯЩЕНКО, А.А. ТАРАНЧУК, Я.В. СУПРУНЮК, О.В. ЦИРА ЗАСТОСУВАННЯ КРИПТОГРАФІЧНИХ АЛГОРИТМІВ В СИСТЕМАХ ОБМЕЖЕНОЇ ПРОЦЕСОРНОЇ ПОТУЖНОСТІ	143
---	-----

О.І. ПОЛКАРОВСЬКИХ, І.В. ГУЛА ВИКОРИСТАННЯ НЕЛІНІЙНИХ ЦИФРО-АНАЛОГОВИХ ПЕРЕТВОРЮВАЧІВ ДЛЯ ПОБУДОВИ ПРЯМИХ ЦИФРОВИХ СИНТЕЗАТОРІВ ЧАСТОТИ (DDS)	149
---	-----

С.Г. НАТРОШВІЛІ, Б.М. ЗЛОТЕНКО, Т.І. КУЛІК СИСТЕМА ДИСТАНЦІЙНОГО КЕРУВАННЯ ПОБУТОВИМ ЕЛЕКТРОБОЙЛЕРОМ	155
--	-----

О.В. ОСАДЧУК, В.С. ОСАДЧУК, Я.О. ОСАДЧУК ДОСЛІДЖЕННЯ РЕАКТИВНИХ ВЛАСТИВОСТЕЙ ТУНЕЛЬНО-РЕЗОНАНСНОГО ДІОДА	160
--	-----

О.В. ЧЕРМАЛИХ, Д.Д. МУГЕНОВ ДОСЛІДЖЕННЯ РАДІАЦІЙНОЇ ЗАЛЕЖНОСТІ АМПЛІТУДИ ВИХІДНОЇ НАПРУГИ ПЕРЕТВОРЮВАЧА ЧАСТОТИ З ЛАНКОЮ ПОСТІЙНОГО СТРУМУ ЗА ДОПОМОГОЮ МАТЕМАТИЧНОЇ МОДЕЛІ	168
---	-----

АВТОМАТИЗАЦІЯ, ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЇ ТА РАДІОТЕХНІКА

Ю.М. БОЙКО, І.С. ПЯТІН, А.В. ЗАСЦЬ МОДЕЛІ СИСТЕМ ЗАВАДОСТІЙКОГО КОДУВАННЯ У ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЯХ	174
--	-----

В.С. ПЕТРУШАК РЕАЛІЗАЦІЯ ЦИФРОВОГО ГЕНЕРАТОРА ПЕРІОДИЧНИХ СИГНАЛІВ НА ПРОГРАМОВАНИХ ЛОГІЧНИХ ІНТЕГРАЛЬНИХ СХЕМАХ	184
П.Ф. РОБУЛЕЦЬ, Д.А. ВОВЧУК, С.Д. ГАЛЮК, Л.Ф. ПОЛІТАНСЬКИЙ ПРИСТРІЙ МОДУЛЯЦІЇ АНАЛОГОВИХ ГАРМОНІЧНИХ СИГНАЛІВ ШЛЯХОМ НЕПЕРЕРВНОГО РЕГУЛЮВАННЯ ПАРАМЕТРІВ КІЛЬЦЕВИХ РЕЗОНАТОРІВ	188
М.О. СЛОБОДЯН, А.А. ТАРАНЧУК, В.С. ГАВРОНСЬКИЙ ГЕНЕРУВАННЯ ШИРОКОСМУГОВИХ ХАОТИЧНИХ СИГНАЛІВ ДЛЯ ПРИХОВАНОЇ ПЕРЕДАЧІ ІНФОРМАЦІЇ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ СИСТЕМАХ	192
ТЕХНОЛОГІЇ ХІМІЧНОЇ, ХАРЧОВОЇ ТА ЛЕГКОЇ ПРОМИСЛОВОСТІ	
С.С. КАМЕНЕЦЬ, В.В. ВАСЮТИНСЬКА ВИКОРИСТАННЯ СУЧАСНИХ МЕТОДІВ ВІЗУАЛЬНОГО ДИЗАЙНУ ТА ПРОСТОРОВОГО МОДЕЛЮВАННЯ ДЛЯ СТВОРЕННЯ ШКІРГАЛАНТЕРЕЙНИХ ВИРОБІВ	199
А.І. БАБИЧ, А.В. ЗАГОРСЬКА, В.П. КЕРНЕСИ, О.А. ВУШТЕЙ РОЗРОБКА КОЛЕКЦІЇ ЖІНОЧИХ СУМОЧНИХ ВИРОБІВ В ЕКОСТИЛІ	205
А.І. БАБИЧ, В.П. КЕРНЕСИ ДОСЛІДЖЕННЯ ФІЗИКО-МЕХАНІЧНИХ ХАРАКТЕРИСТИК ШКІРЯНИХ МАТЕРІАЛІВ, ДЕКОРОВАНИХ ПЕТРИКІВСЬКИМ РОЗПИСОМ, В ПРОЦЕСІ ВИГОТОВЛЕННЯ ТА ЕКСПЛУАТАЦІЇ ВЗУТТЯ І АКСЕСУАРІВ	210
А.І. БАБИЧ, В.В. ГОРБЕНКО РОЗРОБКА КОЛЕКЦІЇ МОЛОДІЖНИХ ПОЯСНИХ СУМОК В СТИЛІ «БАНАНКА»	217
Л.М. БЕРЕЗІН ІННОВАЦІЙНІ ТРЕНДИ ВИРОБНИКІВ ПАНЧІШНО-ШКАРПЕТКОВИХ АВТОМАТІВ НА ШЛЯХУ ДО INDUSTRY 4.0	222
Т.А. ДЗИКОВИЧ, А.О. ШЕПЕЛЯ ДИЗАЙН-ПРОЕКТУВАННЯ ДИТЯЧОГО ТРИКОТАЖНОГО ОДЯГУ НА ОСНОВІ АНІМАЦІЙНОГО СЕРІАЛУ	227
О.В. ПАХОЛЮК, Г.О. ПУШКАР, І.С. ГАЛИК, Б.Д. СЕМАК ТЕКСТИЛЬНА НАНОПРОДУКЦІЯ УКРАЇНИ: СУЧАСНИЙ СТАН ТА ОСОБЛИВОСТІ ЕКСПЕРТИЗИ	233
Д.В. ПРИБЕГА, С.В. СМУТКО, М.Є. СКИБА, С.Ю. КОРСУН ЗАСТОСУВАННЯ МІКРОПРОЦЕСОРНИХ СИСТЕМ КЕРУВАННЯ ДЛЯ ФОРМУВАННЯ ДИНАМІЧНО РОЗГОРНУТОГО ЗОБРАЖЕННЯ	239
В.О. ПРИВАЛА ВИКОРИСТАННЯ МІКРОХВИЛЬОВОЇ ТЕХНОЛОГІЇ В ПРОЦЕСІ ОЧИЩЕННЯ ВОВНЯНОЇ ПРЯЖІ НА ТЕКСТИЛЬНИХ ПІДПРИЄМСТВАХ	248
В.Ю. ЩЕРБАНЬ, О.З. КОЛИСКО, Ю.Ю. ЩЕРБАНЬ, М.І. ШОЛУДЬКО, Г.В. МЕЛЬНИК АЛГОРИТМІЧНІ ТА ПРОГРАМНІ КОМПОНЕНТИ КОМП'ЮТЕРНОГО ВИЗНАЧЕННЯ НАТЯГУ ДЛЯ ШАЙБОВОГО НАТЯГУВАЧА З ВИКОРИСТАННЯМ РЕКУРСІЇ	252

АВТОМАТИЗАЦІЯ, ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЇ ТА РАДІОТЕХНІКА

DOI 10.31891/2307-5732-2020-287-4-174-183
 УДК 621.317.73

Ю.М. БОЙКО, І.С. ПЯТИН, А.В. ЗАЄЦЬ
 Хмельницький національний університет

МОДЕЛІ СИСТЕМ ЗАВАДОСТІЙКОГО КОДУВАННЯ У ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЯХ

В роботі представлено результати синтезу та аналізу можливого сценарію декодування кодів низької щільності перевірок на парність. Розглянуті принципи декодування кодів низької щільності перевірок на парність на основі турбо-підходу. Сформовано схему передавальної та приймальної частини телекомунікаційного каналу з використанням кодування з низькою щільністю перевірок на парність. Описано математичні моделі досліджуваної схеми декодування. Досліджено динаміку роботи декодера та визначено енергетичну ефективність декодування за різної кількості ітераційних циклів. Наведено результати моделювання телекомунікаційного каналу з кодами низької щільності перевірок на парність на основі алгоритму декодування «сума-добуток». Досліджена завадостійкість телекомунікаційного каналу з кодами низької щільності перевірок на парність при зміні кодової швидкості.

Ключові слова: коди LDPC, кодер, декодер, модулятор, завадостійке кодування.

J. BOIKO, I. PYATIN, A. ZAIETS
 Khmelnytskyi National University

MODELS OF NOISELESS CODING SYSTEMS IN TELECOMMUNICATIONS

The paper presents the results of the synthesis and analysis of a possible scenario for decoding low-density parity-check codes. The principles of decoding low-density parity-check codes based on the turbo approach are considered. The modern communication theory is based on a scientific task, the essence of which is based on the synthesis of a model of information transfer from an information source to a receiver based on its spatial or temporal dislocation. We will design the decoder based on the "turbo" approach on the basis that the modulation and code will be processed in the receiving device separately. A diagram of the transmitting and receiving parts of the telecommunication channel is formed using coding with a low density of parity checks. The mathematical models of the investigated decoding scheme are described. The dynamics of the decoder's operation is investigated and the energy efficiency of decoding for a different number of iteration cycles is determined. The mathematical model of the proposed decoder scheme is presented on the basis of such a statistical parameter as the message distribution function (the average mutual information between the total number of transmitted bits of the codeword and the general message in the decoder, which refers to a specific bit). The modelling process is a fundamental and central step in the analysis and design of advanced communications systems. The decoding process of the decoder for low density parity codes was represented as an iterative exchange of message sets between the variable node detector and the check node detector. In particular, every time when the target task for the design of a telecommunication system is to obtain high system performance close to the theoretical (final) boundaries, the quality of the model has a direct impact on the final result. It is possible to quantify the result obtained using information-theoretical tools. The results of modelling a telecommunication channel with low-density parity-check codes based on the "Sum-Product" decoding algorithm are presented. The noise immunity of a telecommunication channel with codes of low density of parity checks when changing the code rate is investigated.

Keywords: LDPC codes, encoder, decoder, modulator, noiseless coding.

Вступ. Аналіз літературних джерел. Сучасна теорія зв'язку базується на науковому завданні, суть якого ґрунтується на синтезі моделі передачі інформації від джерела інформації до отримувача на основі його просторової або часової дислокації – місця розміщення [1–3]. Загальними для вирішення такої задачі є наукові підходи які містять такі кроки: спостереження за природою; математичне моделювання спостережуваних явищ; валідація моделі. Інжиніринг, тобто проектування системи зв'язку, додає четвертий крок: виведення на основі математичної моделі практичного рішення для виконання заданого завдання.

Таким чином, процес моделювання є основним і центральним кроком в аналізі та проектуванні вдосконалених систем зв'язку. Зокрема, щоразу, коли цільовим завданням проектування телекомунікаційної системи є отримання високої продуктивності системи, близької до теоретичних (граничних) меж, якість моделі має прямий вплив на кінцевий результат. Кількісно оцінити отриманий результат можна за допомогою інформаційно-теоретичних інструментів [3–5].

Якість системи передачі у телекомунікаціях можна визначити, проаналізувавши різницю між послідовністю A та послідовністю \hat{A} та виразити її через певні параметри. В приведеному нижче дослідженні, розглядалась модель передачі цифрового потоку даних, тобто дискретний цифровий процес A , що складається з послідовності символів $\{a_k\}$, що належать до дискретного набору можливих значень \mathbb{A} . На виході приймача утворюється відповідна послідовність виявлених символів $\hat{A}=\{\hat{a}_k\}$, причому $a_k \in \mathbb{A}$. Для бінарних символів, найбільш актуальним показником якості передачі є ймовірність бітової помилки, а саме ймовірність помилки для загального біта в цифровому потоці [4], тобто:

$$p_e = p\{a_k \neq \hat{a}_k\}. \quad (1)$$

Середню ймовірність помилки можна представити наступним чином:

$$p_e = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n p\{a_k \neq \hat{a}_k\}. \quad (2)$$

Кілька важливих сімейств кодів для сучасних телекомунікацій належать, також, і до лінійних блокових кодів, серед яких: коди Ріда-Соломона (РС), коди Хеммінга (Х); турбокоди (Т-К); коди LDPC (НЩПП), а також циклічні коди Боуза-Чоудхурі-Хоквінгема (БЧХ) [5-8].

Звичайно кодування потоку даних може виконуватися двома різними способами: (а) блокове кодування та (б) кодування потоку. Перший тип кодування полягає в розподілі послідовності даних на блоки довжиною K і застосуванні до кожного блоку функції кодування, з метою утворення окремих кодових слів довжиною N . Отримані кодові слова з'єднуються для формування кодової послідовності. У потоковому кодуванні послідовність даних подається на автомат з кінцевим саном (МКС), який формує один або більше кодових символів для кожного символу вхідних даних.

Загалом, блоковий код C – це векторна функція, що асоціює вектор K елементів, що належать множині A із вектором з N елементів, що належать до набору \mathfrak{F} . Якщо припустити, що функція є ін'єктивною, набір усіх кодових слів дорівнюють $[Card(A)]^K$, де $Card(A)$ – це кардинальність A .

Швидкість коду R_c , виражена у бітах на вихідний символ, визначається як:

$$R_c = \frac{K \log_2 Card(A)}{N} \quad (3)$$

Лінійний блоковий код над q -тим кінцевим полем Галуа [4] який позначається як $GF(q)$ – це векторна лінійна функція, яка асоціює K -розмірний вектор a елементів у $GF(q)$, тобто дані, що кодуються і n -мірний вектор x елементів у $GF(q)$, тобто кодове слово, за наступним правилом:

$$x = Ga, \quad (4)$$

де G – матриця в $GF(q)$, що називається генераторною матрицею [8, 9]. Крім того, набір усіх кодових слів може бути охарактеризований матрицею перевірки парності, яку позначимо H і яку можна отримати при певній трансформації G . Вектор x є кодовим словом тоді і лише тоді, коли:

$$Hx = 0. \quad (5)$$

Таким чином множина всіх кодових слів визначається як нульовий простір матриці перевірки парності H .

Існує кілька методик декодування лінійних блокових кодів. Зокрема, можливі два підходи: (а) жорстке виведення декодування, яке виводить оцінки кодових слів або символів даних, і (б) декодування з м'яким виходом, яке виводить ймовірність кожного кодового слова або символу даних, тобто це оцінка того, скільки кодових слів або символівних даних може приймати кожне можливе значення.

В роботі [1] описано результати дослідження енергетичної ефективності каналного кодування даних користувача кодами LDPC для систем зв'язку 5G. Розглянуті принципи узгодження швидкості і виконання гібридного автоматичного запиту на повторення (HARQ). Проведений аналіз структурної схеми і моделі каналу зв'язку з кодами LDPC. В статтях [2, 3] описано різні сценарії використання розширеного мобільного ширококутового зв'язку для технології 5G. Зокрема акцентовано на специфічних можливостях кодів з низькою щільністю перевірок на парність (5G LDPC) які розроблені для підтримки високої пропускну здатності, змінної швидкості та довжини коду та задовільної виправної здатності. Дослідження які описано у роботах [4-7], торкаються питань адаптивного декодування, конструювання сигнально-кодових конструкцій на основі турбо-кодів, РС-кодів, БЧХ-кодів. В цих роботах наведено важливі результати досліджень описаних кодів в каналах з багатопозиційною модуляцією. Наводяться загальні рекомендації щодо вибору швидкості кодування, структури кодів в телекомунікаційних каналах з різним рівнем шумів та завад. Роботи [10–14] зосереджені на описі квазіциклічних LDPC-кодів для швидкого кодування, архітектури декодера зі зниженою складністю завдяки пошаровому декодуванню LDPC-кодів.

У запропонованій роботі наводиться синтез та аналіз можливого сценарію до проектування декодера кодів з НЩПП та основі турбо-підходу. Основна мета такого дослідження полягає у оцінці ефективності коду НЩПП при формуванні сигнально-кодової конструкції з цифровою модуляцією. Ефект від застосування запропонованої конструкції декодера оцінювався за різної кількості ітерацій декодування, шляхом визначення ймовірності бітової помилки. Модель телекомунікаційної системи з кодами НЩПП була досліджена імітаційним моделюванням і зміною кількості ітераційних циклів декодування та швидкості кодування для визначення енергетичного виграшу.

Проектування НЩПП-декодера на основі турбо-підходу. Проектування декодерів НЩПП-кодів які призначені для декодування сигнально-кодових конструкцій у телекомунікаційних каналах, будемо розглядати на основі двох підходів: графічного і турбо. Основна відмінність таких підходів ґрунтується на конструкції і реалізації блоку обробки сигналів. Однаковим для двох підходів, є конструкція передавальної частини телекомунікаційного каналу, що містить НЩПП-кодер і модулятор.

Для першого підходу, що ґрунтується на графах [1], наявність модулятора для утворення сигнально-кодової конструкції може бути враховано шляхом розширення графу НЩПП-коду до більш загального. Однак цей процес супроводжується введенням нових вузлів які загалом повинні враховувати нові обмеження, що викликані модуляцією і каналом. В цьому випадку доцільно канал і модулятор інтерпретувати як сукупність кореляційних схем поєднання НЩПП-коду та М-PSK або QAM модуляції. Під час моделювання таких схем на перший план виходить пересторога відносно нових обмежень на граф, а саме виникнення коротких циклів які в кінцевому рахунку можуть вплинути на продуктивність алгоритмів

декодування.

Проектування декодера на основі “турбо” підходу будемо здійснювати на тих засадах, що модуляція і код будуть оброблятися в приймальній пристрої окремо [15]. В приймальній пристрої використаємо “м’яку” схему демодулятора який спроектуємо так щоб він міг враховувати апіорні ймовірності модульованих бітів кодового слова. Звичайно апіорна ймовірність переданих бітів дорівнює 1/2, тобто “0” і “1” рівноймовірні. Однак, врахування загальних апіорних ймовірностей у “м’якій” схемі демодулятора дозволяє приймати інформацію від зовнішнього блоку обробки. Таким блоком, в нашому випадку, буде НЩПП-декодер який буде ітеративно обмінюватись даними із “м’якою” схемою детектору.

Представимо схему на рис. 1, де детектор за “м’якою” схемою і програмний НЩПП-декодер підключено в обидвох напрямках: схема “м’якого” детектору обчислює повідомлення і відправляє їх на НЩПП-декодер, який далі обчислює нові повідомлення які повинні бути спрямовані з апіорною ймовірністю на вхід “м’якої” схеми детектору.

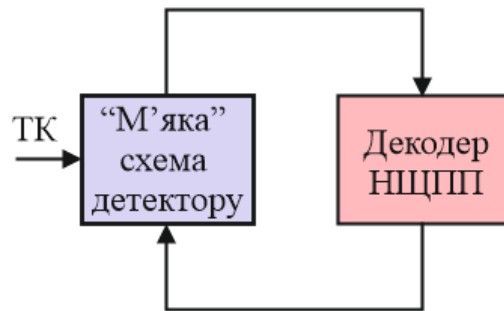


Рис. 1. Схема декодування на основі турбо-підходу: ТК – телекомунікаційний канал

Така конструкція досить схожа на конструкцію турбодекодера [15]. В такому випадку канал і модулятор зв’язано з “м’яким” детектором, а кодер з виправленням помилок зв’язано з НЩПП-декодером. Головний недолік такого підходу полягає в тому, що розділення на окремі блоки призводить до того, що кожен блок враховує специфічні особливості каналу зв’язку і загальний результат може бути неоптимальним. Це слід враховувати в кінцевому результаті проектування.

Проведемо проектування передавальної та приймальної частини телекомунікаційного каналу з НЩПП-декодером. Врахуємо, що у [2–4] процес декодування декодеру НЩПП представлено як ітеративний обмін наборами повідомлень між детектором перемінного вузла (ДПВ) і детектором перевірного вузла (ПВД). На рис. 2 а та б, відповідно, представлено схему передавальної та приймальної частини каналу:

За схемою на рис. 2а, інформаційна послідовність у двійковій формі $\{x_i\}$ потрапляє на НЩПП-кодер де перетворюється у кодове слово $\{y_i\}$. Далі, двійкові символи використовуються для модуляції високого порядку $\{c_k\}$. Задача внутрішнього кодера-модулятора (ВК(М)) полягає у підвищенні завадостійкості при передачі інформації по ТК. На вхід приймальної частини, рис. 2б, потрапляє сукупність випадкових значень переданого сигналу $\{r_k\}$. Приймальну частину на рис. 2б, було розділено на два блоки А та Б. У першому блоці А, розміщено кодовий демодулятор з “м’яким” входом і “м’яким” виходом (КД-МВМВ). Основне призначення цього блоку – обчислення апостеріорної ймовірності двійкових символів $\{y_i\}$ на основі відомостей про ТК та відповідних апіорних ймовірностей з блоку “Декодер НЩПП-ДПВ”.

Детектор перемінних вузлів НЩПП-коду (ДПВ) пов’язаний з перемінними вузлами у дводольному графі [1–5]. Цей блок призначено для обчислення ймовірності кожного двійкового символу $\{y_i\}$ на основі ймовірності КД-МВМВ та інформації яку отримано з блоку Б із врахуванням обмежень, що накладено на конкретну СКК. У свою чергу, блок Б включає частину декодеру НЩПП, а саме “Декодер НЩПП-ПВД”, що пов’язана з перевірними вузлами у дводольному графі коду. Декодер НЩПП-ПВД обчислює ймовірність кожного двійкового символу $\{y_i\}$ на основі апіорних ймовірностей які отримано з блоку “Декодер НЩПП-ДПВ” та на основі обмежень накладених на конкретну СКК.

Ймовірності які отримано на виході блоку А, що виражено у формі логарифму правдоподібностей (ЛП) [8, 9], обчислювали у наступній послідовності:

1. ДПВ обробляє повідомлення, що надходять з блоку Б, шляхом виконання в кожному перемінному вузлі додавання усіх вхідних повідомлень за виключенням повідомлення яке надходить з блоку КД-МВМВ; отримані повідомлення далі передаються в блок КД-МВМВ як апіорна ймовірність.
2. Блок КД-МВМВ виконує обчислення у відповідності до внутрішнього алгоритму на основі спостережень щодо ТК і відповідної апіорної інформації.
3. ДПВ обчислює повідомлення які мають бути спрямовані в блок Б у відповідності до визначеного алгоритму декодування НЩПП-коду при цьому використовується як апіорна інформація повідомлення від КД-МВМВ.

Загальний алгоритм декодування який пропонується представимо так:

- На першому етапі апіорна ймовірність символів $\{y_i\}$ на вході блоку А (тобто та яка надходить до блоку Б) відповідає повній невизначеності (має значення яке дорівнює 0 в області відношення ЛП).

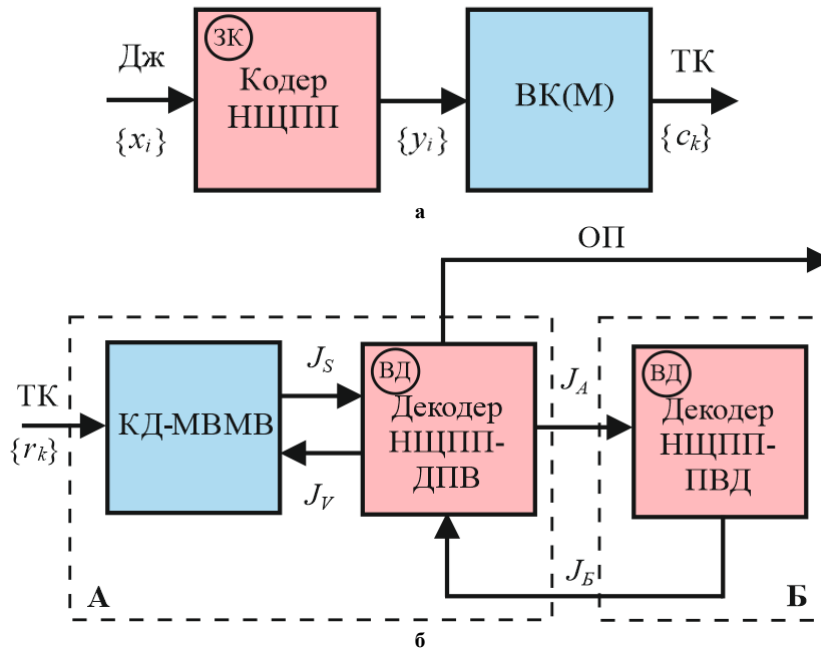


Рис. 2. Структурна схема передавальної та приймальної частини телекомунікаційного каналу з кодуванням НЦПП: ТК – телекомунікаційний канал

- Декодування починається з блоку А, який обчислює вхідну ймовірність і спрямовує її до блоку Б. На першому етапі вихідна інформація з блоку А складається з вихідних даних блоку КД-МВМВ так як всі повідомлення які надходять з ПВД будуть дорівнювати нулю. Отже, ПВД (тобто блок Б) обчислює зовнішню інформацію яка повинна бути передана блоку А.

- Далі, алгоритм повторюється з другого кроку до тих пір, поки не буде отримано дійсне кодове слово НЦПП-коду або поки не буде досягнута максимальна кількість ітерацій.

- У випадку, якщо кодове слово НЦПП-коду неотримане, застосовується додатково стандартний алгоритм декодування НЦПП-коду на підставі останньої зовнішньої інформації на виході блоку ДПВ. Такий процес буде еквівалентним повторенню інформації лише між блоками ДПВ і ПВД.

- В кінці процесу декодування повна ймовірність декодованої інформації обчислюється у ДПВ і надходить до отримувача повідомлень (ОП).

Математичну модель роботи запропонованої схеми декодера можна представити на основі такого статистичного параметру як функція розподілу повідомлень (ВІ) (середня взаємна інформація між загальною кількістю переданих бітів кодового слова і загальним повідомленням у декодері, що відноситься до конкретного біту).

Якщо кожне повідомлення m у кодовому наборі має однаковий і відомий розподіл $(p(m|a))$, де a – відповідний біт, то ВІ можна представити у вигляді [8]:

$$J = \sum_a \int p(m|a) P(a) \log \frac{p(m|a)}{p(m)} dm. \tag{6}$$

Для реального випадку, коли розподіл повідомлень не дорівнює один одному, або повідомлення наперед невідоме, для визначення ВІ можна скористатись наступним виразом:

$$J = \frac{1}{L} \sum_{i=1}^L J_i, \tag{7}$$

де J_i – це ВІ між i -м повідомленням і відповідним бітом, а L – загальна кількість повідомлень.

Повертаючись до рис. 2 б, для обчислення вихідної діаграми ВІ для блоків А та Б, отримаємо, що блок Б буде характеризуватись лише кривою НЦПП-ПВД, а вихідна крива ВІ блоку А буде отримана шляхом об'єднання кривої НЦПП-ДПВ та КД-ПВПВ.

$$J_B = 1 - \sum_j \beta_j I(\sqrt{j-1} I^{-1}(1-J_A)) , \tag{8}$$

$$J_A = \sum_j \gamma_j I(\sqrt{(j-1)J^{-1}(J_B)^2 + (I^{-1}(J_S))^2}) , \tag{9}$$

де функцію I визначено у вигляді:

$$I(\sigma) = \int_{-\infty}^{+\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{(x-\sigma^2/2)^2}{2\sigma^2}} \log \frac{2}{1+e^{-x}} dx . \tag{10}$$

У свою чергу, J_s є функцією на виході блоку КД-ПВПВ і є функцією ВІ J_V повідомлень переданих ДПВ блоку КД-ПВПВ, а отже може відповідати вихідній кривій боку КД-ПВПВ. ВІ I_V повідомлень переданих НЦПП ДПВ блоку КД-ПВПВ, можна розрахувати так:

$$J_V = \sum_i \gamma_i I(\sqrt{i} I^{-1}(J_B)). \tag{11}$$

Моделювання діаграми роботи декодера у відповідності до описаних математичних моделей наведено на рис. 3.

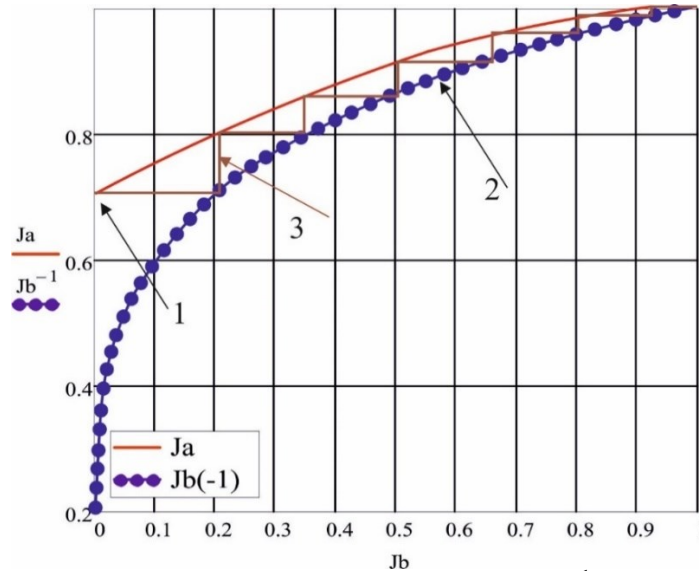


Рис. 3. Діаграма, що характеризує роботу декодера: 1 – початкова точка; 2 – J_b^{-1} ; 3 – траєкторія роботи декодера

На рис. 4 представлено результати математичного моделювання завадостійкості описаного декодера НЦПП-кодів.

Проводилось дослідження НЦПП-коду типу (3, 6) з довжиною кодового слова 12000. Визначалась ймовірність бітової помилки (BER) від відношення сигнал/шум в ТК для зазначеного коду і відповідно нижня (UB) і верхня границі (LB). Дослідження проводилось для 3-х, 5-и і 10-и ітерацій.

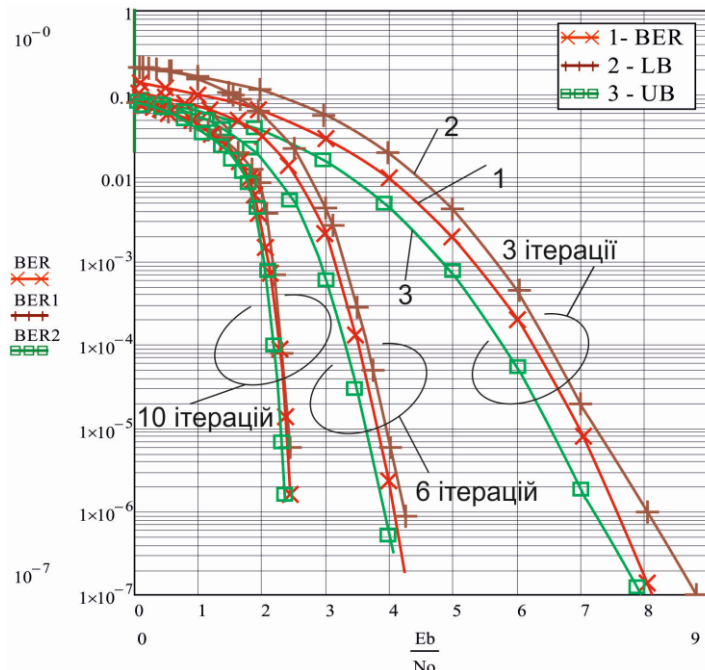


Рис. 4. Залежності завадостійкості для коду НЦПП (довжина 12000) для 3-х, 6-и та 10-и ітерацій: 1 – для ТК; 2 – LB верхня границя; 3 – UB нижня границя

Результати дослідження вказують на значний вплив кількості ітераційних циклів для описаного алгоритму на завадостійкість декодера. Енергетичний вииграш кодування збільшувався на 4,8 дБ (BER=10E-5) при переході від 3 до 10 ітераційних циклів.

Дослідження ефективності телекомунікаційного каналу з СКК на основі кодів низької щільності перевірок на парність

Для дослідження ефективності телекомунікаційного каналу з НЦПП-кодами проводили моделювання декодера який реалізовано за алгоритмом “сума-добуток” (SPA) із визначенням логарифмічного відношення правдоподібностей (LLR) та використанням матриці перевірки парності [1]. Передбачалось, що дані передавались по каналу з адитивним білим гаусівським шумом (AWGN).

Послідовність виконання кроків алгоритму “сума-добуток” для НЦПП-кодів наступна:

1. Обчислюються усі значення надійності для символів в кодовому слові. Ці значення відповідають для кожного вузла змінної значенню m_0 , як на рис. 4.

На рис. 5 показано вузол змінного ступеню- d_v та схематично показано вхідні та вихідні повідомлення. На рисунку представлено вхід пов'язаний з вузлом і значення якого позначено m_0 . Це значення представляє собою значення надійності введення пов'язане з бітом, що відповідає змінному вузлу який описується в області логарифмічної правдоподібності. Це вхідне значення надійності звичайно обчислюється на основі спостережень каналу.

2. Обнуляються всі повідомлення які приходять з перевірочних вузлів.

3. Обчислюються вихідні повідомлення перемінних вузлів наступним чином.

Кожний перемінний вузол ступеня d_v як показано на рис. 5 обчислює вихідне повідомлення d_v наступним чином:

$$m_j^v = m_0 + \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{d_v} m_i^v, \tag{12}$$

де m_{vj} – це j -е вихідне повідомлення, а m_{vi} – i -е вхідне повідомлення, яке надходить з контрольного вузла. Іншими словами, перемінний вузол обробляє усі повідомлення на своєму вході як незалежне резервування: d_v-1 від перевірочних вузлів, а один, m_0 , відповідає відношенню ймовірності, що пов'язане із зовнішнім спостережачем. Таке зовнішнє спостереження може бути вибіркою з каналу або може відповідати апріорній інформації щодо відповідного біта.

4. Повідомлення передаються на перевірочні вузли.

5. Обчислюються вихідні повідомлення перевірочних вузлів використовуючи формулу:

$$m_j^c = 2 \operatorname{atanh} \prod_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{d_c} \tanh \frac{m_i^c}{2}, \tag{13}$$

де m_{cj} – це j -е вихідне повідомлення, а m_{ci} – i -е вхідне повідомлення, що надходить з перемінних вузлів. Аналогічно до випадку з перемінним вузлом, повідомлення, яке надходить з j -го напрямку не використовується для обчислення вихідного повідомлення на j -му напрямку. Повідомлення можуть бути інтерпретовані як відношення правдоподібностей (ВП) які пов'язані з перемінними вузлами до яких спрямовано повідомлення.

6. Повідомлення переносяться в перемінні вузли.

7. Потрібно переконавшись, що виконується правило зупинки [4]. Якщо виконання немає, переходимо до кроку 2.

8. Розраховуємо остаточне значення надійності використавши наступну формулу:

$$m^v = m_0 + \sum_{i=1}^{d_v} m_i^v, \tag{14}$$

де d_v – ступінь вузла. Іншими словами, вихідне значення надійності біту кодового слова є сумою усіх повідомлень спрямованих на відповідний перемінний вузол.

Для заданої двійкової випадкової величини X , яка приймає значення з набору $\{0, 1\}$, відношення її правдоподібності μ_x визначається як:

$$\mu_x = \frac{P\{X = 0\}}{P\{X = 1\}} \tag{15}$$

і відповідне логарифмічне відношення правдоподібностей:

$$\mathcal{M}_x = \log \mu_x. \tag{16}$$

Таким чином, враховуючи (15) ВП може бути прямо використано для обчислення максимальної апостеріорної ймовірності (МАЙ) оцінки випадкової величини. Фактично, якщо знак ВП є додатним, ймовірність того, що випадкова величина дорівнює 0 більша ніж ймовірність того, що випадкова величина

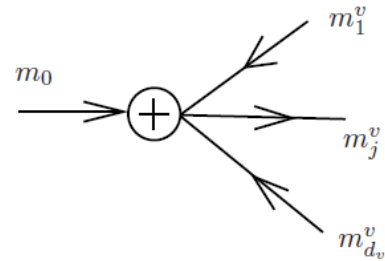


Рис. 5. Схематичне представлення змінного вузла (на рис. 5 показано величини, які приймають участь в обчисленні j -го вихідного повідомлення)

дорівнює 1. І навпаки, якщо знак ВП є від'ємним, ймовірність випадкової величини є меншою ймовірності того, що випадкова змінна дорівнює 1. Отже усі знаки ВП у (15) необхідні для отримання розв'язків по бітам кодового слова.

Слід зазначити, що описаний вище алгоритм містить жорстку структуру передачі повідомлень: кожен перемінний вузол обчислює власні повідомлення і тоді усі повідомлення передаються вузлом перевірки які в свою чергу обчислюють усі повідомлення на власних виходах.

Далі усі отримані повідомлення потрапляють знов до перемінних вузлів. Таке планування доцільне у випадку дводольного графу у деревовидній формі яка не містить циклів [2]. У випадку наявності циклів алгоритм становиться неоптимальним. В цьому випадку доцільно використовувати набір процесорів перемінних вузлів як детектор перемінних вузлів (ДПВ) і набір процесорів перевірочних вузлів як детектор перевірочних вузлів (ПВД). Тому процес декодування можна розглядати як ітеративний обмін векторними повідомленнями, які можна інтерпретувати як набір повідомлень між ДПВ та ПВД.

Для нашого випадку отримаємо.

$$M_x(x_j|y_i) = \frac{2y_j}{\sigma^2}, \tag{17}$$

де y_j – вхідна м'яка метрика, а σ^2 – дисперсія шуму каналу AWGN. Зв'язки індексів рядків і стовпців в яких містяться одиниці в матриці перевірки парності, представимо у вигляді графа Таннера [1]. На рис. 6 вузлами квадратної форми будемо позначати контрольні вузи, а вузлами у вигляді кола – описані вище перемінні вузли.

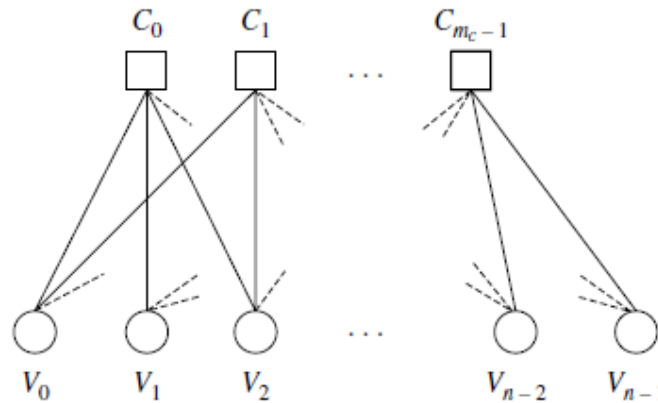


Рис. 6. Схематичне зображення графу зав'язків матриці перевірки парності

Таким чином, сумарний результат повторюється шляхом передачі ВП M_j для оновлення контрольних вузлів. Тоді з (12) та (13) отримаємо:

$$M_{i \rightarrow j} = 2 \tanh^{-1} \left(\prod_{j' \in N(i) - \{j\}} \tanh \left(\frac{1}{2} M_{j' \rightarrow i} \right) \right), \tag{18}$$

для оновлення перемінного вузла;

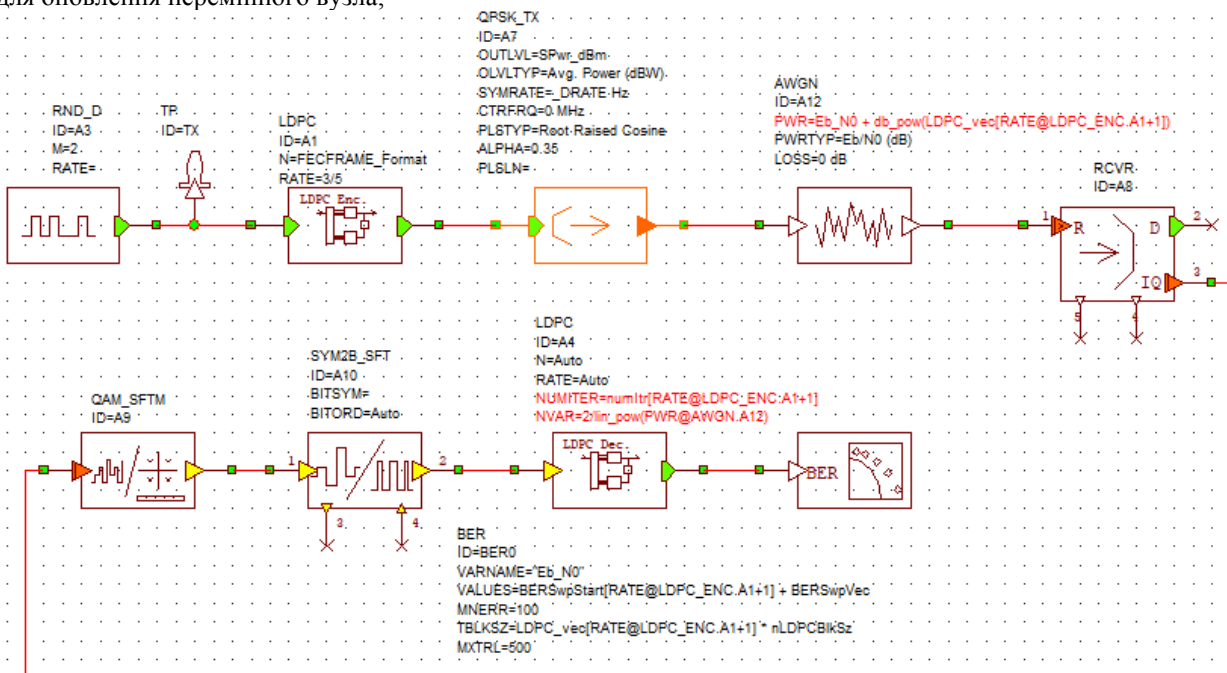


Рис. 7. Імітаційна схема для дослідження кодів НЦПП

$$\mathcal{M}_{i \rightarrow j} = \mathcal{M}_i + \sum_{i' \in N(j) - \{i\}} \mathcal{M}_{i' \rightarrow j}, \quad (19)$$

для отримання декодованого виведення.

На рис. 7 представлено імітаційну схему складену у відповідності до математичних моделей описаних вище. В дослідженні використано кадри N довжиною 16200 та 64800. Виконувалось 10 ітерацій декодування для підвищення ефективності визначення ймовірності бітової помилки.

В процесі дослідження використано кодові швидкості для кадру довжиною 16200 (1/4, 1/3, 2/5, 1/2, 3/5, 2/3, 3/4, 4/5, 5/6, 8/9) для фрейму довжиною 64800 (1/4, 1/3, 2/5, 1/2, 3/5, 2/3, 3/4, 4/5, 5/6, 8/9, 9/10). Відповідні графіки завадостійкості наведено на рис. 8.

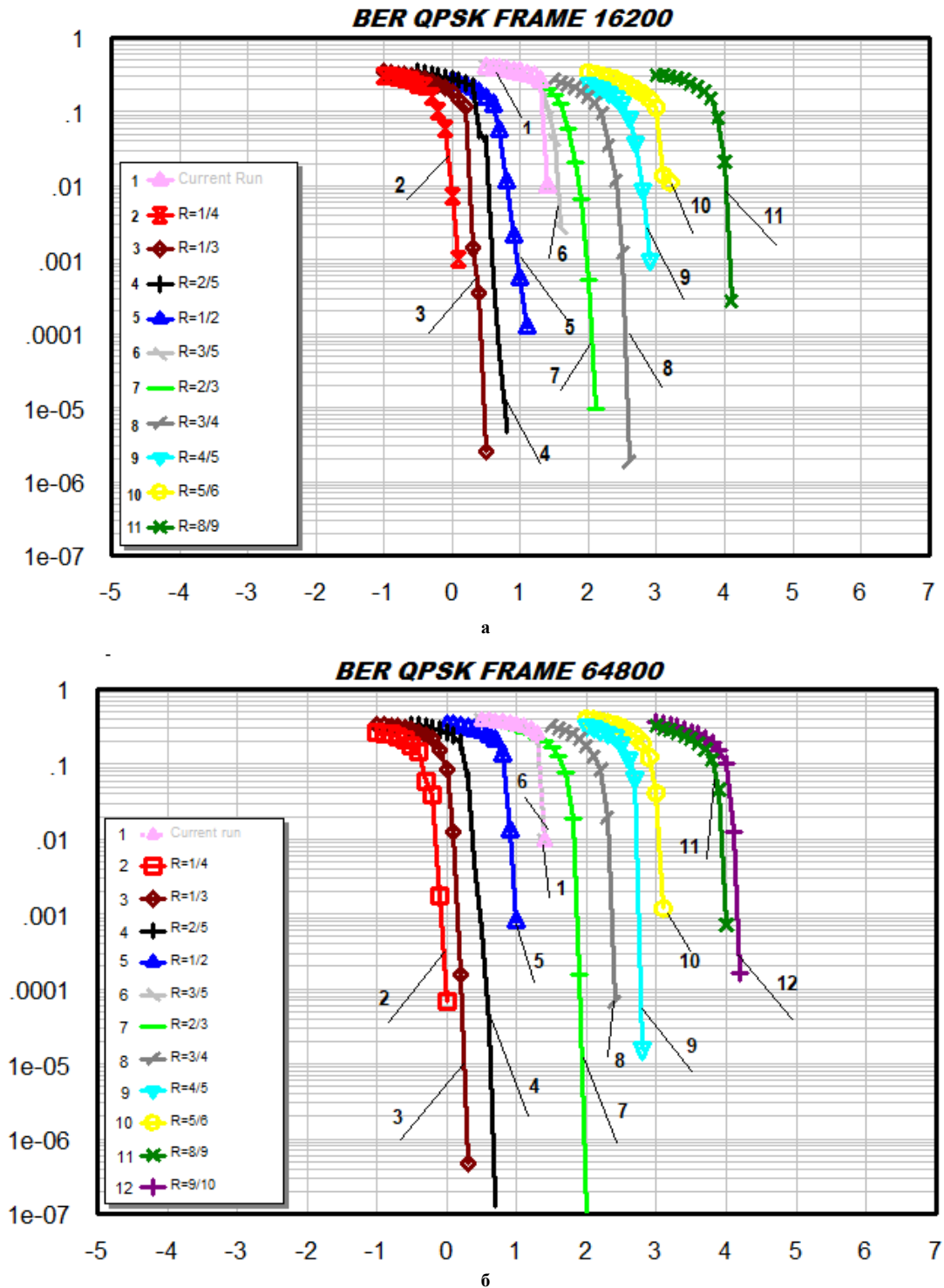


Рис. 8. Залежності завадостійкості кодів НЩПП : а – довжина кадру 16200, б – довжина кадру 64800

Відповідні графічні характеристики сигналів у вигляді констеляційної та спектральної діаграми представлено на рис. 9.

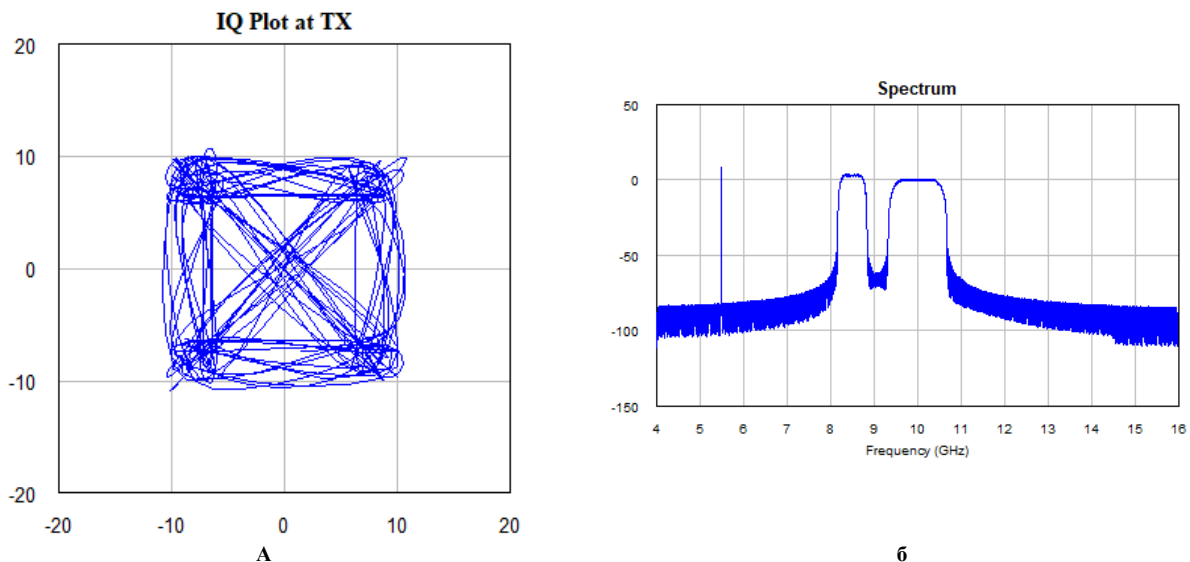


Рис. 9. Характеристики сигналів: а – констеляційна діаграма; б – спектральна діаграма

Висновки

1. Розглянуто основні характеристики і вимоги до проектування системи зв'язку.
2. Описано можливий сценарій щодо проектування телекомунікаційного каналу на основі кодів НЦПП з застосуванням турбо-підходу.
3. Розглянуто аналітичний опис функції розподілу повідомлень та досліджено діаграми роботи декодера НЦПП-кодів.
4. Представлено результати математичного моделювання завадостійкості визначеної концепції декодера за різної кількості ітераційних циклів. Енергетичний вигравш кодування збільшувався на 4,8 дБ ($BER=10E-5$) при переході від 3 до 10 ітераційних циклів.
5. Проведено моделювання декодера який реалізовано за алгоритмом “сума-добуток” на основі імітаційної схеми телекомунікаційного каналу з НЦПП-кодами.
6. Описано алгоритм функціонування декодера “сума-добуток”, визначено, що процес декодування можна розглядати як ітеративний обмін векторними повідомленнями, які можна інтерпретувати як набір повідомлень між ДПВ та ДПВ.
7. Досліджено завадостійкість телекомунікаційного каналу з НЦПП-кодами за різних кодових швидкостей та довжини фрейму. Максимальний енергетичний вигравш кодування склав 4,2 дБ.

Література

1. Пятін І. С. Дослідження енергетичної ефективності каналного кодування даних користувача кодами LDPC для систем зв'язку 5G / І. С. Пятін, Ю. М. Бойко // Вісник Хмельницького національного університету. Технічні науки. – 2020. – № 3. – С. 174–186.
2. J. Bae, A. Abotabl, H. Lin, K. Song, and J. Lee, “An overview of channel coding for 5G NR cellular communications,” *APSIPA Trans. on Signal and Inform. Proces.*, 8, E17, June 2019. URL: <https://doi.org/10.1017/ATSIP.2019.10>.
3. T.T.B. Nguyen, Tan, T. Nguyen and H. Lee, “Efficient QC-LDPC Encoder for 5G New Radio,” *Electronics*, 8, 668, June 2019. URL: <https://doi.org/10.3390/electronics8060668>.
4. J. Boiko, I. Kovtun and S. Petrashchuk, "Productivity of telecommunication systems with modified signal-code constructions," 2017 IEEE 4th Inter. Scientific-Practical Conf. Problems of Infocom. Science and Technology (PIC S&T), Kharkov, 2017, pp. 173–178. URL: <https://doi.org/10.1109/INFOCOMMST.2017.8246374>.
5. J. Boiko, I. Pyatin, O. Eromenko and M. Stepanov, “Method of the adaptive decoding of self-orthogonal codes in telecommunication,” *Indones. Journal of Electrical Engineering and Computer Science*, vol. 19, no. 3, pp. 1287–1296, Sept. 2020. URL: <http://doi.org/10.11591/ijeecs.v19.i3.pp1287-1296>.
6. Y. Fang, G. Bi, Y. L. Guan and F. C. M. Lau, "A Survey on Protograph LDPC Codes and Their Applications," in *IEEE Commun. Surveys & Tutorials*, vol. 17, no. 4, pp. 1989–2016, Fourthquarter 2015. URL: <https://doi.org/10.1109/COMST.2015.2436705>.
7. J. Boiko, O. Eromenko, "Signal Processing in Telecommunications with Forward Correction of Errors," *Indonesian Journal of Electrical Engineering and Computer Science*, vol.11, no. 3, pp. 868–877, Sept. 2018. DOI: <http://doi.org/10.11591/ijeecs.v11.i3.pp868-877>.
8. Бойко Ю.М. Теоретичні аспекти підвищення завадостійкості й ефективності обробки сигналів в радіотехнічних пристроях та засобах телекомунікаційних систем за наявності завад : монографія / Ю.М. Бойко, В.А. Дружинін, С.В. Толюпа. – Київ : Логос, 2018. – 227 с.

9. Бойко Ю.М. Дослідження ефективності алгоритмів каналного кодування в захищених телекомунікаційних системах передавання інформації / Ю.М. Бойко, Д.А. Макаришкін, О.І. Пасічник // Зв'язок : загальногалуз. наук.-вироб. журн. – Київ, 2016. – № 5. – С. 56–67.
10. A. D. Liveris, Z. Xiong and C. N. Georghiades "Compression of binary sources with side information at the decoder using LDPC codes," IEEE communications letters, vol. 6, no. 10, pp. 440–442, 2002.
11. S. Myung, Y. Kyeongcheol, and K. Jaeyoel. "Quasi-cyclic LDPC codes for fast encoding." IEEE Transactions on Information Theory, vol. 51, no. 8, pp. 2894–2901, 2005.
12. D. E. Hocevar, "A reduced complexity decoder architecture via layered decoding of LDPC codes." IEEE Workshop on Signal Processing Systems, 2004. SIPS 2004. IEEE, 2004.
13. M. Yang, W. E. Ryan, Y. Li, "Design of efficiently encodable moderate-length high-rate irregular LDPC codes," IEEE Transactions on Communications, vol. 52, no. 4. pp. 564–571, 2004.
14. J. Boiko, I. Pyatin and O. Eromenko, "Farrow Interpolator Features in QPSK Telecommunication Devices." 2020 IEEE 15th International Conference on Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET). IEEE, 2020. DOI: 10.1109/TCSET49122.2020.235410.
15. Boiko J.M. Improvements encoding energy benefit in protected telecommunication data transmission channels / J.M. Boiko, A.I. Eromenko // Communications. – 2014. – Vol. 2, Iss. 1 (July). – P. 7–14. DOI: 10.11648/j.com.20140201.12.

References

1. I. Pyatin, J. Boiko, Investigation of energy efficiency of channel coding of user data by LDPC codes for 5G communication systems // Herald of Khmelnytskyi National University. – 2020. – № 3. – S. 174–185.
2. J. Bae, A. Abotabl, H. Lin, K. Song, and J. Lee, "An overview of channel coding for 5G NR cellular communications," APSIPA Trans. on Signal and Inform. Proces., 8, E17, June 2019. URL: <https://doi.org/10.1017/ATSIP.2019.10>.
3. T.T.B. Nguyen, Tan, T. Nguyen and H. Lee, "Efficient QC-LDPC Encoder for 5G New Radio," Electronics, 8, 668, June 2019. URL: <https://doi.org/10.3390/electronics8060668>.
4. J. Boiko, I. Kovtun and S. Petrashchuk, "Productivity of telecommunication systems with modified signal-code constructions," 2017 IEEE 4th Inter. Scientific-Practical Conf. Problems of Infocom. Science and Technology (PIC S&T), Kharkov, 2017, pp. 173–178. URL: <https://doi.org/10.1109/INFOCOMMST.2017.8246374>.
5. J. Boiko, I. Pyatin, O. Eromenko and M. Stepanov, "Method of the adaptive decoding of self-orthogonal codes in telecommunication," Indones. Journal of Electrical Engineering and Computer Science, vol. 19, no. 3, pp. 1287–1296, Sept. 2020. URL: <http://doi.org/10.11591/ijeecs.v19.i3.pp1287-1296>.
6. Y. Fang, G. Bi, Y. L. Guan and F. C. M. Lau, "A Survey on Protograph LDPC Codes and Their Applications," in IEEE Commun. Surveys & Tutorials, vol. 17, no. 4, pp. 1989–2016, Fourthquarter 2015. URL: <https://doi.org/10.1109/COMST.2015.2436705>.
7. J. Boiko, O. Eromenko, "Signal Processing in Telecommunications with Forward Correction of Errors," Indonesian Journal of Electrical Engineering and Computer Science, vol.11, no. 3, pp. 868–877, Sept. 2018. DOI: <http://doi.org/10.11591/ijeecs.v11.i3.pp868-877>.
8. Boiko J.M. Teoretychni aspekty pidvyshchennia zavadostiikosti y efektyvnosti obrobky syhnaliv v radiotekhnichnykh prystroiakh ta zasobakh telekomunikatsiinykh system za naiavnosti zavad / J.M. Boiko, V.A. Druzhinin, S.V. Tolyupa. – Kyiv : Lohos, 2018. – 227 s.
9. Boiko J.M. Research into effectiveness of channel coding algorithms in protected telecommunication information transmission systems / J.M. Boiko, D.A. Makarishkin, O.I. Pasichnyk // Zviazok : zahalnohaluz. nauk.-vyrob. zhurn. – Kyiv, 2016. – № 5. – S. 56–67.
10. D. Liveris, Z. Xiong and C. N. Georghiades "Compression of binary sources with side information at the decoder using LDPC codes," IEEE communications letters, vol. 6, no. 10, pp. 440–442, 2002.
11. S. Myung, Y. Kyeongcheol, and K. Jaeyoel. "Quasi-cyclic LDPC codes for fast encoding." IEEE Transactions on Information Theory, vol. 51, no. 8, pp. 2894–2901, 2005.
12. D. E. Hocevar, "A reduced complexity decoder architecture via layered decoding of LDPC codes." IEEE Workshop on Signal Processing Systems, 2004. SIPS 2004. IEEE, 2004.
13. M. Yang, W. E. Ryan, Y. Li, "Design of efficiently encodable moderate-length high-rate irregular LDPC codes," IEEE Transactions on Communications, vol. 52, no. 4. pp. 564–571, 2004.
14. J. Boiko, I. Pyatin and O. Eromenko, "Farrow Interpolator Features in QPSK Telecommunication Devices." 2020 IEEE 15th International Conference on Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET). IEEE, 2020. DOI: 10.1109/TCSET49122.2020.235410.
15. Boiko J.M. Improvements encoding energy benefit in protected telecommunication data transmission channels / J.M. Boiko, A.I. Eromenko // Communications. – 2014. – Vol. 2, Iss. 1 (July). – P. 7–14. DOI: 10.11648/j.com.20140201.12.

Рецензія/Peer review : 05.10.2020 р.

Надрукована/Printed : 04.11.2020 р.

Додаток Б

Презентаційні матеріали за результатами виконання дипломної роботи

ХМЕЛЬНИЦЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ
УНІВЕРСИТЕТ
ФАКУЛЬТЕТ ПРОГРАМУВАННЯ ТА
КОМП'ЮТЕРНИХ І
ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ СИСТЕМ
КАФЕДРА ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ ТА
РАДІОТЕХНІКИ

ЗАЄЦЬ АРТЕМ ВАЛЕРІЙОВИЧ



МОДЕЛІ СИСТЕМ ЗАВАДОСТІЙКОГО КОДУВАННЯ У ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЯ

ДИПЛОМНА РОБОТА



КЕРІВНИК РОБОТИ: Д.Т.Н.,
ПРОФЕСОР КАФЕДРИ
ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ ТА РАДІОТЕХНІКИ
БОЙКО Ю.М.



МЕТА, ПРЕДМЕТ ТА ОБ'ЄКТ ДОСЛІДЖЕННЯ

Мета роботи: розробка моделей ефективного кодування у телекомунікаціях на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність врахуванням швидкості кодування та кількості ітерацій декодування для забезпечення заданих показників завадостійкості.

Предмет дослідження – моделі систем завадостійкого кодування та засоби підвищення завадостійкості телекомунікаційних систем із кодами з низькою щільністю перевірок на парність при поєднанні кодування та цифрової модуляції.

Об'єкт дослідження – процес кодування та декодування кодів низької щільності перевірок на парність у телекомунікаційних каналах в умовах реального комплексу завад.

Наукова новизна отриманих результатів. В роботі отримано такі наукові результати:
вперше:

- запропонована методика побудови декодера низькощільнісних кодів на основі турбо-моделі. На відміну від існуючих, запропонована методика описує схему "м'якого" детектору який обчислює повідомлення і відправляє їх на декодер, який далі обчислює нові повідомлення які повинні бути спрямовані з апіорною ймовірністю на вхід "м'якої" схеми детектору у таким чином підвищує завадостійкість

дістали подальшого розвитку:

- математична модель роботи декодера низькощільнісних кодів на основі функції розподілу повідомлень як середню взаємну інформацію між загальною кількістю переданих бітів кодового слова і загальним повідомленням у декодері, що відноситься до конкретного біту.

- методика оцінки продуктивності сигнально-кодових конструкцій на основі низькощільнісних кодів і багатопозиційної цифрової модуляції для випадків міжсимвольної інтерференції, формування імпульсної характеристика каналу. На відміну від існуючих запропонована методика дозволила забезпечити збіжність декодування при мінімізації кількості ітераційних циклів для забезпечення необхідного відношення сигнал/шум.



МОДЕЛЬ СИСТЕМ ЗВ'ЯЗКУ



Рис. 1 - Загальна модель телекомунікаційної системи

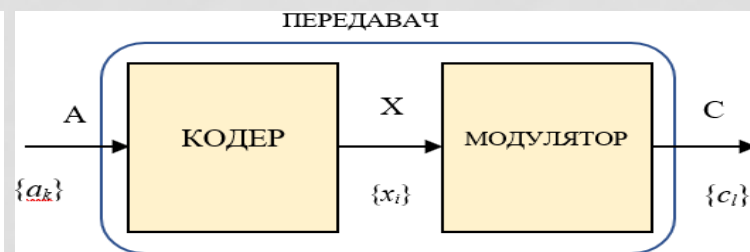


Рис. 2 - Модель передавальної частини телекомунікаційного каналу із врахуванням процедури кодування з виправленням помилок з подальшою модуляцією

$$p_e = p\{a_k \neq \hat{a}_k\} \quad 1)$$

$$p_e = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n p\{a_k \neq \hat{a}_k\}. \quad 2)$$

$$x = Ga \quad 3)$$

$$Hx = 0 \quad 4)$$

У дослідженні проведено синтез та аналіз можливого сценарію до проектування декодери кодів з низькою щільністю перевірок на парність (НЦПП) основі турбо-підходу. Основна мета такого дослідження полягає у оцінці ефективності коду НЦПП при формуванні сигнально-кової конструкції з цифровою модуляцією. Ефект від застосування запропонованої конструкції декодери оцінювався за різної кількості ітерацій декодування, шляхом визначення ймовірності бітової помилки. Модель телекомунікаційної системи з кодами НЦПП була досліджена імітаційним моделюванням і зміною кількості ітераційних циклів декодування та швидкості кодування для визначення енергетичного виграшу кодування.



ПРОЕКТУВАННЯ ДЕКОДЕРА ДЛЯ КАНАЛУ З ФАЗОВОЮ МАНІПУЛЯЦІЄЮ ТА ДИСПЕРСІЄЮ

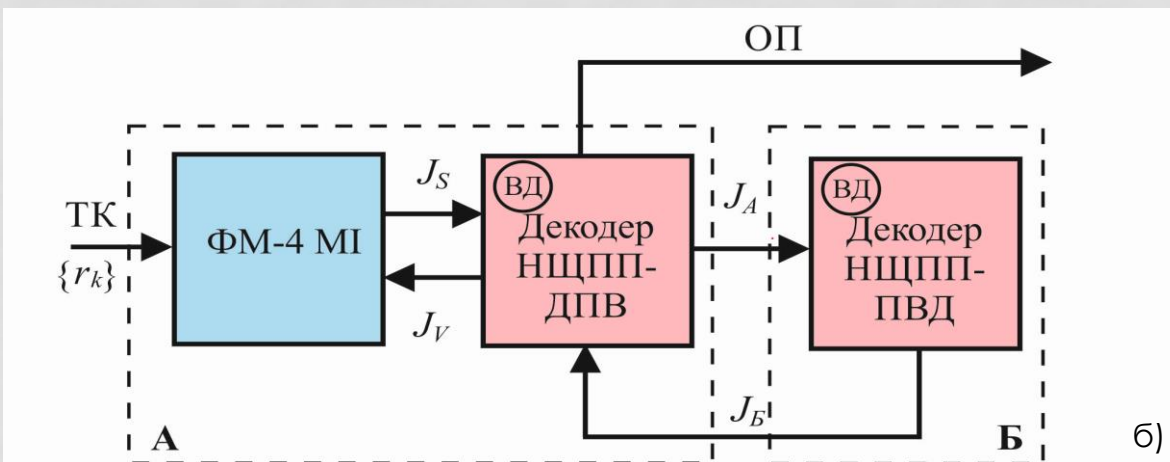
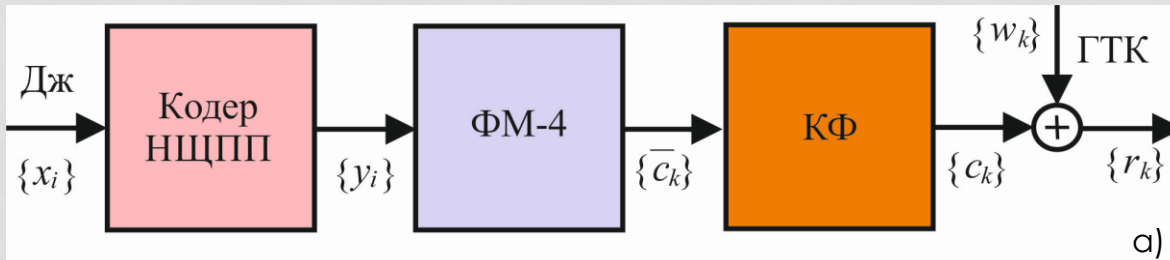


Рис. 12 - Структурні схеми передавальної та приймальної частини конструкції телекомунікаційного каналу з кодами НЦПП та ФМ-4 і дисперсією: КФ- каналний фільтр; ФМ-4 – фазова маніпуляція; ГТК – гаусівський канал

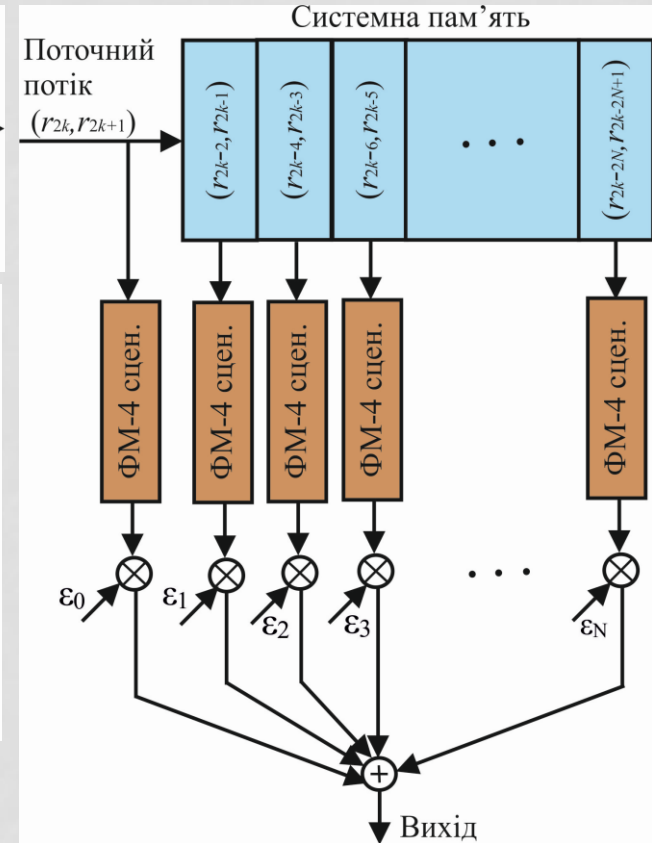


Рис. 13 - Блок-діаграма реалізації блоку обробки сигналів приймальної частини каналу з кодами НЦПП та ФМ-4 у випадку міжсимвольної інтерференції: ФМ-4 сцен. – ФМ-4 сценарій



ЗАВАДОСТІЙКІСТЬ КОДІВ З НИЗЬКОЮ ЩІЛЬНІСТЮ ПЕРЕВІРОК НА ПАРНІСТЬ І КВАДРАТУРНОЇ АМПЛІТУДНОЇ МОДУЛЯЦІЇ

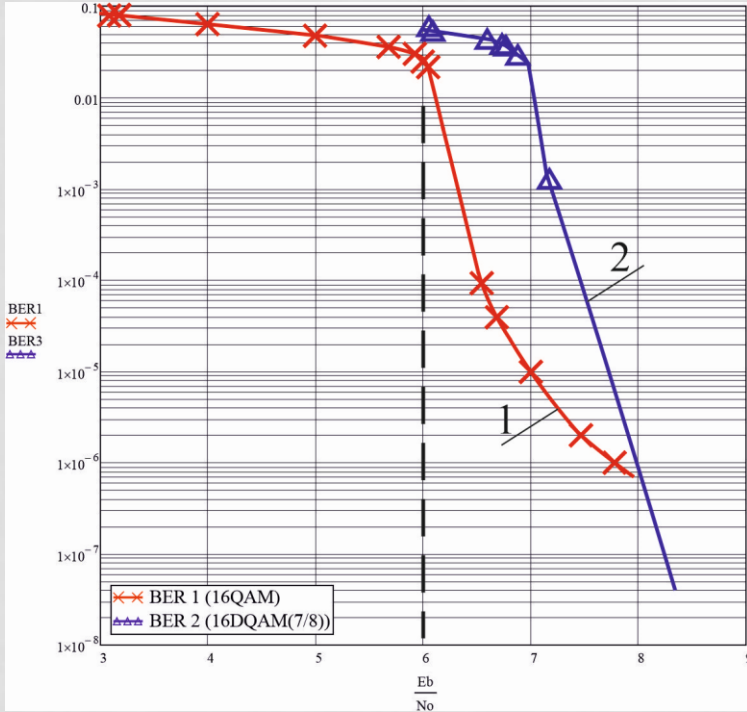


Рис. 20 - Графіки завадостійкості для двох типів СКК з кодами НЩПП та сигналами КАМ-16 (ДКАМ-16): 1 – СКК (НЩПП+КАМ-16); 2 - СКК (НЩПП+ДКАМ-16)

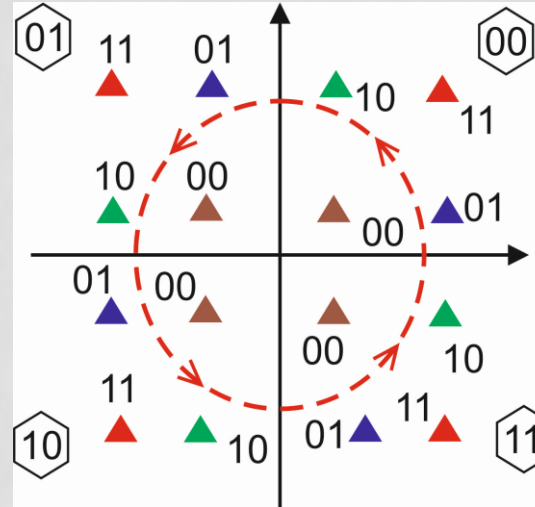


Рис. 21 - Конституційна діаграма для пояснення формування СКК на основі ДКАМ-16

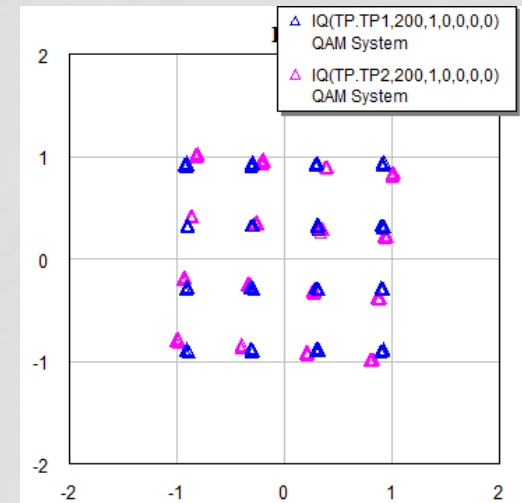
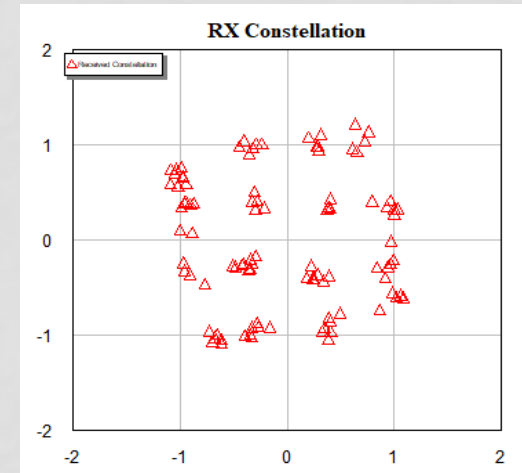


Рис. 22 - Конституційна діаграма формування СКК на основі ДКАМ-16

Рис. 23 - Конституційна діаграма формування СКК на основі ДКАМ-16 на приймальному боці



ВИСНОВКИ

- 1 Проведено аналіз існуючих методів та алгоритмів кодування та декодування низькощільнісних кодів з метою пошуку нової стратегії щодо формування схеми декодера та телекомунікаційного каналу.
- 2 Розроблено методику та стратегії декодування низькощільнісних кодів при його об'єднанні з багатопозиційною фазовою та амплітудною маніпуляцією на основі концепції "турбо" підходу. Основна ідея концепції полягає є проектування декодера з використанням ітеративного обміну між м'яким детектором та власне декодером низькощільнісного коду.
- 3 Удосконалено підхід до проектування декодера низькощільнісного коду для каналу з фазовою маніпуляцією та дисперсією, а також для каналів без пам'яті. Набула подальшого розвитку методика реалізації блоку обробки сигналів приймальної частини каналу з низькощільнісними кодами та фазовою маніпуляцією, у випадку міжсимвольної інтерференції.
- 4 З'ясовані особливості об'єднання кодів з низькою щільністю перевірок на парність і цифрової модуляції в тому числі диференційної маніпуляції. Отримані результати оптимізації структури сигнально-кової конструкції з диференційною модуляцією під різні види каналів передачі інформації. Визначено можливості сигнально-кодових конструкцій на основі низькощільнісних кодів та багатопозиційної квадратурної амплітудної маніпуляції і зокрема для її диференційної реалізації.
- 5 Проведено алгоритмізацію процесу декодування та здійснено моделювання телекомунікаційного каналу на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність та фазовою маніпуляцією з метою визначення завадостійкості телекомунікаційних каналів за різних умов декодування. Умови декодування визначались встановленням швидкості кодування та кількості ітерацій декодування. Максимальний енергетичний вигравш кодування склав 4,2 дБ.

Mon Nov 30 10:58:31 EET 2020, Бойко Юлія Миколайович, Хмельницький національний університет, ХНУ

Anti-Plagiarism v-15.257

Максимальное совпадение с одним документом 1.0%

Словари проверки: en_US, ru_RU, ua_UA. Ошибок в документах: 11%

ID: 81637 Название: Моделі систем завадостійкого кодування у телекомунікаціях Добавлено в БД: 2020-11-30 Авторы: Засць Артем Валерійович Руководители: Бойко Юлія Миколайович Консультанты: Опоненты: Срьоменко Олександр Іванович	Документ		Суммарное совпадение по Базе Данных
	Символы	Лексемы	
	82893	1272	2013 (2%)

Источник плагиата

ID	Описание	Наличие плагиата в документе	
		Символы	Лексемы

РІШЕННЯ КАФЕДРИ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ ТА РАДІОТЕХНІКИ

ПРО ДОПУСК КВАЛІФІКАЦІЙНОЇ РОБОТИ ДО ЗАХИСТУ

Підтверджуємо ознайомлення з результатом звіту подібності щодо роботи, генерованого системою виявлення текстових збігів/ідентичності/схожості:

Назва: Моделі систем завадостійкого кодування у телекомунікаціях

Автор: Засць А.В.

Спеціальність: 172 Телекомунікації та радіотехніка

Науковий керівник: д.т.н., професор Бойко Ю.М.

Після аналізу звіту подібності зроблено такий висновок:

№	Висновок	Позначка про відповідність
1	Запозичення, виявлені в роботі, є законними і не є плагіатом (далі – зазначаються підстави віднесення запозичень до правомірних). Робота приймається до захисту.	відповідає
2	Виявлені запозичення не є плагіатом, розміщені в розділах, які не описують безпосередньо авторське дослідження, але кількість цитат перевищує обсяг, виправданий поставленою метою роботи (далі – зазначаються детальні та аргументовані підстави віднесення запозичень до правомірних). Робота приймається до захисту, але має бути відкоригована. Відкоригований варіант має бути поданий на кафедру за 2 дні до захисту, разом із заявою щодо самостійності виконання письмової роботи та ідентичності друкованої та електронної версії роботи	-
3	Виявлені запозичення не є плагіатом, але частково розміщені в розділах, які описують безпосередньо авторське дослідження, а кількість цитат перевищує обсяг, виправданий поставленою метою роботи. В зв'язку з цим мета роботи та поставлені завдання не були досягнені. Робота може бути допущена до захисту (наступного року) після того як буде відкоригована та допрацьована і успішно пройде повторну перевірку на академічний плагіат.	-
4	Робота містить навмисні текстові спотворення, передбачувані спроби укриття запозичень або інші прояви академічного плагіату. Робота містить фабрикацію або фальсифікацію даних. Робота не допускається до захисту.	-
5	Інше:	-

Підтвердження: Виявлені запозичення не є плагіатом, так як відносяться до термінологічних та загальноживаних типових фраз і складають 2.3%

10.11.2020

Дата

Підпис керівника

Підпис завідувача кафедри

Рецензія

опонента на дипломну роботу виконану за темою «Моделі систем завадостійкого кодування у телекомунікаціях» студента гр. ТР_м-19-1 Зайця А.В.

Дипломна робота магістранта Зайця А.В. присвячена розробці методики підвищення завадостійкості телекомунікаційних каналів передачі інформації на основі формалізації математичних моделей проектування завадостійких кодів у випадку кодування з низькою щільністю перевірок на парність, корекцією помилок декодування та дослідження низькощільнісних кодів з різною швидкістю та кількістю ітерацій декодування для забезпечення заданих показників завадостійкості в каналах передачі даних. В роботі досліджено можливості поєднання низькощільнісних кодів та цифрової модуляції для різних телекомунікаційних каналів.

Стрімкий розвиток телекомунікаційних технологій на сучасному етапі, впровадження стандартів зв'язку четвертого (4G) і п'ятого покоління (5G), розвиток супутникового зв'язку, систем телеметрії, телемовлення тощо, ставить перед дослідниками цілком конкретні завдання які пов'язанні із забезпеченням необхідних показників якості цифрових каналів передавання інформації. Важливе завдання забезпечення достовірної передачі цифрових даних за різноманітними каналами зв'язку є як ніколи актуальним. Вирішення цієї задачі лежить в площинні застосування в таких каналах завадостійкого кодування.

Сучасні системи кодування, крім високої стійкості до впливу завад та надійності при виправленні помилок, повинні мати надзвичайно високі швидкості при обробці даних. Розвиток теорії кодування дозволяє констатувати, що ефективним напрямком побудови схем декодерів є напрямок пов'язаний з використанням значної кількості швидкодіючих елементів мікроелектроніки. Кодування на основі кодів з низькою щільністю перевірок на парність є достатньо ефективним засобом вирішення завдань підвищення якості передачі даних, підвищення завадостійкості та швидкості декодування. Навіть у випадку коли сучасна архітектура декодера прямує до рішень на основі багаторівневих схем декодерів, пошук ефективного компромісу між низьким енергоспоживанням, вартістю, складністю декодування та високою пропускнуою здатністю і високою продуктивністю робить реалізацію телекомунікаційного каналу з кодуванням з низькою щільністю перевірок на парність достатньо перспективним і прогресивним.

В дипломній магістерській роботі проведений розглянуто модель систем зв'язку, розглянуто принципи завадостійкого кодування. Розглянуті загальні питання конструювання завадостійких кодів з низькою щільністю перевірки на парність, їх аналітичний опис. Особливу увагу приділено питанням тлумачення

алгоритмів декодування кодів з низькою щільністю перевірок на парність. Описано методика практичного конструювання низькощільнісних кодів.

В магістерській роботі представлена стратегія проектування декодера кодів з низькою щільністю перевірок на парність на основі “турбо” підходу. Синтезовано структурну схему передавальної та приймальної частини телекомунікаційного каналу з низькощільнісними кодами. Наведена методика проектування декодера низькощільнісного коду для каналу з фазовою маніпуляцією та дисперсією.

При розгляді питань формування ефективних СКК, в дипломній роботі, розглянуто особливості об'єднання кодів з низькою щільністю перевірок на парність і цифрової модуляції. Наведено графіки завадостійкості сигнально-кодових конструкцій на основі низькощільнісних кодів та фазової маніпуляції. На відміну від існуючих, запропонована методика дозволяє провести оцінювання приймачем відношення сигнал/шум в телекомунікаційному каналі та здійснити ітеративний обмін м'якими рішеннями з структурованим декодером. На основі такої оцінки, з певної множини коду вибирається той, який би володів максимальною кодовою швидкістю і забезпечував задану достовірність. Описана алгоритмізація процесу декодування. Здійснено вибір програмних засобів дослідження телекомунікаційного каналу. Приведено результати дослідження ефективності телекомунікаційного каналу з сигнально-кодovими конструкціями на основі кодів низької щільності перевірок на парність. На відміну від існуючих, отримані оптимізовані під конкретний вид каналу та вид сигнально-кодової конструкції низькощільнісні коди, дозволяють у випадку декодування зменшити значення ймовірності помилки. Дослідження дозволили встановити, що використання оптимізованих під канал низькощільнісних кодів дозволяє досягти граничну ефективність декодування, а перехід до м'яких рішень демодулятора дозволяє підвищити енергетичний виграш кодування до 4,5 дБ у порівнянні із жорсткими рішеннями.

Результати магістерської роботи апробовані статтею у науковому фаховому журналі «Вісник Хмельницького національного університету». Технічні науки, №4, 2020 р.

В цілому робота виконана на високому науково-технічному рівні, має безперечну актуальність в області сучасних технологій телекомунікацій, а студент Заєць А.В. заслуговує оцінки **«відмінно»**.

**Опонент: к.т.н., доцент
кафедри фізики та електротехніки**



О.І. Єрьоменко