

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 Моделювання транспортного каналу з полярними кодами
для мобільного зв'язку п'ятого покоління

ДРТР. 2015006.01.08.ПЗ

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


підпис

І.А. Ніколайчук

Ініціали, прізвище

Керівник: канд. техн. наук, доц.


підпис

І.С. Пятін

Ініціали, прізвище

До захисту допускаю:

Зав. кафедри: д-р техн. наук, проф.


підпис

Ю.М. Бойко

Ініціали, прізвище

«05» грудня 2020 р.

Хмельницький, 2020

Хмельницький національний університет

Факультет програмування та комп'ютерних і телекомунікаційних систем

Кафедра телекомунікації та радіотехніки

Освітній рівень другий (магістерський)

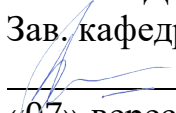
Галузь знань 17 – Електроніка та телекомунікації

Спеціальність 172 – Телекомунікації та радіотехніка

Освітня-професійна програма Телекомунікації та радіотехніка

ЗАТВЕРДЖУЮ

Зав. кафедрою ТР

 Ю.М. Бойко

«07» вересня 2020р.

ЗАВДАННЯ НА ДИПЛОМНУ РОБОТУ

Ніколайчук Іван Андрійович

1 Тема роботи: Моделювання транспортного каналу з полярними кодами для мобільного зв'язку п'ятого покоління

керівник роботи Пятін Ілля Станіславович, к.т.н, доцент

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: дослідження коефіцієнта бітових помилок транспортного каналу з полярними кодами в середовищі Matlab.

Об'єкт дослідження: процес передачі і приймання, сигналів з полярним кодуванням у цифрових системах зв'язку.

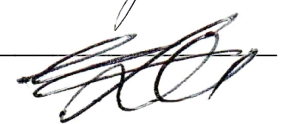
Предмет дослідження: методи та засоби полярного кодування і декодування у цифрових системах зв'язку.

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

Завадостійке кодування. Аналіз схем завадостійкого кодування сучасних систем зв'язку. Декодування полярних кодів. Моделювання транспортного каналу з полярними кодами.

Завдання отримав _____

Науковий керівник _____

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№ п/п	Назва етапів (розділів) дипломної роботи	Строк виконання етапів дипломної роботи	Примітка
1	Вибір тематики	до 01.09.20	виконано
2	Аналіз початкових даних	05.09.20-14.09.20	виконано
3	Вступ, I розділ	15.09.20-30.09.20	виконано
4	II розділ	01.10.20-14.10.20	виконано
5	Оформлення публікації	10.10.20-20.10.20	виконано
6	III розділ	15.10.20-30.10.20	виконано
7	Моделювання Matlab	01.11.20-14.11.20	виконано
8	IV розділ	15.11.20-25.11.20	виконано
9	Рецензування	26.11.20-30.11.20	виконано
10	Подання готової роботи	01.12.20	виконано

Студент


Підпис

І.А. Ніколайчук
Ініціали, прізвище

Керівник роботи


Підпис

І.С. Пятін
Ініціали, прізвище

ЗМІСТ

Вступ.....	
1 Завадостійке кодування	
1.1 Поняття завадостійкого коду	
1.2 Блокові коди	
1.3 Коди Хемінга.....	
1.4 Коди Боуза - Чоудхурі - Хоквінгема.....	
1.5 Лінійний код.....	
Висновки до першого розділу.....	
2 Аналіз схем завадостійкого кодування сучасних систем зв'язку.....	
2.1 Шляхи конвергенції сучасних телекомунікаційних технологій.....	
2.2 Застосування надлишкових кодів в системі інтегрованих інформаційно-керуючих комплексів	
2.3 Принципи побудови полярних кодів.....	
2.4 Принципи побудови кодів Ріда-Маллера.....	
Висновки до другого розділу.....	
3 Декодування полярних кодів.....	
3.1 Обмін даними у системах зв'язку	
3.2 Декодування полярних кодів	
3.3 Алгоритм декодера послідовного виключення.....	
3.4 Узгодження швидкості полярного коду.....	
Висновки до третього розділу.....	
4 Моделювання транспортного каналу з полярними кодами.....	
4.1 Система зв'язку з полярними кодами	
4.2 Узгодження швидкості і відновлення швидкості.....	
4.3 Результати моделювання каналу зв'язку з полярними кодами	
4.4 Оцінка відношення сигнал-шум.....	
Висновки до четвертого розділу.....	
Висновки.....	

Перелік джерел посилання.....	
Додаток А. Презентація.....	
Додаток Б. Апробація роботи.....	

ВСТУП

Актуальність теми

У теорії інформації, полярний код є лінійним блоковим кодом корекції помилок. Конструкція коду заснована на багаторазовій рекурсивній конкатенації короткого ядра коду, що перетворює фізичний канал в віртуальні зовнішні канали. Коли кількість рекурсій стає великою, віртуальні канали мають або високу надійність, або низьку надійність (іншими словами, вони поляризуються), а біти даних розподіляються по найбільш надійним каналам. Полярні коди були описані Е. Аріканом в 2009 році. Полярні коди [1] досягають пропускної здатності двійкового симетричного каналу без пам'яті, також відрізняються простотою побудови, кодування і декодування.

Ймовірність помилки декодування полярних кодів великої довжини, виявляється значно більше, ніж у кодів з малою щільністю перевірок на парність (LDPC) і турбо-кодів з аналогічними параметрами. Це обумовлено малою мінімальною відстанню полярних кодів і субоптимальних алгоритмів послідовного виключення, які використовуються для їх декодування. Використовують алгоритм спискового декодування, побудований на базі алгоритму послідовного виключення, що забезпечує декодування полярних кодів майже по максимуму правдоподібності.

У стільникового зв'язку, транспортна мережа включає в себе ділянку мережі між опорною мережею оператора і базовою станцією. У 5G може використовуватися набір доступних частотних діапазонів. Частоти в діапазоні 694-790 МГц, будуть застосовуватися за межами великих міст завдяки великій зоні покриття. Частоти в діапазонах від 1 ГГц до 6 ГГц, зокрема 4,4-3,8 ГГц, 4,4-4,99 ГГц і 5,9 ГГц, забезпечать покриття великих міст. Частоти в міліметровому діапазоні (вище 24 ГГц) - 24-29,5 ГГц, 30-55 ГГц, 66-75 ГГц, 81-86 ГГц, будуть придатні для точкового покриття в місцях найбільшого скупчення абонентів: аеропорти, вокзали, стадіони, тощо.

У стандартах технології 5G NR версії 15 для доступу до радіозв'язку

були введені дві нові схеми канального кодування фізичного рівня (physical-layer channel coding schemes) для полярних кодів і кодів з низькою щільністю перевірок на парність (LDPC- low-density parity-check) для заміни згорткового коду і турбокоду, що використовувались у стандарті 4G (LTE - long-term evolution). Існує три основні сценарії використання 5G [1]: розширений широкосмуговий мобільний зв'язок (eMBB- enhanced mobile broadband), наднадійний зв'язок з низькою затримкою (URLLC- ultra-reliable and low latency communications) і масовий зв'язок машинного типу (mMTC- massive machine type communications). Ці сценарії вимагають поліпшеної пропускної здатності, низької затримки і надійності в порівнянні з системою 4G. Канальні коди 5G повинні підтримувати змінну швидкість і довжину коду як для керуючої інформації, так і призначених для користувача даних, а також гібридний автоматичний запит на повторення (HARQ- hybrid automatic repeat request) даних користувача. Багато схем кодування, включаючи 4G, були оцінені на основі вищезазначених вимог, і LDPC-кодування було прийнято для даних користувача, в той час як полярне кодування було прийнято для керуючої інформації сценарію eMBB, а також для стільникового зв'язку з низькою затримкою. Канальне кодування використовується для виправлення помилок передачі, викликаних шумом, завадами і низьким рівнем сигналу.

Мета і задачі дослідження.

Метою роботи є дослідження коефіцієнта бітових помилок, що виникають при передачі сигналу у транспортному каналі з полярними кодами. Для досягнення цієї мети поставлені наступні завдання:

- провести огляд сучасних коректуючих кодів для систем зв'язку з цифровою обробкою сигналів;
- розглянути і проаналізувати структурну схему каналу зв'язку з полярними кодами;
- дослідити модель системи зв'язку з полярними кодами і різними видами модуляції, оцінити енергетичну ефективність.

Об'єкт дослідження – процес передачі і приймання, сигналів з полярним кодуванням у цифрових системах зв'язку.

Предмет дослідження – методи та засоби полярного кодування і декодування у цифрових системах зв'язку.

Методи досліджень. Для вирішення поставлених наукових завдань використовується математичний апарат теорії цифрової обробки сигналів, теорії множин, статистичного оцінювання, теорії приймання та оброблення сигналів.

Наукова новизна одержаних результатів:

1. Вперше проведена оцінка енергетичної ефективності цифрових систем зв'язку з полярними кодами і різними видами модуляції.
2. Набув подальшого розвитку метод адаптивного вибору виду модуляції у телекомунікаційному каналі з полярними кодами.
3. Отримали подальший розвиток методи підвищення ефективності цифрових систем зв'язку з полярними кодами.

Практичне значення одержаних результатів:

1. Полярне кодування було прийнято для керуючої інформації надширокосмугового мобільного зв'язку, а також для стільникового зв'язку з низькою затримкою, тому їх дослідження має практичне значення
2. Алгоритм адаптивного управління видом модуляції для формування ефективної сигнально-кової конструкції з полярним кодуванням в умовах складної завадової обстановки.

Публікації. Результати дипломної роботи магістра опубліковані у матеріалах науково-практичної конференції МНІС ІІІ-2020.

Структура та обсяг магістерської атестаційної роботи. Дипломна робота магістра складається із вступу, чотирьох розділів, висновків, переліку джерел посилання та додатків. Дипломна робота магістра має загальний обсяг сторінок, з яких основний зміст викладений на сторінках друкованого тексту, містить рисунків та таблиць. Перелік джерел посилання складається з джерел.

1 ЗАВАДОСТІЙКЕ КОДУВАННЯ

1.1. Елементи теорії підвищення завадостійкості

У сучасній теорії зв'язку використовують як детерміновані моделі сигналів, так і ймовірні моделі переданих повідомлень і завад (шумів). Ймовірнісний підхід враховує випадковий характер передачі повідомлень і наявність завад в каналі зв'язку і дозволяє визначити оптимальні приймальні пристрої і граничні показники систем зв'язку. Для того щоб кількісно оцінювати ефективність роботи системи зв'язку (або радіоканалу) і її потенційні можливості, розглянемо основні поняття теорії інформації. Математична формалізація понять про елементи інформації відноситься до числа найбільших досягнень науки.

Теорію інформації використовують в найрізноманітніших галузях науки і техніки: зв'язку, радіолокації, телебаченні, радіомовленні і ін. Тому поняття «інформація» вимагає більш точного визначення, заснованого на кількісних критеріях. Оскільки відомостями, що надходять з фізичного об'єкта або іншого носія інформації, завжди притаманна певна невизначеність, то дані критерії впливають з понять теорії ймовірностей, тобто евизначеність невід'ємна від поняття ймовірності. Така взаємна оборотність понять ймовірності та невизначеності послужила основою для використання поняття ймовірності при вимірюванні степені невизначеності в теорії інформації. Фактично теорія інформації виникла з потреб технічної реалізації засобів зв'язку. У них автоматично і практично без винятку діє «принцип осцилографа» - процеси, що розвиваються у часі, можна відобразити відносно просторової координати. Відповідно усереднення процесів за часом і простором еквівалентно. Для випадкових процесів це відомо як гіпотеза ергодичності, використання якої спрощує математичні докази ряду важливих аспектів в теорії передачі інформації.

Розглянемо інформаційні параметри системи зв'язку. Основними інформаційними характеристиками систем зв'язку є кількість інформації в повідомленнях, надмірність повідомлень, ентропія, продуктивність джерела повідомлень, вірність і швидкість передачі інформації. Серед великого числа всіляких технічних характеристик і параметрів системи зв'язку можна виділити дві основні - вірність і швидкість передачі повідомлень. Перша характеристика визначає якість передачі, друга - кількість переданої інформації. У сучасних, найрізноманітніших системах електронного обміну інформацією важливість забезпечення безпомилкового і швидкого зв'язку є одним із пріоритетних завдань.

У реальній системі зв'язку якість передачі залежить від степені спотворень прийнятого повідомлення. Ці спотворення визначаються властивостями і технічним станом системи зв'язку, а також інтенсивністю і характером завад. Необернені спотворення повідомлень в грамотно спроектованій і технічно справній системі зв'язку обумовлені лише впливом завад. При цьому якість передачі повністю визначається завадостійкістю системи зв'язку.

При передачі безперервних повідомлень вірність (стійкість) визначається середньоквадратичною помилкою. Як критерій вірності систем передачі дискретних повідомлень зазвичай використовується критерій мінімуму середньої ймовірності помилки. Зауважимо, що в системах передачі інформації, в яких використовується кодування джерела з метою скорочення надмірності, або завадостійке кодування в каналі, або те й інше разом, оптимізація системи на основі традиційного критерію мінімуму середньої ймовірності помилки стає скрутною.

Кількісну міру вірності вибирають різними способами, в залежності від характеру повідомлення і вимог одержувача. Нехай повідомлення передається у вигляді дискретної послідовності елементів з деякої кінцевої множини. Вплив завади на передачу такого повідомлення проявляється в тому, що замість фактично переданого елемента може бути прийнятий будь-

який інший. Подібна подія при передачі повідомлення в теорії інформації називають помилкою. В якості кількісної міри вірності можна взяти ймовірність помилки P або будь-яку монотонну функцію цієї ймовірності, наприклад логарифмічну (що часто роблять на практиці).

У теорії зв'язку доведено, що вірність передачі інформації залежить від відношення середніх потужностей сигналу і шуму (відношення сигнал/шум). При даному рівні шуму ймовірність помилки тим менше, чим сильніше розрізняються між собою сигнали, відповідні різним повідомленням. Завдання полягає в тому, щоб для передачі різних повідомлень були обрані істотно різні сигнали. Нарешті, вірність передачі залежить і від способу прийому. Треба застосовувати такий спосіб прийому, який найкращим чином реалізує відмінність між сигналами при даному відношенні сигнал/шум.

Швидкість передачі інформації є найважливішим показником роботи системи зв'язку поряд з вірністю.

1.2. Оцінка кількості інформації, що міститься в повідомленні

Нагадаємо, що теорія інформації призначалася для опису передачі і прийому повідомлень в процесі діяльності людини. У всіх її завданнях наявне поняття передавача і приймача, сигналу повідомлення, подій і їх ймовірностей. Цінність відомостей, що містяться в переданому одержувачу повідомленні, характеризує кількість укладеної в ньому інформації (кількістю інформації). Для порівняння між собою різних джерел повідомлень, а також різних каналів зв'язку необхідно ввести якусь кількісну міру, яка дала б можливість об'єктивно оцінити інформацію, що міститься в повідомленні і переноситься сигналом.

Початок розуміння сутності інформації було покладено Н. Вінером в 1948 р Заява Н. Вінера про те, що «справжню інформацію» виміряти не

можна, залишилося без уваги, оскільки він не пояснив, що ж таке справжня інформація.

Спроби кількісного виміру інформації робилися неодноразово. Перші виразні пропозиції про загальні способи вимірювання кількості інформації зробив в 1921 р математик Рональд А. Фішер в процесі вирішення питань математичної статистики. Проблемами зберігання інформації, передачі її по каналах зв'язку і завданнями визначення кількості інформації займалися Р. Хартлі (1928 р) і Х. Найквист (1924 г.). Р. Хартлі заклав основи теорії інформації, визначив міру кількості інформації для деяких завдань. Найбільш переконливо ці питання були розроблені і узагальнені К. Шенноном в 1948 р. З цього часу почався інтенсивний розвиток теорії інформації взагалі і поглиблене дослідження питання про вимірювання її кількості зокрема.

Оцінимо поняття приватної кількості інформації. Її можна визначати ступенем зміни поведінки одержувача під впливом прийнятого повідомлення. У теорії зв'язку кількісна оцінка інформації ґрунтується на концепції вибору найбільш важливого повідомлення з усієї сукупності можливих повідомлень. При цьому, чим менш вірогідний вибір даного повідомлення, тобто чим більше воно несподівано для одержувача, тим більша кількість інформації воно містить (можна сказати, що кількість інформації пропорційна «подиву» одержувача від того, що воно відбулося, причому «подив», що має ймовірність близьку до нуля, являє собою кількість інформації, близьке до нескінченності). Очевидно зворотне: достовірне (заздалегідь відоме) повідомлення немає сенсу передавати, оскільки воно не є несподіваним, а значить, не містить інформації. Тому будь-які реальні повідомлення слід розглядати як випадкові події (випадкові процеси).

Передане по каналах зв'язку повідомлення можна представити у вигляді набору деяких змістовних елементів або символів (наприклад, букв алфавіту). Якщо загальне число (об'єм) символів алфавіту дорівнює m , а одне повідомлення може бути складено з n елементів, то максимальне число можливих повідомлень $N = m^n$. Наприклад, за допомогою двохрозрядного

десятьового числа ($n = 2, m = 10$) можна представити $N = 10^2 = 100$ різних чисел від 0 до 99. Зокрема, при середній довжині слова $n = 5$ букв і алфавіті в $m = 32$ літери можна скласти майже $N = 32^5 = 33,6$ млн різних слів. Здавалося б, шукана міра кількості інформації знайдена. Її можна розуміти як міру невизначеності результату дослідження, якщо під дослідом мати на увазі випадковий вибір будь-якого повідомлення з деякого числа можливих. Однак використання числа N в якості міри інформації незручно, тому що не виконується умова пропорційності між довжиною слова (тривалістю сигналу) і кількістю інформації, що міститься в ньому. Тим часом подвоєння часу передачі повідомлення повинно призводити до подвоєння кількості переданої інформації.

Вихід зі становища знайшов Р. Хартлі, який в 1928 р висунув ідею, що інформація допускає кількісну оцінку, а теорію інформації розробивотал К. Шеннон в 1948 р Ці ідеї виникли з необхідності побудови каналів зв'язку, для визначення характеристик пристроїв, що перетворюють сигнали, вибору способів кодування. Фактично Р. Хартлі ввів в теорію передачі інформації методологію «вимірювання кількості інформації». Таким чином, Р. Хартлі ставив перед собою завдання ввести якусь міру для вимірювання кодованої інформації, а точніше послідовності символів, що використовуються для кодування інформації. Розглядаючи інформацію, що передається у вигляді певної послідовності символів абетки, а передачу і прийом цієї інформації у вигляді послідовних виборів з цієї абетки, Р. Хартлі запропонував інформацію I , що припадає на одне повідомлення, визначати логарифмом загального числа можливих повідомлень N :

$$I = \log N = n \log m$$

Якщо вся множина можливих для передачі повідомлень складається тільки з одного ($N = m = 1$), то $I = \log I = 0$, що відповідає відсутності

інформації в цьому випадку. При наявності незалежних джерел інформації з N_1 і N_2 числом можливих повідомлень

$$I = \log N_1 N_2 = \log N_1 + \log N_2,$$

тобто кількість інформації, що припадає на одне повідомлення, дорівнює сумі кількості інформації, які були б отримані від двох незалежних джерел, взятих порізно. Формула Хартлі задовольняє пред'явленим вимогам і її можна використовувати для вимірювання кількості інформації.

Логарифмічна міра зручна по ряду наступних причин.

1. Її легко використовувати на практиці. Параметри, важливі в інженерних додатках, такі як час, пропускна здатність, число перемикачів, тощо, зазвичай змінюються лінійно при логарифмічній зміні числа можливих варіантів. Наприклад, додавання одного перемикача подвоює число можливих станів їх групи, збільшуючи на одиницю його логарифм за основою 2. Збільшення в два рази часу призводить до квадратичного росту числа повідомлень, або подвоєння їх логарифму, і т. д.

2. Вона близька до нашого інтуїтивного подняття про таку міру. Це тісно пов'язано з попереднім пунктом, оскільки ми інтуїтивно вимірюємо величини, лінійно порівнюючи їх зі стандартами. Так, нам здається, що на двох однакових дисках пам'яті можна розмістити в два рази більше інформації, а по двом однаковим каналах - передати її в два рази більше.

3. Вона зручна математично; багато граничних переходів прості в логарифмах, в той час як в термінах числа варіантів вони досить складні.

Вибір основи логарифма безумовно відповідає вибору одиниці вимірювання кількості інформації. Якщо взяти основу 2, то отримані одиниці є не що інше, як «виконавчі цифри», або біти. Пристрій з двома стійкими станами, таке як перемикач або тригер, зберігає один біт інформації, N таких пристроїв - N біт. Повне число станів 2^N і $\log_2 2^N = N$. При використанні

основи 10 одиниці називають десятковими цифрами. При цьому один розряд десяткового коду містить $I = -\log_2 p = 3,32$ біт інформації.

Розглянемо докладніше питання про кількісну оцінку інформації, що запропонована Р. Хартлі. Виберемо деяку випадкову подію, щодо якої відомо, що вона може з'явитися з імовірністю p . Нехай інформація про цю подію передається алфавітом, що складається з m символів. Якщо можливість появи будь-якого символу алфавіту також рівноімовірний, то ця ймовірність $p = 1/m$ (при цьому $m = 1/p$). Якщо $N = m$, отримаємо

$$I = \log N = \log m = \log(1/p) = -\log p$$

тобто кількість інформації на кожен рівноімовірний сигнал дорівнює мінус логарифму імовірності окремого сигналу.

Основа логарифма в (9.32) може бути вибрана довільною, оскільки це впливає лише на одиницю виміру кількості інформації. Хартлі запропонував обчислювати кількість інформації, що міститься в переданому повідомленні, за більш зручною формулою

$$I = -\log_a p \quad (1.1)$$

де логарифм може бути взятий за будь-якою основою a .

Дана формула дозволяє для деяких специфічних випадків визначити кількість інформації. Однак для практичних цілей необхідно задаватися одиницею його виміру.

Такий підхід принципово змінив поняття інформації. Під інформацією тепер стали розуміти не будь-які повідомлення, що передаються по системі зв'язку, а лише ті, які зменшують невизначеність у одержувача інформації. Тоді в найпростішому разі наявності невизначеності, вибір буде проводитися між двома взаємовиключаючими один одного рівноімовірними повідомленнями, наприклад між двома якісними ознаками: позитивним і

негативним імпульсами, імпульсом і паузою, тощо. Кількість інформації, передане в цьому найпростішому випадку, найбільш зручно і слід прийняти за одиницю кількості інформації. Саме таку кількість інформації може бути отримано, якщо застосувати формулу (9.33) і взяти логарифм за основою 2. При цьому $I = -\log_2 p$. Тоді $I = -\log_2 p = \log_2 (1/p) = \log_2 2 = 1$

Отримана одиниця кількості інформації є бітом (нагадаємо, що термін «біт» має два різних значення, одне використовується як синонім двійкового символу, а друге позначає одиницю кількості інформації; швидкість передачі даних являє собою саме кількість двійкових символів, переданих за одну секунду). Тут біт є не тільки одиницею кількості інформації, але і одиницею вимірювання степені невизначеності. При цьому мається на увазі невизначеність, яка міститься в одному досліді, що має два рівноімовірних результати. Дана міра подання інформації є універсальною і дозволяє порівняти різні повідомлення і кількісно визначити цінність різних джерел інформації, оцінити величину її втрат при передачі, прийомі, обробці, зберіганні, використанні і т. д. Застосування двійкових логарифмів диктується тим, що повідомлення в практичних системах зв'язку найчастіше приймає форму окремих груп (кодових слів), що складаються тільки з двох символів, які можна трактувати як 0 або 1. Кожна така група кодує, наприклад, літери тої чи іншої природної мови, з яких складаються окремі слова.

Якщо основою логарифма у формулі (9.34) вибрано е (як в натуральних логарифмах), то інформація буде вимірюватися в натуральних одиницях або в Натах ($1 \text{ нат} = 1,443 \text{ біт}$).

1.2 Блокові коди

Блоковий код - тип каналного кодування. Він збільшує надмірність повідомлення так, щоб в приймачі можна було розшифрувати його з

мінімальною похибкою, за умови, що швидкість передачі інформації не перевищила б каналну продуктивність.

Нехай $(k_1, k_2, \dots, k_m)$ - послідовність натуральних чисел, кожне менше $|S|$. Якщо $S = \{s_1, s_2, \dots, s_n\}$ і деяке слово W з алфавіту S записано як $W = s_{k_1}, s_{k_2}, \dots, s_{k_m}$, тоді кодовим словом, що відповідає W , а саме, $C(W)$, буде: $C(W) = C(s_{k_1}), C(s_{k_2}), \dots, C(s_{k_m})$.

Коли C - подвійний блоковий код, що складається з A ключових слів довжиною n біт, тоді інформаційна норма C визначається як:

$$C = \frac{\log_2(A)}{n}.$$

У разі, коли перші k біт ключового слова - незалежні інформаційні біти, то інформаційна норма буде мати вигляд:

$$\frac{\log_2(2^k)}{n} = \frac{k}{n}.$$

Для ортогонального по відношенню до C підпростору $C^\perp$ і матриці H , яка задає базис цього підпростору, і для будь-якого вектора $\vec{v} \in C$ справедливо:

$$\vec{v}H^T = \vec{0}.$$

Відстанню Хеммінга (метрикою Хеммінга) між двома кодовими словами $\vec{u}$ і $\vec{v}$ називається кількість відмінних біт на відповідних позиціях :

$$d_H(\vec{v}, \vec{u}) = \sum_s |u^{(s)} - v^{(s)}|$$

Мінімальна відстань Хеммінга $d_{\min} = \min d_H(\vec{u}, \vec{v})$. Вона показує, наскільки «далеко» розташовані коди один від одного. Вона визначає іншу характеристику - коригувальну здатність:

$$t = \left\lfloor \frac{d_{\min} - 1}{2} \right\rfloor$$

Коригувальна здатність визначає, скільки помилок передачі коду (типу $1 \leftrightarrow 0$) можна гарантовано виправити. Ніякі дві околиці двох будь-яких кодових слів не перетинаються один з одним, оскільки відстань між кодовими словами завжди більше двох їх радіусів $d_H(A, B) \geq d_{\min} > 2t$.

1.3 Коди Хемінга

Коди Хеммінга - найпростіші лінійні коди з мінімальною відстанню 3, здатні виправити одну помилку. Код Хеммінга має синдром:

$$\vec{s} = \vec{r}H^T,$$

де $\vec{r}$ - прийнятий вектор, дорівнює номеру позиції, в якій сталася помилка.

Слова циклічного коду зручно представляти у вигляді поліномів. Наприклад, кодове слово $\vec{v} = (v_0, v_1, \dots, v_{n-1})$ представляється у вигляді полінома $v(x) = v_0 + v_1x + \dots + v_{n-1}x^{n-1}$.

1.4 Коди Боуза - Чоудхурі - Хоквінгема

Коди Боуза - Чоудхурі - Хоквінгема (БЧХ) є підкласом циклічних кодів. Їх відмінна властивість - можливість побудови коду БЧХ з мінімальною відстанню не менше заданої. Це важливо, тому що, взагалі кажучи, визначення мінімальної відстані коду є дуже складним завданням.

Коди Ріда - Соломона - недвійкові циклічні коди, що дозволяють виправляти помилки в блоках даних. Елементами кодового вектора є не біти, а групи бітів (блоки). Дуже поширені коди Ріда-Соломона, що працюють з байтами (октетами). Нехай є двійковий блоковий (n, k) код з коректуючою здатністю t . Тоді справедлива нерівність (границя Хемінга):

$$\sum_{i=0}^t \binom{n}{i} \leq 2^{n-k}$$

Коди, що задовольняють цій границі з рівністю, називаються досконалими. До досконалих кодів відносяться, наприклад, коди Хеммінга.

1.5 Лінійний код

У системах зв'язку можливі декілька стратегій боротьби з помилками:

- виявлення помилок у даних і створення автоматичного запиту повторної передачі спотворених блоків;
- виявлення помилок у даних і відкидання спотворених блоків;
- виправлення помилок (forward error correction).

Для цього під час запису (передачі) в дані, що передаються, додають надлишкову інформацію, а при прийомі її використовують для виправлення помилки.

За способом роботи з даними коди, що виправляють помилки діляться на блокові і згорткові, які працюють з даними у вигляді безперервного потоку.

Нехай вектори $\vec{x}_1 = (x_{11}, \dots, x_{1n})$, $\vec{x}_2 = (x_{21}, \dots, x_{2n})$, ..., $\vec{x}_k = (x_{k1}, \dots, x_{kn})$ - базис лінійного простору C . Довільний вектор $\vec{v} \in C$ можна представити у вигляді лінійної комбінації векторів: $\vec{v} = c_1\vec{x}_1 + c_2\vec{x}_2 + \dots + c_k\vec{x}_k$, або у матричному вигляді:

$$v = (c_1, c_2, \dots, c_k) \begin{bmatrix} x_{11} & x_{12} & \dots & x_{1n} \\ x_{21} & x_{22} & \dots & x_{2n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_{k1} & x_{k2} & \dots & x_{kn} \end{bmatrix} = \vec{c}G,$$

$$\text{де } G = \begin{bmatrix} x_{11} & x_{12} & \dots & x_{1n} \\ x_{21} & x_{22} & \dots & x_{2n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_{k1} & x_{k2} & \dots & x_{kn} \end{bmatrix} - \text{породжуюча матриця лінійного коду.}$$

Це співвідношення визначає зв'язок між векторами $c = (c_1, c_2, \dots, c_k)$ і векторами $\vec{v} \in C$. Матриця G є породжуючою матрицею лінійного простору.

Нехай C - лінійний k -вимірний підпростір n -вимірного простору над кінцевим полем F_q і W - ортогональне доповнення C . Розмірність W визначається так $r = n-k$. Нехай

$$\vec{h}_1 = (h_{11}, \dots, h_{1n}), \vec{h}_2 = (h_{21}, \dots, h_{2n}), \dots, \vec{h}_r = (h_{r1}, \dots, h_{rn}) \text{ базис } W.$$

Вектор $\vec{v} \in C$ задовольняє системі рівнянь:

$$\begin{cases} h_{11}x_1 + h_{12}x_2 + \dots + h_{1n}x_n = 0 \\ h_{21}x_1 + h_{22}x_2 + \dots + h_{2n}x_n = 0 \\ \dots \\ h_{r1}x_1 + h_{r2}x_2 + \dots + h_{rn}x_n = 0 \end{cases}$$

або у матричній формі: $\vec{v}H^T = 0$,

$$\text{де } H = \begin{bmatrix} \vec{h}_1 \\ \vec{h}_2 \\ \dots \\ \vec{h}_r \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} h_{11} & h_{12} & \dots & h_{1n} \\ h_{21} & h_{22} & \dots & h_{2n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ h_{r1} & h_{r2} & \dots & h_{rn} \end{bmatrix} - \text{перевірочна матриця коду}$$

Лінійний (блоковий) код - код, що множина його кодових слів утворює k -вимірний лінійний підпростір (C) в n -вимірному лінійному просторі, k -бітних векторів.

Нехай $C^\perp$ - ортогональний підпростір по відношенню до C , а H - матриця, що задає базис підпростору. Тоді довільного вектора $\vec{v} \in C$ справедливий вираз:

$$\vec{v}H^T = \vec{0}$$

Вага вектора w - відстань Хеммінга між цим вектором і нульовим вектором, тобто числом ненульових компонентів вектора.

Ентропія - це той мінімум інформації, який необхідно отримати, щоб ліквідувати невизначеність алфавіту, використовуюваного джерелом інформації. Ентропію можна розглядати як числову характеристику закону розподілу, яка має невизначеність, що властива елементам алфавіту, обраного для передачі повідомлень. Як правило, алфавіт з невеликою ентропією мало придатний для практичного використання.

Кількість інформації в повідомленні з позиції ентропії визначається зменшенням невизначеності стану деякого процесу. Відносно сигналу, що несе інформацію, невизначеність виражається невідомістю його інформаційних параметрів. Поки сигнал не прийнятий і не визначені його інформаційні параметри, про зміст повідомлення можна тільки визначатися з певною ймовірністю правдоподібності. Після прийому сигналу невизначеність в змісті повідомлення значно зменшується. Якщо є гарантія, що при передачі повідомлення не виникло спотворень сигналу, то

невизначеність взагалі зникає. Однак є завжди, хоча і мала, імовірність помилки, оскільки без спотворень взагалі сигнал не може бути переданий. Тому деяка невизначеність все-таки залишається.

Висновки до першого розділу

1. Завадостійкий код призначений для виявлення та виправлення помилок, який створюється шляхом додавання під час передачі в корисні дані спеціальним чином структурованої надлишкової інформації, а при прийомі використання цієї інформації для виявлення і виправлення помилок.

2. Блоковий код, який розбиває інформацію на фрагменти довжиною k біт і перетворює їх в кодові слова довжиною n біт.

3. Блокові коди добре справляються з великими пачками помилок, їх ефективність при частих, але невеликих помилках - гірше.

2 АНАЛІЗ СХЕМ ЗАВАДОСТІЙКОГО КОДУВАННЯ СУЧАСНИХ СИСТЕМ ЗВ'ЯЗКУ

2.1 Шляхи конвергенції сучасних телекомунікаційних технологій

Модернізація систем обміну даними - об'єктивний і безперервний процес, в основі якого закладені фундаментальні принципи пакетної передачі і технології, асоційовані з нею. Надання телекомунікаційних послуг по одним і тим же правилам стало гарантом підвищення рівня якості обслуговування, на який не впливають способи транспортування даних і обладнання, що використовується. Подібна концепція створює умови гнучкої та ефективної побудови глобального інформаційного суспільства. Значним кроком в цьому напрямку є мережі наступного покоління (Next Generation Network - NGN), які передбачають управління сервісами і безперервне управління транспортною мережею. Успіхи сучасних мережевих технологій безпосередньо позначаються на вдосконаленні принципів взаємодії елементів інтегрованих інформаційно-управляючих комплексів (ІУК). Наприклад, в останні роки велика увага приділяється створенню систем передачі та обробки інформації багатопозиційних мобільних радіолокаційних станцій, систем створення повітряної обстановки близької до реальної, систем оцінки координат автономних мобільних об'єктів, тощо.

Сучасні ІУК в захищених мультисервісних мережах розвиваються в напрямку підвищення оперативності та достовірності циклу управління (ЦУ), який своєчасно реагує на зовнішні впливи і елементи мережі, що носять деструктивний характер. Зазначений підхід, перш за все, обумовлений необхідністю створення високоорганізованої синхронізації в сучасних системах обміну даними (СОД) на всіх рівнях моделі OSI. Існуючі технології, такі як: IP/ATM (Asynchronous Transfer Mode - асинхронний спосіб передачі даних), IP/MPLS (MultiProtocol Label Switching - багатопроTOCOLьна комутація по мітках), IP/Gigabit Ethernet, що лежать в основі побудови даного

класу мереж, задовольняють подібним вимогам і тому знаходять відображення в спеціалізованих СОД ІУК. Однак для забезпечення необхідної оперативності ЦУ необхідне створення високошвидкісних каналів зв'язку. Подібне завдання вирішується за рахунок застосування волоконно-оптичних ліній зв'язку та вдосконалення технологій радіоінтерфейсу обробки цифрових сигналів. У будь-якому випадку характер заважаючих впливів на сигнал і особливості реальних каналів зв'язку дозволяють говорити про необхідність застосування схем завадостійкого кодування. Подібна потреба виникає через зростаючі вимоги до достовірності інформації, оброблюваної кінцевим користувачем в ІУК.

На даний момент переважно використовується поєднання технологій АТМ і MPLS, при цьому на основі АТМ відбувається побудова мереж доступу, а MPLS є основою ядра транспортної мережі. Використання MPLS в якості ядра обумовлено високим ступенем масштабування, оскільки в даній технології є можливість функціонального нарощування системи шляхом додавання нових елементів або заміни застарілих на більш досконалу елементну базу, при цьому дані дії не тягнуть за собою зміни архітектури. Ця особливість найбільш актуальна для транспортної мережі. Властивість масштабованості найбільш чітко виражається в низових ланках ієрархічних ІУК, для яких характерні не тільки висока динаміка вирішуваних завдань, а й можливі зміни топології СОД через впливу чинників, що заважають.

Це зумовило переважне застосування в таких ланках бездротових технологій СОД. Розвиток бездротових технологій, таких як: UMTS (Universal Mobile Telecommunications System - універсальна мобільна телекомунікаційна система), WIMAX (Worldwide Interoperability for Microwave Access - стандарт безпроводного мікрохвильового доступу), LTE (Long-Term Evolution - стандарт мобільного зв'язку) і т.д. розширило функціональні можливості кінцевого мобільного користувача. При проектуванні СОД ІУК реального часу формується обмін інформацією між керуючим об'єктом і об'єктами управління через інформаційну систему

(систему зв'язку і мережеві ресурси). Таким чином, сучасні телекомунікаційні технології відіграють вирішальну роль в способах організації та структурі побудови існуючих і проєктованих мобільних ІУК або спеціалізованих систем управління (СУ). Подібні системи покликані здійснювати збір заданого набору відомостей про керовані об'єкти і, відповідно до цільової функцією $F\{W, U, T\}$, виконувати управління цими об'єктами. У СУ множина об'єктів W вважається заданою, в той час як множина умов функціонування U може змінюватися в необхідні інтервали часу T . Часові параметри СУ визначаються тривалістю ЦУ $T_{цу}$, виконання якого є показником ефективності досягнення потрібних функцій. В умовах дії інтенсивних чинників, що заважають зниженню параметра $T_{цу}$ може бути досягнуто тільки за рахунок застосування інтегрованих СУ і ІУК на основі матеріального носія у вигляді системи зв'язку, здатної передавати не тільки короткі сигнали управління, а й великі обсяги мультимедійних даних.

Наявність прямого і зворотного каналів зв'язку в класичній СУ вимагає виконання обов'язкової умови $k_n \cdot (T_{нк} + T_{ок}) \ll T_{цу}$, де k_n - коефіцієнт, що визначає число повторів даних в разі виникнення запитів, а параметри $T_{нк}$ і $T_{ок}$ - час знаходження керуючої інформації в прямому і зворотному каналах зв'язку відповідно. Час $\Delta = T_{цу} - T_{сс}$, де $T_{сс} = k_n \cdot (T_{нк} + T_{ок})$, в СУ витрачається на обробку даних і прийняття рішення як в керованому об'єкті, так і в керуючому об'єкті, при цьому $\Delta \neq 0$. Впровадження бездротових технологій, збільшення обсягів оброблюваної за допомогою них інформації, підвищення вимог до швидкості обміну даними і їх достовірності дозволяють говорити про необхідності вдосконалення СУ сучасних мобільних комплексів з використанням радіоканалів.

Мультимедійність трафіку, відносна невизначеність розмірності і точності вихідних даних, використовуваних в СУ, призводять до необхідності створення ефективної моделі управління мережевими елементами і ресурсами. Дійсно, в ЦУ можуть бути використані дані об'ємом

від декількох десятків біт до декількох мегабайтів. Відома модель мережі управління електрозв'язком (Telecommunications Management Network - TMN), яка враховує інтелектуалізацію управління зазначеними параметрами. Структура взаємодії завдань управління в рамках зазначеної моделі носить ієрархічний характер. При використанні нестационарних каналів зв'язку, схильних до завад природного та антропогенного характеру, для ефективної передачі мультимедійного трафіку доцільно використання адаптивних СОД з масштабованою надмірністю і застосуванням м'яких методів обробки даних.

З огляду на різноманіття мережевих служб, задіяних в доставці інформації, виникають вимоги до мережі, одним з яких є якість доставки, реалізоване у вигляді часових критеріїв і рівня помилок в переданих даних. У реальних каналах діють спотворення сигналів, завмирання, шуми, різні завади, які в дискретному каналі проявляються у вигляді помилок, що визначають вірність прийому інформації. Одним з найбільш часто використовуваних показників, яким прийнято характеризувати якість цифрових систем передачі, є ймовірність помилок на біт (Bit Error Rate - BER). У пакетних мережах в якості показника, що характеризує якість передачі пакетів, прийнято використовувати ймовірність спотворення пакету (Frame Error Rate - FER). Природа зазначених помилок багато в чому визначається технічними пристроями, фізичним середовищем і рядом інших факторів, в тому числі і антропогенного характеру. До часових критеріїв якості доставки даних прийнято відносити два показника: час затримки і джиттер затримки. За рекомендаціями Міжнародного союзу електрозв'язку (МСЕ) з урахуванням особливостей NGN виділені шість класів обслуговування, число яких може збільшуватися. До них, в першу чергу, слід віднести: інтерактивний, інтерактивний при використанні супутникової лінії зв'язку, сигнальний, потоковий і трафік передачі даних.

Можливе виникнення ситуації, коли мережі не задовольняють вимогам служб, тоді термінальний пристрій може виконати додаткову обробку

(корекцію) вихідного сигналу. Така додаткова обробка полягає в виявленні і виправленні помилок або в зменшенні джиттера часу доставки пакетів.

Таким чином, розвиток сучасних мереж і мереж наступного покоління створює передумови до виникнення все більш складних ІУК реального часу, які в свою чергу формують умови для здійснення безперервного управління сервісами та різномірною транспортною мережею.

2.2. Застосування надлишкових кодів в системі інтегрованих інформаційно-керуючих комплексів

Зростаючі вимоги до управління елементами інтегрованих ІУК диктують необхідність застосування різномірних за організацією протоколів обміну і тривалості ЦУ. Одним з існуючих і активно застосовуваних механізмів підстроювання до умов функціонування СУ є використання надлишкового кодування. На практиці завадостійке кодування наштовхується на ряд обмежуючих факторів, найважливішим з яких є стрімке зростання складності декодера при збільшенні кількості помилок. На даний момент способи комбінування і модифікації існуючих схем завадостійкого кодування є актуальним завданням. Існують каскадні коди з дуже великою довжиною блоку і високою коректуючою здатністю. Використовуються узагальнені каскадні коди (УКК). Це сімейство кодів здатне виправляти не тільки випадкові помилки, але і випадкові пакети помилок. Конструкція УКК є комбінацією принципів прямої суми кодів (розкладання по суміжним класам) і каскадного конструювання кодів. Найбільш важливою характеристикою лінійного блокового (N, K, d) коду C в рамках концепції УКК є можливість розкладання на лінійні блокові (n_i, k_i, d_i) підкоди C_i , $0 \leq i \leq M_c - 1$, де M_c - рівень розкладання на вкладені підкоди. Для здійснення розкладання зазначеної структури необхідне виконання умов:

2. Сума лінійних блокових підкодів у структурі коду дорівнює

$$C = \sum_{i=0}^{M_c-1} C_i. \quad (2.1)$$

2. Для будь-якого кодового слова v_i на виході результуючого кодера, де $v_i \in C_i$, існує взаємно-однозначна відповідність:

$$\sum_{i=0}^{M_c-1} v_i = 0 \rightarrow v_0 = v_1 = \dots v_{M_c-1} = 0 \quad (2.2)$$

3. Необхідно ввести лінійний блоковий (n_i, k_i) код C_i такий, що символи на вході u_i кодерів

$$\sum_{i=0}^{M_c-1} u_i = 0 \rightarrow u_i = 0, \quad (2.3)$$

де I - число ступенів кодування (за каскадною схемою $I = 2$).

Таким чином, шляхом введення мінімальної відстані Хемінга δ_i прямої суми кодів $C_i + C_{i+1} + \dots + C_{M_c-1}$ і переходячи в область лінійного блокового (n_0, k_0, d_0) коду C_0 , над трансформованим полем $GF(q^k)$, де $k = k_i$, отримаємо вагову відстань Хемінга d коду C , обмежене знизу границею:

$$d \geq \min \delta_i d_{0i}. \quad (2.4)$$

Тоді сума каскадних кодів дає лінійний блоковий $(n_0 n_I, k, d)$ код, розмірність якого дорівнює:

$$k = \sum_{i=0}^{M_c-1} k_i k_{0i}, \quad (2.5)$$

при цьому мінімальна відстань описується виразом (2.4).

Важливою перевагою даного класу кодів є просто реалізована можливість вибору відстаней зовнішнього і внутрішнього кодів, що дозволяє отримати захист від помилок. Іншою перевагою каскадного кодування є можливість декомпозиції задачі декодування за рахунок використання підкомпонентних кодів при великих I і M_c , що призводить до лінійного росту складності декодера в залежності від кратності помилок, але в умовах реального часу великі I і M_c малопридатні.

До появи турбокодів (ТК) і практичної реалізації кодів з низькою щільністю перевірок (Low-Density Parity-Check codes - LDPC) каскадна структура у вигляді зовнішнього коду Ріда-Соломона (РС) і внутрішнього згорткового коду була найбільш поширеною кодовою конструкцією. При цьому коди РС до сих пір знаходять широке застосування. Як відомо, коди РС можна визначити як множину кодових слів, компоненти яких дорівнюють значенням деяких певних багаточленів. Таким чином, мова йде про поліноміальні коди, в основі яких лежить інформаційний поліном $V_{\text{inf}}(x) = \alpha_1 + \alpha_2 x + \dots + \alpha_k x^{k-1}$ з коефіцієнтами $\alpha_i \in GF(2^m)$, де m - степінь розширення двійкового поля Галуа, α - примітивний елемент цього поля. На відміну від кодів Боуза-Чоудхурі-Хоквенгема (БЧХ) коди РС будуються над трансформованим полем $FG(2^m)$. Зокрема нулями коду РС, що виправляє t_d помилок, є $2t_d$ послідовних степенів примітивного елемента поля Галуа. Всі подільники породжуючого код багаточлена $V_{\text{inf}}(x)$ є лінійними, тоді породжуючий поліном має вигляд:

$$g(x) = \prod_{j=b}^{b+2t_d-1} (x - a^j), \quad (2.6)$$

де b - ціле число, яке приймає значення «0» або «1».

З виразу (2.6) випливає, що мінімальна відстань (n, k, d) коду РС над трансформованим полем $GF(2^m)$ задовольняє нерівності $d \geq n - k + 1$. Код РС

здатний виправляти не тільки t_d випадкових помилок, а й багаторазові випадкові пакети помилок, що актуально для передачі інформації реального часу в системі радіоінтерфейсу. Це пояснює широке поширення таких кодів в реальних системах зв'язку.

Істотна відмінність у процедурі декодування кодів РС від кодів БЧХ полягає в обчисленні вектора помилок e_{j_τ} , де $1 \leq \tau \leq (n-k)/2$, через двоступеневу процедуру визначення локаторів помилок і їх подальшого виправлення. У загальному випадку це робиться через алгоритм Форні. Для кодів з довільною множиною $2t_d$ послідовних нулів $\{\alpha^b, \alpha^{b+1}, \dots, \alpha^{b+\delta}\}$, де $d = 2t_d + 1$, значення помилок визначено як

$$e_{j_\tau} = \frac{(\alpha^{j_\tau})^{2-b} \cdot \Lambda(\alpha^{-j_\tau})}{\Theta^j(\alpha^{-j_\tau})}, \quad (2.7)$$

де $\Theta^j(\alpha^{-j_\tau})$ - похідна від локаторів помилок, а $\Lambda(\alpha^{-j_\tau})$ - багаточлен значень помилок.

Найбільш поширеними алгоритмами декодування кодів РС є алгоритм Берлекемпа-Мессі (БМА) і алгоритм Евкліда (ЕА). На відміну від БМА, ЕА використовує всі синдроми вже на першому кроці процедури. Однак, за кількістю операцій в кінцевому полі БМА ефективніше ЕА. ЕА має одноманітну структуру, що значно спрощує апаратну реалізацію.

Наступним кроком розвитку теорії завадостійкого кодування є розвиток теорії ітеративного декодування, згідно з якою багаторазово використовується алгоритм декодування з м'яким виходом для того, щоб зменшити ймовірність помилки схеми кодування і наблизитися до декодування за максимумом правдоподібності при меншій складності декодера. У теорії ітеративного декодування важливим поняттям є

логарифмічне відношення правдоподібності (Log Likelihood Ratio - LLR) для інформаційного символу

$$LLR(u_i | \bar{y}) = \ln \left[\frac{P(u_i = +1 | \bar{y})}{P(u_i = -1 | \bar{y})} \right] \quad (2.8)$$

де $u_i = \pm 1$ - можливі значення біта, $\bar{y}$ - послідовність біт на вході приймача. Слід зазначити, що LLR для інформаційного символу є адитивною величиною, яка визначається за виразом:

$$LLR(u_i) = LLR_{ch} + LLR_a(u_i) + LLR_e, \quad (2.9)$$

де LLR_{ch} - LLR каналу, $LLR_a(u_i)$ - апіорне значення LLR інформаційного символу, LLR_e - LLR, що накладається іншими інформаційними символами.

Серед усього різноманіття ітеративно декодованих кодів доцільно виділити ТК і LDPC. ТК можна розглядати як паралельний каскадний код, породжуюча матриця якого може бути приведена до вигляду:

$$G_{TK} = (I_{k_1 k_2} | P'_1 | P'_2), \quad (2.10)$$

$$\text{де } P'_1 = \begin{bmatrix} P_1 & & & \\ & P_1 & & \\ & & 0 & \\ & & & P_1 \end{bmatrix}; \quad P'_2 = \begin{bmatrix} P_2 & & & \\ & P_2 & & \\ & & 0 & \\ & & & P_2 \end{bmatrix} - \text{матриця перевірочних}$$

символів.

Між матрицями P'_1 і P'_2 - матриця перестановок B , асоційована з перемежувачем (інтерлівером). Ітеративне декодування ТК умовно можна розділити на дві складові. На першому етапі декодер проводить обчислення

апостеріорних LLR, при цьому вважається, що будь-який символ носить рівноімовірнісний характер $LLR_a(u_i) = 0$. Далі відбувається обчислення LLR_{e1} на основі перевірочних символів першого компонентного коду, і отримана інформація передається другому декодеру. В якості декодера розглядається SISO (Soft-Input Soft-Output) декодер. На другому етапі перемежені елементи зовнішньої інформації від першого декодера розглядаються як апіорні LLR, тобто $LLR_a(u_i) = B \cdot LLR_{e1}$. Далі другий декодер проводить обчислення зовнішньої інформації LLR_{e2} на основі перевірочних символів другого компонентного коду. У цей момент декодер виносить рішення про інформаційні символи, ґрунтуючись на апостеріорних значеннях $LLR(u_i)$. Ітерації тривають або до певного значення, або до моменту однозначного прийняття рішення.

Поява ТК призвело до необхідності появи алгоритмів декодування, які обчислюють не тільки найбільш ймовірне кодове слово (список кодових слів), а також і оцінюють надійність їх символів. Таким чином, був запропонований алгоритм Вітербі з м'яким виходом (Soft-Output Viterbi Algorithm - SOVA), який обчислює надійності інформаційних символів через логарифм відношення правдоподібності, зазначений у виразі (2.8).

Робота декодера SOVA складається з 2-х частин. У першій частині вибирається найбільш ймовірна кодова послідовність v , що відповідає шляху з максимальною метрикою на кроці n_m , зі збереженням метрики шляхів для кожного стану решітки. У другій частині алгоритм виконується у зворотному напрямку, тобто обчислюються метрики і шляхи, що починаються з $N_{сек}$ секції решітки та закінчуються в i -ій секції, $i \geq 0$, без збереження шляхів, що вижили. Потім для кожної секції решітки обчислюється м'який вихід як різниця між максимальною метрикою шляхів $M_i(1)$ на решітці, для яких $u_i = 1$, і максимальною метрикою шляхів $M_i(0)$ зі значенням $u_i = 0$.

$$LLR(u_i | z) = M_i(1) - M_i(0). \quad (2.11)$$

Алгоритм декодування по максимуму апостеріорної ймовірності (Maximum A Posteriori - MAP), метою якого є обчислення апостеріорних ймовірностей інформаційних символів при заданій прийнятій послідовності $\bar{y}$ здійснюється за правилом (2.8). М'який вихід для інформаційного символу u_i буде отримано у вигляді:

$$LLR(u_i | \bar{y}) = \log \left(\frac{P\{u_i = 1 | \bar{y}\}}{P\{u_i = 0 | \bar{y}\}} \right) = \log \left(\frac{\sum_m \sum_{m'} \eta_{i-1}(m') \cdot \mu_i^{(1)}(m', m) \cdot \varpi_i(m)}{\sum_m \sum_{m'} \eta_{i-1}(m') \cdot \mu_i^{(0)}(m', m) \cdot \varpi_i(m)} \right),$$

де $\eta_i(m)$ - метрика прямого проходу, $\mu_i^{(1)}(m', m)$ - метрика ребра,

$\varpi_i(m)$ - метрика зворотного проходу, а величини m і m' можуть набувати значень $0 \leq m \leq 2^m - 1$ і $0 \leq m' \leq 2^m - 1$. Для того щоб знизити обчислювальну складність MAP алгоритму, використовуються логарифми метрик. Алгоритм, що використовує такий перехід, називають Log-MAP алгоритмом. Застосовуючи даний алгоритм, отримуємо:

$$LLR(u_i | \bar{y}) = \log \left(\frac{\sum_m \sum_{m'} \exp(\eta_i''(m') + \mu_i^{(0)''}(m', m) + \varpi_i''(m))}{\sum_m \sum_{m'} \exp(\eta_i''(m') + \mu_i^{(1)''}(m', m) + \varpi_i''(m))} \right),$$

де $\eta_i''(m) = \log \eta_i(m)$, $\varpi_i''(m) = \log \varpi_i(m)$, $\mu_i^{(j)''}(m', m) = \log \mu_i^{(j)}(m', m)$

При застосуванні двійкових кодів, побудованих на основі згорткових кодів швидкості $1/n$ (за допомогою перфорації), складність декодування (вимірювана числом операцій множення і додавання) за алгоритмом SOVA приблизно вдвічі менше, ніж за Max-Log-MAP алгоритмом. Складність алгоритму Log-MAP приблизно вдвічі більше ніж Max-Log-MAP алгоритму. Для алгоритмів Log-MAP і MAP ймовірність помилки однакова і мінімальна. Таким чином, теорія м'яких методів обробки інформації набула широкого

поширення в силу збільшення вірогідності прийняття рішення приймачем на основі даних, які раніше не представляли інтересу в розрізі моделі жорсткого декодування. Турбокоди мають високу складність декодування і велику затримку, що робить їх незручними для ряду додатків, а також вони мають порівняно невелику кодову відстань. Тому в хороших каналах для подальшого зменшення ймовірності помилки застосовують LDPC коди.

LDPC коди мають мінімальну відстань, що зростає лінійно з збільшенням довжини коду. Це дозволяє виправляти помилки при майже лінійній складності алгоритму декодування. Широке поширення для побудови сполучних рівнянь між інформаційними і перевірочними символами отримав граф Таннера. З графічної точки зору даний метод дозволяє оцінити обмін повідомленнями про надійність декодуємих символів передбачуваного кодового слова v між перевірочними і бітовими вершинами графа Таннера, що відповідають перевірочній матриці H деякого LDPC коду.

Відомо два алгоритми декодування LDPC кодів. Перший відноситься до ітеративного декодування з жорстким рішенням або алгоритм з перевертанням біта (Bit Flipping - BF). Другий алгоритм являє собою ітеративне поширення довіри (Iterative Belief-Propagation - IBP). Відповідно до алгоритму BF, декодер обчислює всі перевірки і потім змінює біт на кожній позиції, що містяться в β_n незадовільних перевірочних рівнянь (через значення β_n позначимо деякий поріг). Ітерації повторюються, поки не виконаються всі перевірки .

На вхід цього алгоритму надходить вектор

$$y = (\text{sign}(y_1)), (\text{sign}(y_2)), \dots, (\text{sign}(y_N)) ,$$

де $y_i = (-1)^{v_i} + z_i$, $v_i \in C$, z_i - випадкова гаусова величина зі значеннями математичного очікування $M_y = 0$ і дисперсії $\sigma = N_0 / 2$. При перевищенні заданого порогу β_n біт інвертується. При збільшенні порогу β_n відбувається

енергетичний виграш системи. Однак даний алгоритм значно поступається декодуванню за максимумом правдоподібності.

М'які рішення відбуваються виходячи з співвідношення:

$$LLR(u_i | \bar{y}) = \log(q_i^1) - \log(q_i^0) , \quad (2.12)$$

де $0 \leq i \leq N - 1$

Серед різноманіття кодів, що виправляють помилки, особливе місце займають полярні коди, запропоновані Е. Аріканом. Доведено, що полярні коди здатні в каналах з гаусовським шумом досягати пропускну здатності двійкових симетричних каналів (ДСК) без пам'яті.

Таким чином, завадостійке кодування є потужним інструментом адаптивної підстройки СОД в реальних умовах експлуатації, а також задоволення потреби ряду мережевих служб за рівнем достовірності переданого трафіку.

Найбільш раціональним є використання коротких кодів, оскільки це вимагає малих обчислювальних витрат і часових затримок. Істотним недоліком турбокодів і LDPC кодів є те, що декодування вимагає великих ресурсів (часових і обчислювальних), що є для багатьох реальних СОД неприйнятним. Таким чином, застосування коротких кодів і полярних кодів доцільні через можливості забезпечення необхідного рівня надійності та оперативності для ЦУ в рамках сучасних мережевих технологій. Тому краще використовувати короткі блокові коди, які доречні при передачі малих за обсягом даних і які можуть бути легко трансформовані для захисту великих обсягів даних з використанням технології каскадного кодування або на базі узагальнених каскадних кодів і добутку кодів.

2.3 Принципи побудови полярних кодів

Застосування м'яких методів обробки отриманих даних дозволяє отримати додатковий енергетичний вигравш, а застосування полярних кодів (ПК) є новим етапом розвитку кодових методів обробки інформації. Пропускна здатність двійкового симетричного каналу (ДСК) визначається співвідношенням:

$$C_{ДСК} = 1 + (1 - \varepsilon) \cdot \log_2(1 - \varepsilon) + 2 \log_2 \varepsilon ,$$

де ε - ймовірність помилки на біт. У випадку застосування двійкового стираючого каналу зв'язку (ДСКЗ), пропускна здатність дорівнює:

$$C_{ДСКЗ} = 1 - q + (1 - p - q) \cdot \log_2 \frac{1 - p - q}{1 - q} + p \cdot \log_2 \frac{p}{1 - q} ,$$

де q - ймовірність стирання, p - ймовірність помилки стертого символу. Очевидно, що $C_{ДСК} \leq C_{ДСКЗ}$, причому рівність досягається при значенні $p, \varepsilon \rightarrow 0$. Позначимо через величину $C_{МД}$ пропускну здатність каналу зв'язку при м'яких методах обробки символів, тоді $C_{ДСК} \leq C_{МД} \leq C_{ДСКЗ}$.

Доведено, що пропускна здатність ДСК може досягати значення «1» за рахунок застосування схеми полярного кодування, а застосування м'яких методів обробки символів сприяє швидшому досягненню цієї межі. У процедурі декодування ПК була встановлена доцільність застосування цілочисельних ІМР, а їх застосування сприяє зменшенню ймовірності помилки в послідовному декодері (ПД) Арікана. Подібні оцінки можуть бути сформовані в стираючому каналі зв'язку без знання статистичних характеристик цього каналу.

У каналах з гауссовским шумом досягати пропускну здатності ДСК без пам'яті здатні тільки ПК. Технологія обробки ПК спирається на перетворення безперервного каналу зв'язку в систему векторних каналів з перехресними зв'язками і повним виключенням з аналізу прийнятої послідовності тих каналів, в яких передача бітів виявляється свідомо ненадійною. Пропускна здатність таких каналів прийнято вважати рівною нулю (канали вважаються «замороженими»), а відновлення даних здійснюється за рахунок інформації, отриманої з надійних каналів. За рахунок використання ПК досягається підвищення енергетичної ефективності системи зв'язку в цілому. Недолік полярних кодів: результат кожного кроку декодування залежить від достовірності оцінок інформаційних бітів попередніх кроків. Позитивну роль в подоланні цієї залежності грають м'які методи обробки даних.

Вже згадана структура ПК є типовим представником класу блокових кодів. Для визначення можливостей таких кодів по корекції помилок необхідно оцінити їх граничні параметри. У разі лінійного коду при фіксованій довжині комбінації N і числі інформаційних розрядів K можна отримати значення верхньої і нижньої меж для найбільшої мінімальної відстані. В якості верхньої межі доцільно використовувати границю Бхаттачарія, яка визначається на основі знання умовних вихідних розподілів. В разі ДСК межа Бхаттачарія дорівнює:

$$Z = \sqrt{4 \cdot P \cdot (1 - P)} , \quad (2.13)$$

де P - умовний вхідний розподіл. Застосувавши нерівність Шварца до виразу (2.13), отримаємо верхню і нижню границі для параметра Бхаттачарія. Для каналу з двійковим входом вираз набуде вигляду:

$$P_E < M \cdot \exp(-N \cdot [\ln 2 - \ln\{1 + Z\}]), \quad (2.14)$$

де M - число кодових векторів в ансамблі. При цьому для лінійних кодів, використовуваних в цьому класі каналів, ймовірність помилки визначена без урахування ансамблю сигналів (використано в якості обмеження по сумі):

$$P_E \leq \sum_K^M \exp(w_K \cdot \ln Z), \quad (2.15)$$

де $w_K \dots w_M$ - ваги ненульових кодових слів. У разі виконання рівності $M = N$ для всіх $N = 2^K$ існує ортогональний код такий, що $w_K = N / 2$, для всіх $K \neq 1$. В цьому випадку отримуємо границю

$$P_E < M \cdot \exp(-N \cdot (-0,5 \ln Z)). \quad (2.16)$$

Легко помітити, що показник експоненти у виразі (2.16) більше, ніж у (2.14), тобто $-0,5 \cdot \ln Z \geq \ln 2 - \ln(1 + Z)$, $0 \leq Z \leq 1$, причому рівність виконується тоді, коли $Z = 1$. З виразів (2.12) і (2.13) видно, що випадок $Z = 0$ описує канали без шуму, і що зі збільшенням шуму Z зростає монотонно так, що канал стає безкорисним при $Z = 1$.

Таким чином, при конструюванні лінійних кодів доцільно розглядати ансамбль кодових векторів, відокремлюючи «погані» кодові комбінації. У ній оцінювалася ймовірність помилки по ансамблю кодових векторів з відкиданням тих, для яких $M = N$.

Метою застосування ПК є створення такої приймаючої рішення схеми, для якої $Z(P) \rightarrow 0$, тим самим ймовірність помилкового прийому також прагне до «0», як було сказано раніше. Концепція формування ПК побудована на базі ядра Арікана. Ядром Арікана називають матрицю

$$F = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{bmatrix},$$

а через величину $F^{\otimes m}$ позначають її m -у степінь Кронекера, в основі якої лежить кронекерівський (прямий) добуток матриць.

Для отримання необхідного вихідного вектора необхідно зробити перетворення послідовності таким чином, щоб номер нової позиції i -го елемента вийшов як зворотний запис числа i , тобто полярне представлення. Наприклад, $1 \equiv (0\ 0\ 1) \rightarrow (1\ 0\ 0) \equiv 8$. Таким чином, для отримання відповідної матриці необхідно ввести матрицю перестановок B_N .

Результуюча матриця G_N визначається наступним виразом

$$G_N = B_N \cdot F^{\otimes m}. \quad (2.17)$$

Для здійснення операції поляризації необхідно провести трансформацію скалярного каналу в векторний канал, ототожнюючи його з функцією щільності умовної ймовірності вихідного символу. Це досягається створення копій ДСК рекурсивним способом, як представлено на рис. 2.1.

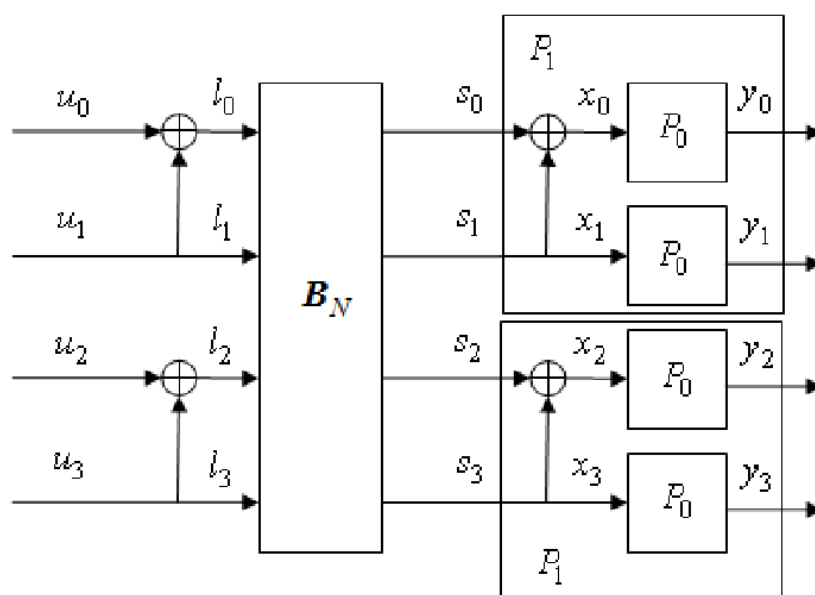


Рисунок 2.1 - Рекурсивний спосіб формування кодового вектора

Рекурсія починається з 0-го рівня ($n = 0$) за допомогою застосування тільки одного примірника P , і йому ставиться у відповідність $P_0 = P$. На першому рівні рекурсії схема поєднує в собі дві незалежних копії P_0 , тим самим ми отримуємо канал P_1 з ймовірністю переходів $P_1(y_0 | y_1 | u_0, u_1) = P(y_0 | u_0 \otimes u_1) \cdot P(y_1 | u_1)$. Схема побудови такої системи кратна степені 2, починаючи з нуля. На рисунку 2.1 матриця перестановок B_N має входи $(l_0, l_1, l_2, \dots, l_{N-1})$.

Загальна форма рекурсивної залежності дорівнює: $P_N(y_0^{N-1} | u_0^{N-1}) = P^N(y_0^{N-1} | u_0^{N-1} \cdot G_N)$. Процес формування матриці B_N задовольняє наступним співвідношенням (для випадку, коли $m = 2$): $l_0 \rightarrow s_0$, $l_1 \rightarrow s_2$, $l_2 \rightarrow s_1$, $l_3 \rightarrow s_3$. Тобто, входи ранжуються по парних і непарних номерах (залежить від нульової точки - нумерація з «0» або «1»), їм ставляться у відповідність виходи, які нумеруються строго по порядку з нульової точки. Вказаний метод полягає у поданні $P_N(y_0^{N-1} | u_0^{N-1})$ як сукупності $P' = \{P_N^{(i)}(y_0^{N-1}, u_0^{N-1} | u_i), 0 \leq i \leq N\}$ двійкових каналів, що представлено на рис 2.2.

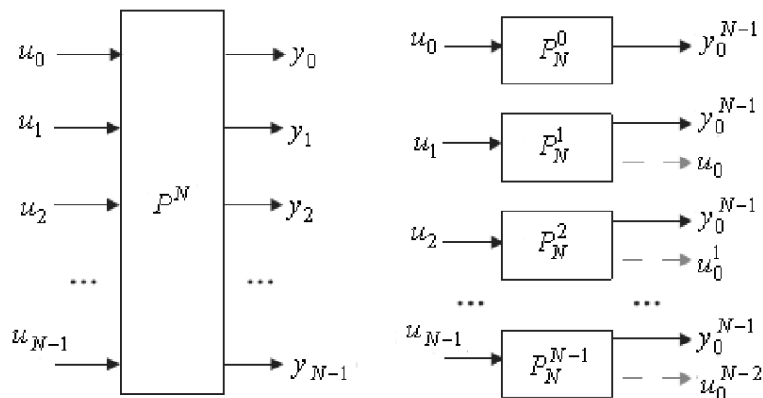


Рисунок 2.2 - Еквівалентні схеми векторного і скалярного каналів

Варто відзначити, що пунктирна лінія означає достовірну передачу через канали, які мають такі властивості:

2. Еквівалентність P і P' : сумарна пропускна здатність $\sum_{i=0}^{N-1} C(P_N^{(i)})$

дорівнює $C(P)$ за умовою, що для кожного $P_N^{(i)}(y_0^{N-1}, u_0^{i-1} | u_i)$ відомі точні значення інформаційних символів u_0^{i-1} ;

2. Асимптотична поляризація каналів з ймовірності P' при величині $N \rightarrow \infty$ є відносна частка $P_N^{(i)}$ в P' таких, що $C(P_N^{(i)}) \rightarrow 1$, прагне до $C(P)$. Пропускна здатність інших $N \cdot (1 - C(P))$ каналів прямує до нуля.

Поляризаційний ефект досягається застосуванням не виродженого перетворення $B_N \cdot F^{\otimes m}$ до даних. І, таким чином, поляризуюче перетворення каналу $P^{2N}(y_0^{2N-1} | u_0^{2N-1})$ засноване на поляризації векторних каналів меншої розмірності $P^i(y_0^{i-1} | u_0^{i-1})$, $i = N, N/2, N/4, 1$. Ця декомпозиція для щільності $P_N^{(i)}(y_0^{N-1}, u_0^{i-1} | u_i)$ ймовірностей виражається як:

$$P_{2 \cdot N}^{2 \cdot i}(y_0^{2 \cdot N-1}, u_0^{2 \cdot i-1} | u_{2 \cdot i}) = \frac{1}{2} \sum_{u_{2 \cdot i+1}} P_N^{(i)}(y_0^{N-1}, u_{0,e}^{2 \cdot i-1} \oplus u_{0,o}^{2 \cdot i-1} | u_{2 \cdot i} \oplus u_{2 \cdot i+1}) \times \\ \times P_N^{(i)}(y_N^{2 \cdot N-1}, u_{0,o}^{2 \cdot i-1} | u_{2 \cdot i+1}),$$

$$P_{2 \cdot N}^{2 \cdot i+1}(y_0^{2 \cdot N-1}, u_0^{2 \cdot i} | u_{2 \cdot i+1}) = \frac{1}{2} P_N^{(i)}(y_0^{N-1}, u_{0,e}^{2 \cdot i-1} \oplus u_{0,o}^{2 \cdot i-1} | u_{2 \cdot i} \oplus u_{2 \cdot i+1}) \times \\ \times P_N^{(i)}(y_N^{2 \cdot N-1}, u_{0,o}^{2 \cdot i-1} | u_{2 \cdot i+1}),$$

де $u_{0,e}^{2 \cdot i-1}$ і $u_{0,o}^{2 \cdot i-1}$ позначають компоненти вектора $u_0^{2 \cdot i-1}$ тільки з парними і непарними номерами відповідно. Таким чином, ймовірно переданих бітів в каналах $P_N^{(i)}(y_0^{N-1}, u_0^{i-1} | u_i)$ оцінюються через рекурентні вище зазначені формули з умовою $P_1^{(1)}(y|u) = P(y|u)$ для виходу з рекурсії. Варто

відзначити, що в якості міри надійності оцінок виступають величини $P_N^{(i)}(y_0^{N-1}, u_0^{i-1} | u_i)$. Таким чином, всі обчислення в декодері необхідно проводити безпосередньо з імовірностями, що призводить до швидкого зменшення обчислюваних показників до нуля. Використання обчислень з плаваючою точкою і операцій ділення недоцільно, оскільки значно збільшуються обчислювальні витрати, що неприйнятно для ІУК реального часу. Таким чином, застосування цілочисельних значень ІМР є потужним і найбільш перспективним інструментом для вирішення зазначеного завдання в рамках питання побудови оперативних ЦУ сучасних і перспективних ІУК.

Поляризація підпорядковується мартингальній залежності. Подібна залежність представлена на рис. 2.3.

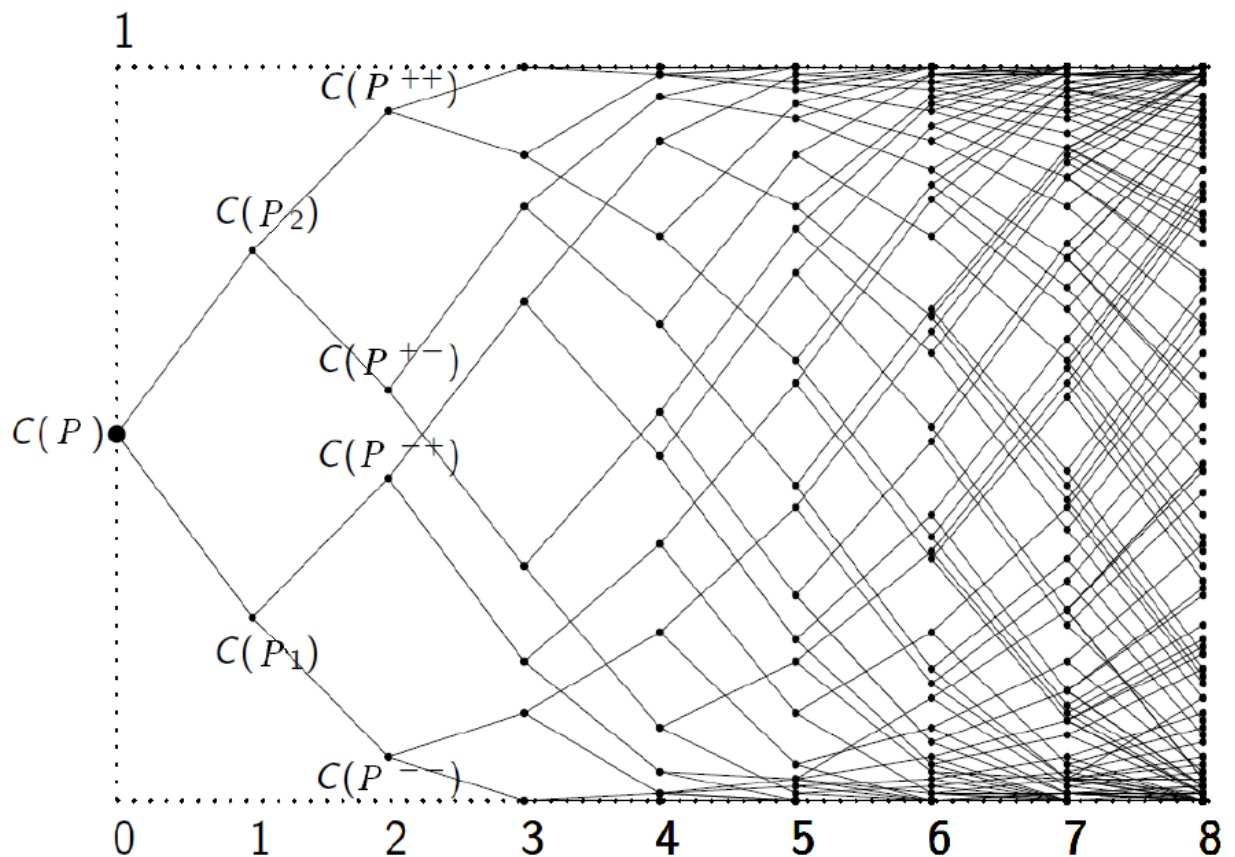


Рисунок 2.3 - Принцип поляризації каналів і їх розподіл

Матриця $F^{\otimes m}$, як зазначалося раніше, виходить за допомогою прямого добутку матриць F . Довжина блоку N визначається кронекерівським степенем $m \rightarrow N = 2^m$. Тобто при $m=1$ матриця $F^{\otimes 1}$ дорівнює ядру Арікана, при $m=2$ і $m=3$ маємо $F^{\otimes 2}$ і $F^{\otimes 3}$ відповідно. При значенні $N \rightarrow \infty$ канали P_i^{N-1} будуть або повністю безшумні, або повністю ненадійні. У зв'язку з цим інформаційні символи u_i , що передаються по каналах з низьким рівнем достовірності, можна вважати завжди фіксованими («замороженими»).

Розглянемо принцип фіксації каналів на основі матриці $F^{\otimes 3}$. Рядкам матриці $F^{\otimes 3}$ з вагою $w < 4$ поставимо у відповідність канали з фіксованими значеннями, рівними нулю, на основі правила Ріда-Маллера, як представлено на рис. 2.4. Необхідно звернути увагу, що модифікована матриця $F_{nfr}^{\otimes 3}$

в степені $m=3$ утворюється з рядків матриці $F^{\otimes 3}$ з вагою $w \geq 4$. Таким чином, ми переходимо з простору $2M$ в простір M , поставивши даним каналам у відповідність нульове значення (коди з викиданням).

$$F^{\otimes 3} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix},$$

$$x = [u_0 \ u_1 \ u_2 \ u_3 \ u_4 \ u_5 \ u_6 \ u_7] B_N \cdot F^{\otimes 3},$$

$$x = [0 \ 0 \ 0 \ u_3 \ 0 \ u_5 \ u_6 \ u_7] B_N \cdot F^{\otimes 3}.$$

Рисунок 2.4 – Принцип фіксації зашумлених каналів

Це дозволяє зменшити ймовірність помилки для систем передачі даних. Однак варто зазначити, що для коректної оцінки кодового вектора, як зазначалося раніше, доцільно використовувати границю Бхаттачарія. Ранговий вектор $Z_{N-1}(Z_{N-1,0}, Z_{N-1,1}, \dots, Z_{N-1,N-1})$ визначається через рекурсивне співвідношення через парні і непарні канали

$$Z_{2i+1,j} = \begin{cases} 2 \cdot Z_{i,\chi} - Z_{i,\chi}^2, & j_{0,e}^{N-1} \wedge 0 \leq \chi \leq i \\ Z_{i,\chi}^2, & j_{0,o}^{N-1} \wedge 0 \leq \chi \leq i \end{cases}$$

де $i = N / 2 - 1$, $j = \{0, 1, 2, \dots, N - 1\}$, $j_{0,e}^{N-1}$ і $j_{0,o}^{N-1}$ - компоненти множини тільки з парними і непарними номерами відповідно, починаючи з нуля, а $N = 2^m$ - довжина кодової комбінації. Множини $|j_{0,e}^{N-1}| = |j_{0,o}^{N-1}| = |\chi|$ рівнопотужні. Для отримання системи рівнянь (1) при різних значеннях N необхідно використовувати такі елементи зазначених множин, які знаходяться на одних і тих же позиціях.

Для матриці $G_N = B_N \cdot F^{\otimes 3}$ ранговий вектор дорівнює $Z_{N-1} = (0.699, 0.88, 0.81, 0.32, 0.68, 0.191, 0.121, 0.004)$. При зіставленні двох векторів U_{N-1} і Z_{N-1} (перший представлений на рис. 2.4) видно, що висловлена теорія про оцінки каналу зв'язку за допомогою параметра Бхаттачарія дає ідентичні результати по відношенню до правила Ріда-Маллера.

Замороженим каналам ставиться у відповідність параметр Бхаттачарія $Z(P) \rightarrow 1$. Як зазначалося раніше, при значенні $Z = 1$ ми отримуємо повністю зашумлені канали, передача по яким не доцільна. У зв'язку з цим дані, отримані з джерела повідомлень, передаються через канали з номерами (3, 5, 6, 7). Введемо множину A^* , елементи якої повністю ідентичні номерам каналів зв'язку та дорівнюють $A^* = \{0, 1, \dots, N - 1\}$. При застосуванні правила Ріда-Маллера або оцінки по параметру Бхаттачарія множина A^* розпадається на дві підмножини A і A^r , де A - множина номерів не «заморожених»

каналів зв'язку, а A^{fr} - множина «заморожених» каналів. Матриця $F^{\otimes 3}$ також розпадається на дві подматриці $F_{nfr}^{\otimes 3}$ і $F_{fr}^{\otimes 3}$, $F_{nfr}^{\otimes 3}$ - матриця, рядки якої мають вагу $w \geq 4$, а $F_{fr}^{\otimes 3}$ - матриця, де $w < 4$. Загальний вигляд виразу для отримання вихідного вектора X_{N-1} визначається наступним співвідношенням:

$$X_{N-1} = u_A \cdot (B_N \cdot F_{nfr}^{\otimes 3}) \oplus u_{A^{fr}} \cdot (B_N \cdot F_{fr}^{\otimes 3})$$

де u_A - символи, відповідні «незамороженим» каналам зв'язку, а $u_{A^{fr}}$ - «замороженим». Вектори X_{N-1} і Y_{N-1} тотожно рівні між собою і введені як самостійні величини для розуміння принципів формування ПК.

Таким чином, можна стверджувати, що застосування ПК в системах обміну інформацією представляє перспективний напрямок, що сприяє підвищенню пропускної спроможності каналу зв'язку за рахунок подання ДСК в вигляді системи векторних каналів з взаємопов'язаними логічними зв'язками, але не алгебраїчними співвідношеннями. Використання м'яких методів обробки символів дозволяє отримати додаткову інформацію про конфігурацію помилок і раціонально виконати рекурсивні операції в процедурі декодування ПК. Важливою особливістю ПК є відносна простота реалізації кодера на програмному рівні, що є важливою перевагою для застосування в рамках ІУК.

2.4 Принципи побудови кодів Ріда-Маллера

Двійкові коди Ріда-Маллера (РМ) складають сімейство кодів, виправляючих помилки, з простим декодуванням, заснованим на мажоритарній логіці. Визначення двійкових РМ кодів, засноване на

двійкових поліномах (або булевих функціях). Структура РМ кодів: $(2^m, K, 2^{m-r})$, де r – порядок коду, m - число змінних (булевих функцій).

Зафіксуємо $m \geq 1$ (нульовий порядок коду не представляє наукового інтересу) і складемо матрицю $G_1(m)$ з m рядків і 2^m стовпців, де j -й стовпець (при нумерації від «0») відповідає бінарному поданню числа j , записаному в m бітах. Матриця $G_{1,m}$ відповідає вимозі лінійної незалежності рядків. Код $RM(1, m)$ з базисом з рядків матриці $G_{1,m}$ при величині $m \geq 1$ може бути побудовано рекурентно на основі векторів $u \in RM(1, m-1)$ конкатенацію (сполученням) $u|u$ і $u|(1 \oplus u)$ (окремий випадок конструювання кодів, званий конструкцією Плоткіна або конструкцією $u|(u \oplus v)$) так, що список кодових слів можна записати у вигляді:

$$RM(1, m) = \begin{cases} RM(1, m-1) | RM(1, m-1) \\ RM(1, m-1) | \overline{RM(1, m-1)} \end{cases}$$

де набір векторів $\overline{RM(1, m-1)}$ складений з векторів $u \oplus 1$, $u \in RM(1, m-1)$ (порядок векторів не має значення). Код $RM(1, m)$ відомий як код Адамара, оскільки його кодові слова - це рядки двійкових матриць A_m , $\bar{A}_m$.

Двійковою матрицею Адамара будемо називати матрицю:

$$A_m = \frac{J + H_m}{2}, \quad (2.27)$$

де H_m - матриця Адамара, що будується за рекурентним правилом:

$$H_1 = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & -1 \end{bmatrix}, \quad H_m = \begin{bmatrix} H_{m-1} & H_{m-1} \\ H_{m-1} & -H_{m-1} \end{bmatrix} \quad (2.28)$$

при значенні $m = 2, 3, \dots, n-1$, а через матрицю J позначена матриця з одних одиниць того ж розміру, що і H_m . Операція додавання означає звичайне додавання цілих чисел. Матрицю $\bar{A}_m = J - A_m$ побудуємо з доповнень до елементів матриці A_m (доповненням 0 вважаємо 1 і навпаки).

Двійкова матриця A_m відрізняється від відповідної матриці H_m тільки заміною всіх елементів, рівних «-1», нулями. Порівнюючи правило побудови A_m , $\bar{A}_m$ і конструювання $RM(1, m)$ переконуємося, що отримуються коди ідентичні. Визначимо код $RM(r, m)$ при довільному значенні $r \leq m$. На основі матриці $G_1(m)$ легко проводиться побудова ланцюжка матриць $G_2(m), \dots, G_r(m)$, оскільки рядки матриці $G_i(m)$ - це довільні поточечні (покомпонентні, побітові) добутки за значенням i рядків з матриці $G_1(m)$.

Число рядків матриці $G_i(m)$ дорівнює G_m^i . Вага кожного рядка матриці $G_i(m)$ дорівнює 2^{m-1} . Породжуючою матрицею коду РМ порядку r довжини 2^m називається матриця $G_{r,m}$, складена зверху вниз з рядків матриць $G_0(m), G_1(m), \dots, G_r(m)$ і маюча розмір $K \times 2^m$, де $K = \sum_{i=0}^r C_m^i$.

Для коду $RM(r, m)$ при величині $R > 1$, як і при величині $r = 1$, існує конструкція Плоткіна, яка будує код довжини 2^m з кодів довжини 2^{m-1} . У цьому випадку структура РМ коду $RM(r, m) = \{u | u \oplus v\}$, де $u \in RM(r, m-1)$, $v \in RM(r-1, m-1)$, а знак «|» означає конкатенацію. На основі цієї конструкції індукцією по параметру m може бути обчислено кодова відстань коду $RM(r, m)$, що дорівнює 2^{m-r} .

Кодування проводиться за правилом представлення двійкового лінійного коду через множину кодових слів - двійкових векторів виду

$$y = u \cdot G, \quad (2.29)$$

при $G = G_{r,m}$.

Щоб декодувати вектор u , отриманий з вектора, треба вирішити вище записану систему рівнянь щодо x . Для $G = G_{r,m}$ ця система має вигляд:

$$y[N] = u[K(r)] \cdot G[K(r), N], \quad (2.30)$$

де $K(r) = K_0 \cup K_1 \cup \dots \cup K_r$ - множина індексів рядків матриці G ,
 $N = \{0, 1, 2, \dots, 2^{m-1}\}$ - множина індексів стовпців матриці G . Оскільки
 $K(r) = K(r-1) \cup K_r$, цю систему можна переписати у вигляді:

$$y[N] = u[K(r-1)] \cdot G[K(r-1), N] + u[K_r] \cdot G[K_r, N].$$

При вирішенні такої системи рівнянь спочатку визначають старші компоненти $u[K_r]$. Для визначення кожного $u_i = u[i]$, $i \in K_r$, отримаємо набір з 2^{m-r} незалежних рівнянь виду $u_i = \beta_j$.

При цьому кожне β_j обчислюється як деяка лінійна функція від компонент вектора u . Якщо всі значення β_j , $j \in 1:2^{m-r}$, рівні між собою, то їх загальне значення буде шуканим значенням u_i . Але через можливі помилки вектор u може не бути кодовим словом і не задовольняти (2.31), тоді серед рівнянь β_j можуть бути і нулі, і одиниці. У зв'язку з цим рішення приймається за мажоритарним принципом: якщо одиниць серед рівнянь β_j більше ніж нулів, то присвоюємо $u_i = 1$, якщо навпаки, то $u_i = 0$. Буде виявлено до 2^{m-r} помилок (повідомляти про помилку будемо тоді, коли не все β_j однакові) і виправлено до 2^{m-r-1} помилок (виправлення коректні, коли число спотворених символів менше, ніж неспотворених).

Особливу увагу необхідно приділити залежності кодів РМ між собою. Нехай V_0 - вектор довжини 2^m , всі компоненти якого рівні одиницям, тобто $V_0 = 1$, а $V_1, V_2, \dots, V_m$ - рядки матриці, стовпцями якої є всі можливі двійкові

набори довжини m . Коди РМ підкоряються комутативній лінійній асоціативній алгебрі.

Нехай $m = 2$, тоді $N = 2^2 = 4$. Очевидно, базис векторного простору цього коду дозволяє створити два коди РМ(0; 2) і РМ(1; 2). Для коду нульового порядку ($r = 0$) отримуємо $d = 4$, тобто це вектор чотириразового повторення символу, тому що $k = 1$. Для коду першого порядку ($r = 1$) отримуємо $d = 2$, тобто код з перевіркою на парність. Якщо $m = 3$, тоді $N = 2^3 = 8$. Базис векторного простору цього коду дозволяє створити три коди РМ(0; 3), РМ(1; 3), РМ(2; 3).

Сенс декодування таких кодів полягає в декомпозиції коду з високим значенням r до кодів з меншими значеннями r , аж до $r = 0$.

Код виду $C = (C_1 \oplus C_2 | C_1)$ з породжуючою матрицею $G = \begin{bmatrix} G_1 & G_1 \\ 0 & G_1 \end{bmatrix}$.

Тоді код буде мати параметри $(2n, k_1 + k_2, d)$, а мінімальна кодова відстань для коду C буде $d = \min\{2d_1, d_2\}$.

Коди РМ відносяться до лінійних двійкових кодів, що мають великі кодові відстані і виправляючими завдяки цьому багато помилок. Вони придатні для каналів з малим відношенням сигнал/шум, що представляє науковий інтерес для СОД реального часу в умовах деградованого каналу зв'язку.

Висновки до другого розділу

2. У системах зв'язку для захисту інформації від помилок доцільно використання набору завадостійких кодів, що оброблюються на єдиній програмно-апаратній платформі. Для її реалізації потрібно застосування коротких надлишкових кодів, які доречні при захисті малих за обсягом сигналів управління і які можуть бути легко трансформовані в технології каскадного кодування або добутки кодів.

2. Зменшення довжини кодових послідовностей при заданих вимогах по достовірності даних приводить до необхідності гнучкого синтезу відомостей про сигнали, що отримуються в ході їх обробки на виході безперервного каналу зв'язку і застосування м'яких ітеративних алгоритмів до декодування надлишкових кодів.

3. Застосування полярних кодів в системах обміну інформацією представляє інноваційний напрям, що сприяє підвищенню пропускну здатності каналу зв'язку за рахунок подання двійково-симетричного каналу у вигляді системи взаємопов'язаних векторних каналів з заданими логічними зв'язками. Технологія формування полярних кодів спирається на повне виключення з аналізу прийнятої послідовності тих каналів, в яких передача біт виявляється явно ненадійною.

4. Належність кодів Ріда-Маллера до лінійних двійкових кодів, які мають великі кодові відстані, дозволяє стверджувати про їх високу коректуючу здібність, завдяки цьому вони здатні виправляти помилки великої кратності. Таким чином, вони продуктивні для каналів з малим відношенням сигнал/шум, що представляє науково-практичний інтерес для систем управління реального часу в умовах застосування каналу зв'язку з інтенсивними завадами.

3 ДЕКОДУВАННЯ ПОЛЯРНИХ КОДІВ

3.1 Обмін даними у системах зв'язку

Сучасні і перспективні інформаційно-управляючі комплекси (ІУК) широко використовують різноманітні радіоканали, структура яких об'єктивно носить випадковий характер. Це особливо актуально для мобільних ІУК зі змінною топологією і високими вимогами до оперативності та достовірності обробки даних. Випадкова структура зазначених каналів зумовлена діючими в них заважаючими факторами у вигляді релєєвських, райсовських завмирань різної глибини, межсимвольної інтерференції (МСІ) і завадами антропогенного характеру високої ймовірності. Спроби реалізувати в чистому вигляді оптимальний прийом в цілому або поелементний прийом дискретних повідомлень в умовах зазначених видів завад нашкоджуються на труднощі обчислювального характеру, і супроводжуються великими часовими затримками. Загальною тенденцією обробки даних в каналах з випадковою структурою є представлення чинників, що заважають у вигляді незалежного потоку помилок з використанням еквалайзерів і перемежувачів, що дозволяє порівнювати різні СОД за єдиним критерієм у вигляді наближення досліджуваних систем до межі Шеннона. Це не виключає специфічних методів мінімізації завад, але тільки у випадках певної стаціонарності характеристик каналів зв'язку (можливо локальної стаціонарності) і відомих параметрів заважаючих чинників.

Для усунення завмирання в каналах зв'язку широке застосування отримала процедура перемеження. Вона полягає в перестановці символів кодованої послідовності до її модуляції і відновленні вихідної послідовності після демодуляції. Перестановка дозволяє рознести символи які стоять поруч, щоб вони виявлялися розділеними групою інших символів, що передаються в тому ж блоці даних. Дана операція не вносить надмірності, а тільки змінює порядок проходження символів або біт. Однак, чим більше глибина

перемеження, тим більше тимчасова затримка. Максимальна відстань, на яку розносяться сусідні символи, визначається як $d_{пер} = S_c \cdot T_c$, де T_c - тривалість символу. Якщо час, протягом якого відбувалися помилки у сигналі, менше глибини перемеження, будь-який пакет помилок буде перетворений в групу з S_c одиночних помилок, які легко усуваються за допомогою завадостійкого коду. Таким чином, перемеження дозволяє підвищити ефективність системи зв'язку в каналах з групуванням помилок.

У загальному випадку вибір глибини перемеження залежить від двох чинників. З одного боку, чим більше відстань $d_{пер}$ між сусідніми символами, тим більшої довжини пакет помилок може бути виправлений. З іншого боку, чим більше глибина перемеження, тим складніше апаратно-програмна реалізація устаткування і більше часова затримка сигналу, що є критичним фактором для ряду ІУК реального часу.

При використанні в схемі кодування перемежувач здійснює це перетворення, переставляючи вхідні символи

$$v_i^* = \varphi(i) \cdot v_i, \quad (3.1)$$

де $0 \leq i \leq N_{екв} - 1$; $0 v_i = (v_0, v_1, \dots, v_{N_{екв}-1})$ - вхідна інформаційна послідовність, $v_i^* = (v_0^*, v_1^*, \dots, v_{N_{екв}-1}^*)$ - послідовність на виході перемежувача, $\varphi(i)$ - функція перемеження символів.

Ефективність перемежувача залежить від його розміру і від типу використаної функції перемеження $\varphi(i)$. З збільшенням відстані перемеження збільшується підсумковий час затримки у винесенні рішення. Зазначені обмеження можуть призвести до того, що подібні перемежувачі неможливо використовувати в системах, що працюють в режимі реального часу. Серед усього різноманіття типів пристроїв перемеження символів найбільший практичний інтерес представляє псевдовипадковий

перемежувач. Відомий псевдовипадковий перемежувач, який створює взаємно-однозначну відповідність в області адрес, вибираючи випадкову адресу перестановки. Використання такого способу збільшує кількість степенів свободи перемежувача з величини S_c до значення 2^{S_c} .

Алгоритм перемеження з випадковою таблицею розміщення:

1. Резервуються області пам'яті B_1 і B_2 розміром 2^{S_c} , обнуляються всі елементи, задається $i = 0$.

2. Для кожного $i \leq 2^{S_c-1}$ генерується випадкове число b з інтервалу від значення 0 до величини 2^{S_c-1} .

3. Якщо $B_1(b) = 0$, тоді встановлюється значення цієї комірки $B_1(b) = 1$ і зберігається b в масиві B_2 , тобто $B_2(i) = b$, відбувається збільшення i на $1 - i = i + 1$ і здійснюється перехід до пункту 2.

4. Якщо $B_1(b) = 1$, тоді відразу здійснюється перехід до пункту 2.

Розмір області пам'яті B_2 визначається співвідношенням між кількістю вхідних і вихідних символів перемежувача. Якщо $B_1(i) = b$, то символ, що знаходиться за адресою i , буде відправлений за адресою b . Такий перемежувач дуже просто зробити симетричним $B_2(i) = b$, $B_2(i) = i$ і здійснювати перемеження і деперемеження одним і тим самим алгоритмом.

Головний недолік такого перемежувача полягає в тому, що потрібна $2S_c$ розрядна таблиця розміщення, що для великих значень S_c призводить до значного обсягу використовуваної пам'яті. Однак, за рахунок дуже хороших характеристик перемежувача з випадковою таблицею розміщення його доцільно використовувати в схемах ітераційного декодування складених завадостійких кодів.

Конкретні типи перемежувачів розробляються для кожного конкретного випадку їх використання в системах зв'язку, тому універсальної структури перемеження символів не існує. Таким чином, роль перемежувача в процесі декодування полягає в забезпеченні некорельованості м'яких рішень про один і той самий символ на виходах складених декодерів. Це

дозволяє зменшити коефіцієнт кореляції оцінок, за рахунок чого відбувається поліпшення ітераційного алгоритму декодування та збільшення витрат часу.

Таким чином, перемешення є важливою процедурою для боротьби з групуванням помилок. Однак застосування спеціальних завадостійких кодів також дозволяє вирішити зазначене завдання. Серед усього різноманіття особливе місце займають коди РС. Це дає підстави стверджувати про доцільність застосування ПК в складі кодів РС для каналів із завадами.

Для боротьби з МСІ в більшості систем зв'язку широко використовуються еквалайзери, в яких характеристики каналу апріорі відомі або носять характер певної стаціонарності. Для визначення величин коефіцієнтів еквалайзера $\{\Omega_{k_{екв}}\}$ використовують два різних критерії. Один критерій заснований на мінімізації пікового спотворення на виході еквалайзера. Другий критерій заснований на мінімізації середньоквадратичного відхилення (СКВ) на виході еквалайзера.

При використанні критерію пікового спотворення $D(\Omega_{екв})$ мінімізується шляхом вибору коефіцієнтів еквалайзера $\{\Omega_{k_{екв}}\}$. Загалом, це не простий в обчислювальному відношенні алгоритм для здійснення оптимізації. Однак якщо пікове значення еквалайзера на виході $D_0 < 1$, то виходить простий за обчислювальними витратами алгоритм, названий алгоритмом зведення до нуля, або «нуль-форсуючим» алгоритмом, який забезпечує зазначені умови.

«Нуль-форсуюче» рішення досягається шляхом отримання взаємної кореляції між послідовністю помилок $\Psi_{k_{екв}} = I_{k_{екв}} - \hat{I}_{k_{екв}}$ і бажаною інформаційною послідовністю $\{I_{k_{екв}}\}$, що дорівнює нулю, для зсувів в області $0 \leq |n_{екв}| \leq K_{екв}$. В роботі показано формування «нуль-форсуючого» рішення:

$$E(\Psi_{k_{екв}} I_{k_{екв}-j}) = E[(I_{k_{екв}} - \hat{I}_{k_{екв}}) I_{k_{екв}-j}^*] = E(I_{k_{екв}} I_{k_{екв}-j}^*) - E(\hat{I}_{k_{екв}} I_{k_{екв}-j}^*), \quad (3.2)$$

де $j = -K_{екв}, \dots, K_{екв}$; $\hat{I}_{k_{екв}}$ - оцінка інформаційної послідовності, $\hat{I}_{k_{екв}-j}$ - оцінка інформаційної послідовності на попередньому кроці.

Якщо характеристика каналу невідома, взаємна кореляція також невідома. Ця трудність може бути подолана шляхом передачі певної навчальної послідовності $\{I_{k_{екв}}\}$ до приймача, яку можна використовувати для оцінки взаємних кореляцій шляхом підстановки середніх у часі сигналів замість середніх сигналів по ансамблю.

Рекурентний алгоритм для настройки коефіцієнтів еквалайзера можна записати так:

$$\Omega_j^{(k_{екв}+1)} = \Omega_j^{(k_{екв})} + \Delta \Psi_{k_{екв}} I_{k_{екв}-j}^*, \quad (3.3)$$

де $j = -K_{екв}, \dots, K_{екв}$, $\Omega_j^{(k_{екв})}$ - значення j -го коефіцієнта в момент $t_{екв} = k_{екв} \cdot T_{екв}$, $\Psi_{k_{екв}} = I_{k_{екв}} - \hat{I}_{k_{екв}}$ - сигнал помилки в момент $t_{екв} = k_{екв} \cdot T_{екв}$; Δ - скалярний множник, який контролює швидкість настройки.

При мінімізації СКВ оптимальні коефіцієнти еквалайзера визначаються з рішення системи лінійних рівнянь, яка виражена в матричній формі $G_{екв} \cdot \Omega_{екв} = \zeta_{екв}$, де $G_{екв}$ - коваріаційна матриця розміром $(2K_{екв} + 1) \times (2K_{екв} + 1)$ відліків сигналу $\{v_k\}$, $\Omega_{екв}$ - вектор-стовпець з $\Omega_{екв}$ коефіцієнтів еквалайзера; $\zeta_{екв}$ - вектор-стовпець каналних коефіцієнтів фільтра розмірності $(2K_{екв} + 1)$. Альтернативно для обчислення оптимальних коефіцієнтів еквалайзера $\Omega_{екв.opt}$ можна використовувати ітеративну процедуру, яка уникає звернення до матриці. Ймовірно, найпростіша ітеративна процедура - це метод крутого спуску. Таким чином, здійснюється вибір довільного початкового вектора $\Omega_{екв}$, скажімо $\Omega_{екв0}$. Цей початковий вибір коефіцієнтів відповідає деякій точці поверхні квадратичної функції

СКВ в просторі коефіцієнтів розмірності $(2K_{екв} + 1)$. Далі в цій точці на поверхні СКВ обчислюється градієнтний вектор $\Omega_{екв0}$, що має $(2K_{екв} + 1)$ градієнтних компонентів.

Принципові труднощі методу найкоротшого спуску для визначення оптимальних крокових ваг - це відсутність знання вектора градієнта $G_{K_{екв}}$, який залежить як від коваріаційної матриці $G_{екв}$, так і від вектора $\zeta_{екв}$ взаємних кореляцій. На практиці часто в якості навчальної послідовності вибирається періодична псевдовипадкова послідовність, така як послідовність реєстра максимальної довжини.

Доцільність застосування адаптивних еквалайзерів в системах зв'язку, в яких присутня зміна параметрів самого каналу, що не викликає питань. Однак, варто зазначити, що адаптивні еквалайзери будуються на основі навчальних послідовностей і вимагають додаткових як часових, так і обчислювальних витрат, що накладає обмеження на швидкодія ЦУ ІУК на рівні обробки і зокрема кодеків навіть при наявності високошвидкісних каналів зв'язку.

Крім цього поряд з обчислювальними витратами (наприклад, в еквалайзері), які призводять до часових затримок, схеми придушення (боротьби) інтерференції припускають точне оцінювання стану каналу зв'язку, що необхідно для виділення, віднімання і компенсації інтерференції. Рекурсивне оцінювання стану каналу в процесі багатоетапного придушення інтерференції підвищує точність оцінювання стану каналу і знижує коефіцієнт помилок BER. Найбільш ефективно подібна процедура вирішується в системі передачі даних в режимі м'якої обробки символів.

За рахунок додаткових технічних рішень різні типи реальних каналів зв'язку можуть бути зведені до композиції каналів з гаусівським потоком помилок, що дозволяє отримати уніфіковану методику порівняння між собою різномірних радіоінтерфейсів.

Нехай біт u_i що передається, посиляється через канал з адитивним гаусовим шумом (можливо з коефіцієнтом загасання $a_s \neq 1$) при використанні двійкової амплітудної модуляції (АМ). В цьому випадку умовна ймовірність прийому y_i визначається наступним виразом:

$$P(y_i | u_i = \pm 1) = \frac{1}{\sigma\sqrt{2\pi}} e^{-\frac{(y_i \mp \sqrt{E_b} \cdot a_s)^2}{2\sigma^2}}, \quad (3.4)$$

де E_b - енергія, яка припадає на один біт, σ^2 - дисперсія шуму; a_s - коефіцієнт загасання (при величині $a_s = 1$ отримаємо канал з адитивним білим гаусовим шумом (АБГШ) без загасання).

Введення додаткових пристроїв у вигляді перемешувачів і еквалайзерів дозволяє підвищити достовірність отриманої інформації. У перемешувачах це досягається за рахунок зниження корельованості м'яких рішень, однак подібна можливість реалізується за рахунок значних часових затримок.

3.2 Декодування полярних кодів

Декодування, засноване на SC (Successive-Cancellation List) може бути представлено у вигляді пошуку у двійковому дереві. Приклад показаний на рис. 3.1 для $P(16,8)$, де вузли на етапі s містять 2^s бітів.

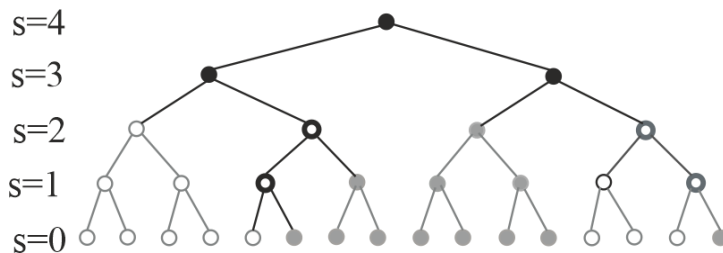


Рисунок 3.1 – Приклад двійкового дерева для $P(16,8)$.

Білі кола – вузли з швидкістю 0, сірі кола - вузли з швидкістю 1, чорні кола - вузли SPC і сірі кола є вузлами повторення (Rep). Повідомлення передаються між вузлами, як показано на рис.3.2.

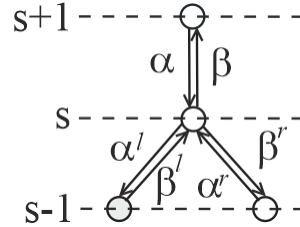


Рисунок 3.2 – Передача повідомлень у деревоподібному представленні SC декодування.

М'які рішення α , що містять значення логарифмічних відношень правдоподібності LLR, передаються від батьківського вузла до дочірнього, а оцінки жорстких бітів β передаються від дочірніх вузлів до батьківських. Ліві та праві повідомлення α^l і α^r , кожного вектору 2^{s-1} значень, розраховується виразами

$$\alpha_i^l = \ln \left(\frac{1 + e^{\alpha_i + \alpha_{i+2^{s-1}}}}{e^{\alpha_i} + e^{\alpha_{i+2^{s-1}}}} \right) \quad (3.5)$$

$$\alpha_i^r = \alpha_{i+2^{s-1}} + (1 - 2\beta_i^l) \alpha_i \quad (3.6)$$

Вектор β з 2^s біт визначається виразом

$$\beta_i = \begin{cases} \beta_i^l \oplus \beta_i^r, & i < 2^{s-1} \\ \beta_{i-2^{s-1}}^r, & otherwise \end{cases} \quad (3.7)$$

де $\oplus$ означає побітову операцію XOR («виключаюче АБО»). Інтервал $i < 2^{s-1}$ розрізняє дочірні біти зліва і справа. Завдяки залежностям даних кожний вузол отримує α першим, потім відправляє α^l , отримує β^l , відправляє α^r , отримує β^r і відправляє β . Апаратна версія виразу (2), має вигляд:

$$\alpha_i^l = \text{sign}(\alpha_i) \text{sign}(\alpha_{i+2^{s-1}}) \min(|\alpha_i|, |\alpha_{i+2^{s-1}}|) \quad (3.8)$$

Визначено чотири різні типи складових кодів: їх декодування може бути здійснено більш ефективним способом, ніж повне вивчення дерева декодування. Ці коди показані на рис. 3.1 як різні кольори вузлів. Білі кола - це вузли з швидкістю рівною нулю, листки яких складаються лише із заморожених бітів, сірі кола - вузли з швидкістю рівною одиниці, де всі листки є інформаційними бітами. Усі листки вузлів для $s = 0$ є або швидкість-0, або швидкість-1, будучи або окремими замороженими бітами, або одиничними інформаційними бітами. Сірі кільця представляють вузли повторення (Rep), де лише крайній правий лист є інформаційним бітом. Нарешті, чорні кільця представляють вузли перевірки парності, тобто вузли, чий листки - це всі інформаційні біти, крім крайнього лівого.

Довжина N полярного коду обмежена степенем двійки, а розмір коду K може прийняти будь-яке значення менше N , оскільки тільки K найбільш надійних бітів будуть використовуватися для перенесення інформації. Кількість інформації A є фіксованою, і потрібно кодове слово довжини E для досягнення бажаної швидкості $R = A/E$. Узгодження швидкості для полярних кодів використовують для узгодження довжини кодового слова і здійснюється як проколювання і укорочення.

Проколювання погіршує надійність підканалу. Щоб уникнути катастрофічного погіршення характеристик виправлення помилок при декодуванні SC, непрацюючі біти повинні бути заморожені, щоб запобігти

випадковим рішенням в декодері. Укорочення, навпаки, підвищує надійність бітового каналу за рахунок введення бітів з нескінченною надійністю: ці біти правильно декодуються в SC, якщо попередні біти були правильно декодовані.

3.3 Алгоритм декодера послідовного виключення

Кодування бітів повідомлення циклічним надлишковим кодом низхідної лінії зв'язку (DCI або BCH) або висхідної лінії зв'язку (UCI) вимагає використання декодування за алгоритмом списку послідовного виключення з використанням CRC [3] в якості алгоритму канального декодера. Відомо, що декодування CA-SCL може перевершити турбокоди або коди LDPC.

Алгоритм декодування SCL можна описати в термінах методу максимальної правдоподібності (вірогідності). Однак, кращі результати можна досягти декодуванням SCL в області логарифмічного відношення правдоподібності (LLR). Декодування списку характеризується параметром L , який представляє кількість найбільш ймовірних збережених шляхів декодування. В кінці декодування найбільш ймовірний шлях коду серед L шляхів є виходом декодера. Однак при збільшенні L продуктивність декодера також поліпшується з ефектом зменшення віддачі.

Для вхідного повідомлення, яке об'єднано з CRC, декодування CA-SCL видаляє будь-який з шляхів, для яких CRC є недійсним. Це додаткове розуміння остаточного вибору шляху додатково підвищує продуктивність в порівнянні з декодуванням SCL.

Розглянемо SC (Successive Cancellation) декодування [1]. Для кожного вхідного біта u_i кодера довжиною N полярних кодів для $0 \leq i < N$ визначимо бітовий канал, чий вхід u_i , а вихід - y_0^{N-1}, u_0^{i-1} з імовірністю переходу

$W_N^{(i)}(y_0^{N-1}, u_0^{i-1} | u_i)$ для спостереження y_0^{N-1} . Іншими словами, існує N різних бітових каналів для довжини N полярних кодів. Основною особливістю полярних кодів є явище, зване поляризацією бітового каналу, в якому частка бітових каналів, ємність яких наближається до 1, стає доволі близькою до пропускної здатності базового каналу MBIOS, в той час як ємність бітових каналів, що залишилися, наближається до 0. Шляхом передачі інформаційних бітів може бути розроблена проста стратегія (або код) досягнення пропускної здатності на цих нескінченно надійних бітових каналах.

Простий приклад поляризації бітового каналу при SC-декодуванні може бути проілюстрований на рис. 3.3. У кожному ядрі, представленому G_2 , u_0 завжди менш надійний, ніж u_1 , і таке співвідношення можна використовувати для визначення того, що надійність монотонно зростає по відношенню до індексу положення біта для випадку довжини 4. Довші полярні коди створюються шляхом об'єднання кількох коротших полярних кодів, і поділ на «погані» і «хороші» канали відбувається в кожному ядрі G_2 , починаючи з крайньої правої сторони і до крайньої лівої сторони. Результуючий порядок надійності бітового каналу не завжди буде монотонним по відношенню до індексу положення біта для полярних кодів довших 4.

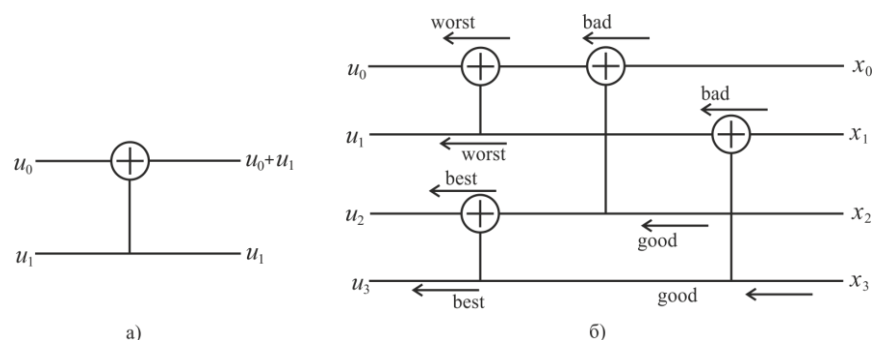


Рисунок 3.3 – Бітова поляризація каналу

(а – ядро поляризації каналу G_2 ; б – полярний кодер довжиною 4 біти)

Вищезазначена концепція бітового каналу тісно пов'язана з декодуванням SC. Насправді, $W_N^{(i)}(y_0^{N-1}, u_0^{i-1} | u_i)$ - це показник, який декодер SC використовує для прийняття рішення на інформаційний біт u_i , припускаючи, що всі попередні рішення вірні або відомі. Більш строго, наступна кількість (повідомлення) рекурсивно обчислюються для $0 < m < \log_2 N$, $0 \leq l \leq 2^{m-1}$ і $0 < j < N / 2^m$ для ідентифікації $\hat{u}_i$ для $0 \leq i < N$. Нижче величини $W_{2^m}^{(2l)}$ і $W_{2^m}^{(2l+1)}$ для $m = \log_2 N$ і $0 \leq l \leq N / 2$ відповідають імовірності переходу бітового каналу $W_n^i(y_0^{N-1}, u_0^{i-1} | u_i)$ для $0 \leq i < N$.

Розглянемо траєкторію генерації повідомлень для $W_N^{(0)}(u_0)$ полярних кодів довжиною 8. При декодуванні SC кожний бітовий канал, що відвідується один за одним у монотонно збільшуваному порядку для оцінки $W_N^{(i)}(u_i)$ і прийняття рішення $\hat{u}_i$. Значення u_i , які відповідають замороженим бітам, відомі декодеру. Аналогічна процедура може бути визначена з використанням логарифмічного відношення правдоподібності $\log(W(y_i | x_i = 0)) / (W(y_i | x_i = 1))$, замість імовірності $W(y_i | x_i)$.

Хоча полярні коди досягають пропускної здатності каналів MBIOS з використанням декодера SC, його характеристики кінцевої довжини помітно гірше, ніж у інших схем канального кодування [1]. SCL-декодування може розглядатися для подолання цієї проблеми. Як приклад розглянемо декодування SCL з розміром списку $L = 4$ з полярними кодами довжини 8, де u_i з $i = 0, 1, 2, 4$ заморожені. Перший інформаційний біт декодування u_3 , і декодер обчислює $W_N^{(3)}(u_3)$ для цього. Однак замість прийняття рішення щодо u_3 , декодер зберігає обидва значення $\hat{u}_3 = 0$, $\hat{u}_3 = 1$ і визначає наступні повідомлення у відповідності з обома гіпотезами. Поки декодер обчислює $W_N^{(5)}(u_5)$ при обох гіпотезах для декодування u_5 , декодер все ще не приймає рішення відносно u_5 і зберігає $(\hat{u}_3, \hat{u}_5) = (0, 0), (0, 1), (1, 0), (1, 1)$. Декодер обчислює наступні повідомлення за всіма чотирма гіпотезами $W_N^{(6)}(u_6)$.

Декодер має прийняти рішення. Оскільки кількість гіпотез $(\hat{u}_3, \hat{u}_5, \hat{u}_6)$ дорівнює 8, що перевищує розмір списку, декодеру необхідно вибрати 4 з 8, щоб продовжити. Такий вибір заснований на співвідношенні $W_N^{(6)}(u_6) = P(y_0^{N-1}, \hat{u}_0^5 | u_6) \alpha P(y_0^{N-1}, \hat{u}_0^5 | u_6)$, що є імовірністю кожної гіпотези; декодер обирає 4 гіпотези, $W_N^{(6)}(u_6)$, які є найбільшими. В кінці декодування, гіпотеза (або кандидат) з найбільш високим $W_N^{(N-1)}(u_{N-1})$ обраний у якості вихода декодера. Зберігаючи список, декодер SCL намагається не приймати швидке рішення; відмітимо, що для кожного біта кожного кандидата в списку приймається жорстке рішення, тому операція декодування для кожного кандидата в списку аналогічна декодуванню SC. Іншими словами, SCL-декодування з розміром L списку буде виглядати з обчислювальної точки зору аналогічно виконанню L разів SC-декодування.

Оскільки система 5G використовує код CRC, продуктивність вищезгаданого декодування SCL може бути додатково покращена з урахуванням CA-SCL [1]. Операція декодування під CA-SCL ідентична операції під SCL до фінальної стадії. Вихід декодера CA-SCL вибирається тільки серед кандидатів на проходження CRC. Іншими словами, вихідний сигнал декодера може бути від кандидата, ймовірність якого не найбільша. Така процедура, очевидно, покращує частоту помилок блоку (BLER), але також, очевидно, погіршує помилкову тривогу (FA); FA виникає, коли кодове слово, що передає CRC, не є фактично переданим.

Однією з основних проблем, пов'язаних з декодуванням SC, є проблема затримки, в основному через те, що інформаційні біти необхідно декодувати по одному. Для зменшення затримки, що виникає при SC декодуванні, можна згрупувати обробку декількох біт для прискорення процесу декодування. На відміну від кодів LDPC, декодування яких зазвичай виконується в графічному поданні матриці перевірки на парність, декодування полярних кодів зазвичай виконується в графічному поданні матриці генератора. Це в поєднанні з тим фактом, що значення заморожених бітів відомо декодеру,

дозволяє декодеру ефективно пропускати обробку заморожених бітів під час декодування.

3.4 Узгодження швидкості полярного коду

Багатовимірні кодові конструкції достатньо ефективно вирішують задачу виправлення помилок, що виникають в каналі зв'язку. Однак збільшення кодової відстані за рахунок створення багатовимірності призводить до значного зменшення кодової швидкості і, як наслідок, зменшення інформаційної пропускної здатності. В цьому випадку відстань Бхаттачар'я (ВБх) є по суті гнучким і ефективним інструментом вирішення поставленого завдання. Простота застосування ВБх в схемі полярного кодування робить цей механізм зручним для проектування систем зв'язку, а високі коригувальні здатності полярних кодів дозволяють використовувати їх в якості внутрішніх кодів для побудови схем каскадного кодування. ВБх активно застосовується для визначення подібності між двома і більше множинами. В теорії кодування даний інструмент отримав широке застосування в питанні рознесення кодових комбінацій в евклідовому просторі і створення механізму управління породжуючою матрицею з метою формування безперервної множини кодових комбінацій.

Довжина N полярного коду обмежена ступенем двійки, в той час як розмірність коду K може приймати будь-яке значення, менше N , оскільки для передачі інформації будуть використовуватися тільки K найнадійніших бітів. Це обмеження для типових програм 5G, де обсяг інформації A фіксований, і для досягнення бажаної швидкості $R = A/E$ потрібно кодове слово довжини E . Таким чином, узгодження швидкості для полярних кодів стає проблемою узгодження довжини, з якою можна зіткнутися за допомогою таких класичних методів теорії кодування, як виколювання та скорочення [3].

Як проколювання, так і скорочення скорочують довжину материнського коду, не передаючи біти коду в заздалегідь визначеному шаблоні, званому шаблоном відповідності; відмінність полягає в значенні кодових бітів, що належать шаблоном зіставлення. Із шматка не передаються один або кілька кодових бітів, які в декодері обробляються як стерті. Скорочено вводиться субкод, так що один або кілька бітів коду приймають фіксоване значення, зазвичай нульове, і не передаються, оскільки вони відомі в декодері. Узгодження швидкості змінює надійність підканалов, що залежить від прийнятої стратегії. Як показує досвід, для полярних кодів скорочення працює краще для високих швидкостей, а виколювання - для низьких [3].

Проколювання погіршує надійність підканала; крім того, стирання, що вносяться проколюванням, призводять до того, що деякі бітові канали, звані недійсними битами, стають абсолютно ненадійними. Можна показати, що U бітів виколоти коду роблять недоступними рівно U підканалов; становище цих бітів може бути обчислено на основі шаблону відповідності [3]. Щоб уникнути катастрофічного погіршення характеристик виправлення помилок при декодуванні SC, непрацюючі біти повинні бути заморожені, щоб запобігти випадковим рішенням в декодері. Скорочення, навпаки, підвищує надійність битового каналу за рахунок введення бітів з надлишковою пропускнуою спроможністю, тобто бітів з концептуально нескінченної надійністю: ці біти напевно правильно декодуються за допомогою SC, якщо попередні біти були правильно декодовані. Однак, з огляду на конкретну структуру полярних кодів, біти коду в шаблоні зіставлення повинні залежати тільки від заморожених бітів, що змушує заморожувати зазвичай найбільш надійні підканали.

Висновки до третього розділу

1. Для усунення завмирання в каналах зв'язку широке застосування отримала процедура перемеження.
2. Декодування, засноване на списку послідовного виключення може бути представлено у вигляді пошуку у двійковому дереві.
3. Основною особливістю полярних кодів є явище поляризації бітового каналу, в якому частка каналів, ємність яких наближається до 1, стає близькою до пропускної здатності базового каналу, а ємність каналів, що залишилися, наближається до нуля.

4 МОДЕЛЮВАННЯ ТРАНСПОРТНОГО КАНАЛУ З ПОЛЯРНИМИ КОДАМИ

4.1 Система зв'язку з полярними кодами

У стільникового зв'язку, транспортна мережа включає в себе ділянку мережі між опорною мережею оператора і базовою станцією. У 5G може використовуватися набір доступних частотних діапазонів. Частоти в діапазоні 694-790 МГц, будуть застосовуватися за межами великих міст завдяки великій зоні покриття. Частоти в діапазонах від 1 ГГц до 6 ГГц, зокрема 4,4-3,8 ГГц, 4,4-4,99 ГГц і 5,9 ГГц, забезпечать покриття великих міст. Частоти в міліметровому діапазоні (вище 24 ГГц) - 24-29,5 ГГц, 30-55 ГГц, 66-75 ГГц, 81-86 ГГц, будуть придатні для точкового покриття в місцях найбільшого скупчення абонентів: аеропорти, вокзали, стадіони, тощо.

У стандартах технології 5G NR версії 15 для доступу до радіозв'язку були введені дві нові схеми каналного кодування фізичного рівня (physical-layer channel coding schemes) для полярних кодів і кодів з низькою щільністю перевірок на парність (LDPC- low-density parity-check) для заміни згорткового коду і турбокоду, що використовувались у стандарті 4G (LTE - long-term evolution). Існує три основні сценарії використання 5G [1]: розширений широкосмуговий мобільний зв'язок (eMBB- enhanced mobile broadband), наднадійний зв'язок з низькою затримкою (URLLC- ultra-reliable and low latency communications) і масовий зв'язок машинного типу (mMTC- massive machine type communications). Ці сценарії вимагають поліпшеної пропускної здатності, низької затримки і надійності в порівнянні з системою 4G. Канальні коди 5G повинні підтримувати змінну швидкість і довжину коду як для керуючої інформації, так і призначених для користувача даних, а також гібридний автоматичний запит на повторення (HARQ- hybrid automatic repeat request) даних користувача. Багато схем кодування, включаючи 4G,

були оцінені на основі вищезазначених вимог, і LDPC-кодування було прийнято для даних користувача, а полярне кодування було прийнято для керуючої інформації сценарію eMBB, а також для стільникового зв'язку з низькою затримкою. Канальне кодування використовується для виправлення помилок передачі, викликаних шумом, завадами і низьким рівнем сигналу.

Побудова полярного коду включає в себе ідентифікацію значень надійності каналу, пов'язаних з кожним бітом, який повинен бути закодований. Ця ідентифікація може бути ефективно виконана з урахуванням довжини коду і конкретного відношення сигнал/шум. Однак в рамках 5G передбачені різні довжини коду, швидкості і умови каналу, і використання різних векторів надійності для кожної комбінації параметрів неможливо. Полярні коди легко реалізувати, вони мають низьку складність опису, зберігаючи при цьому хороші показники виправлення помилок за багатьма параметрами коду і каналу.

Розглянемо методику кодування полярних каналів, обрану для системи зв'язку 5G New Radio (NR) з прикріпленням CRC (Cyclic redundancy check - циклічного надлишкового коду).

Грунтуючись на концепції поляризації каналу, це нове сімейство кодування є досягненням максимальної пропускної здатності. Маючи кращі або порівнянні характеристики з LDPC і турбокодами, вони замінюють згорткові коди з хвостовим бітом, що використовуються в системах LTE для каналів управління. Полярні коди застосовується для керуючої інформації низхідної лінії зв'язку і висхідної лінії зв'язку (DCI / UCI) для випадку використання розширеного мобільного широкосмугового зв'язку (eMBB), а також для широкомовного каналу (BCH). Альтернативно, схема канального кодування для каналів даних для eMBB вказана як гнучка LDPC для всіх розмірів блоків.

Розглянемо компоненти, що дозволяють виконати моделювання низхідної лінії зв'язку з полярним кодуванням і використанням різних видів модуляції по каналу AWGN.

На рис. 4.1 приведена структурна схема обробки сигналу для низхідної лінії зв'язку з виділенням відповідних компонентів і їх параметрів.



Рисунок 4.1 – Структурна схема каналу зв'язку з полярними кодами (ПЦНК - прикріплення циклічного надлишкового коду; ПК – кодер полярного коду; УШ – узгодження швидкості; М – модулятор; КП – канал передачі з адитивним білим гаусовим шумом; ДМ – демодулятор; ВШ – відновлення швидкості; ПДК – декодер полярного коду; ВЦНК – вилучення циклічного надлишкового коду)

Для низхідної лінії зв'язку вхідні біти перемежуються до виконання полярного кодування. Біти ЦНК (циклічного надлишкового коду), додані в кінці інформаційних бітів.

У полярному кодуванні використовується незалежний від SNR (відношення сигнал-шум) метод, в якому надійність кожного підканалу обчислюється в автономному режимі, а впорядкована послідовність зберігається для максимальної довжини коду [1].

Ця послідовність обчислюється для заданої узгодженої по швидкості вихідної довжини E і інформаційної довжини K функцією `nrPolarEncode`, яка реалізує несистематичне кодування вхідних K бітів.

Схема канального кодування являє собою комбінацію виявлення помилок, виправлення помилок, узгодження швидкості, перемеження бітів і відображення інформації на канали управління або транспортного рівня.

Розглянемо розрахунок CRC (Cyclic redundancy check) - циклічного надлишкового коду.

На вході є A бітів, для низхідної лінії зв'язку додається 24 біти CRC.

Позначимо вхідні біти для обчислення CRC через $a_0, a_1, a_2, a_3, \dots, a_{A-1}$, а біти парності через $p_0, p_1, p_2, p_3, \dots, p_{L-1}$, де A - розмір вхідної послідовності, L - кількість бітів парності (довжина циклічного надлишкового коду). Біти парності для циклічного надлишкового коду довжиною $L=24$ генеруються поліноміальним циклічним генератором за виразом:

$$g(D) = D^{24} + D^{23} + D^{21} + D^{20} + D^{17} + D^{15} + D^{13} + D^{12} + D^8 + D^4 + D^2 + D + 1$$

Біти після приєднання CRC позначаються $b_0, b_1, b_2, b_3, \dots, b_{B-1}$, $B = A + L$.

Інформаційні біти доставляються в блок кодування каналу. Вони позначаються через $c_0, c_1, c_2, c_3, \dots, c_{K-1}$, де K - кількість бітів, які кодуються за допомогою полярного кодування відповідно з стандартом [3] шляхом установки $n_{\max} = 9$, $I_L = 1$, $n_{PC} = 0$, $n_{PC}^{wm} = 0$. Після виконання кодування біти позначаються як $d_0, d_1, d_2, d_3, \dots, d_{N-1}$, де N - кількість кодованих бітів.

Розглянемо полярні коди довжиною N з кодовою швидкістю R , що відповідає $K=N \cdot R$ інформаційним бітам. Кодування полярних кодів 5G виконується за допомогою вхідної двійкової послідовності u кодера довжини N , для якої значення бітових положень $N - K$ фіксовані. Для каналів MBIOS значення таких фіксованих позицій, які називаються замороженими битами, дорівнює нулю. Канал MBIOS (memoryless binary input output symmetric channel) - двійковий симетричний канал введення-виведення без пам'яті, характеризується ймовірністю переходу $p_{Y|X}(y|x)$, який задовольняє рівнянню $p_{Y|X}(y|0) = p_{Y|X}(-y|1)$ для $X \in \{0,1\}$ - множини вхідних значень і $Y \in \Upsilon$ - множини вихідних значень, Υ може бути або дискретним, або безперервним. Вихідна двійкова послідовність x кодера довжини N генерується як $x = uG_N = u(G_2)^{\otimes n}$, де $n = \log_2 N$, $(G_2)^{\otimes n}$ позначає n -у степінь

матриці Кронекера $G_2 = \begin{vmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{vmatrix}$.

Кодування полярних кодів 5G графічно показано на рис. 4.2, де зліва вхід кодера, а справа – вихід кодера. Матриця генератора G_N полярних кодів 5G має вигляд $B_N G_N$, де B_N – біт-обернена матриця перестановок. Через інваріантності реверсування бітів G_N [1] ця різниця генератора матриці створює переставлений вихідний сигнал кодера. Можливі довжини кодів полярних кодів 5G становлять 2^n для $5 \leq n \leq 10$ для висхідної лінії зв'язку і $7 \leq n \leq 9$ для низхідної лінії зв'язку. Полярні коди забезпечують пропускну здатність каналів MBIOS з використанням декодування за алгоритмом послідовного виключення (SC - Successive Cancellation) [1].

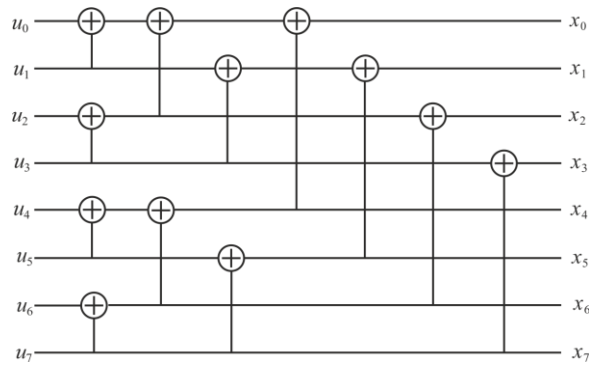


Рисунок 4.2 – Кодування полярних кодів довжиною 8.

4.2 Узгодження швидкості і відновлення швидкості

Вхідна бітова послідовність для узгодження швидкості дорівнює $d_0, d_1, d_2, d_3, \dots, d_{N-1}$. Вихідна бітова послідовність після узгодження швидкості позначається як $f_0, f_1, f_2, f_3, \dots, f_{E-1}$, де E – довжина узгодженої за швидкістю вихідної послідовності.

Вхідна бітова послідовність для блоку конкатенації кодового блоку є послідовністю f_{rk} , для $r = 0, \dots, C-1$ і $k = 0, \dots, E_r-1$, де E_r – число бітів узгодження швидкості для r -го кодового блоку. Вихідна бітова послідовність

з блоку конкатенації кодового блоку являє собою послідовність g_k для $k = 0, \dots, G-1$. Конкатенація кодових блоків складається з послідовної конкатенації виходів узгодження швидкості для іншого коду.

Полярно-кодований набір бітів (N) узгоджується за швидкістю для виведення заданої кількості бітів (E) для створення сузір'я цифрової модуляції. Кодовані біти перемежуються за субблоками і передаються до кільцевого буферу довжиною N . Залежно від бажаної швидкості кодування і значень K , E і N , кожний з яких повторюється ($E \geq N$), і виколється або укорочується ($E < N$) шляхом зчитування вихідних бітів з буфера.

- для виколування біти E взяті з кінця
- для укорочення біти E взяті з початку
- для повторення біти E повторюються за модулем N .

Для низхідної лінії зв'язку вибрані біти передаються в модуль створення сузір'я цифрової модуляції, тоді як для висхідної лінії вони додатково перемежуються перед створенням сузір'я цифрової модуляції. Обробка узгодження швидкості реалізована функцією `nrRateMatchPolar`.

`rm = nrRateMatchPolar(enc,K,E)` повертає узгоджений по швидкості вихідний сигнал довжини E для полярно-кодованого входу `enc` і довжини інформаційного блоку K , як зазначено у стандарті [3]. У цьому синтаксисі перемеження закодованих бітів відключено для конфігурації низхідної лінії зв'язку (DL).

`enc` - полярно-закодоване повідомлення. Довжина полярно-закодованого повідомлення, N , є степенем числа два.

Для конфігурації низхідної лінії, $N \leq 512$. Для конфігурації висхідної лінії $N \leq 1024$.

K - довжина інформаційного блоку в бітах. K включає біти CRC.

E - узгоджена за швидкістю вихідна довжина в бітах.

Якщо $18 \leq K \leq 25$, E має перебувати в діапазоні $K + 3 < E \leq 8192$.

Якщо $K > 30$, E має перебувати в діапазоні $K < E \leq 8192$.

На боці одержувача відновлення швидкості виконується для кожного з випадків:

- для виколювання відповідні логарифмічні відношення правдоподібності для дочірніх бітів встановлюються в нуль
- для укорочення відповідні логарифмічні відношення правдоподібності для дочірніх бітів встановлюються у більше значення
- для повторення вибирається набір логарифмічного відношення правдоподібності, що відповідає першим N бітам.

Процес додаткової обробки швидкості здійснюється функцією `nrRateRecoverPolar`.

`res = nrRateRecoverPolar(llr,K,N)` повертає відновлену швидкість виведення довжини N для м'якого введення llr і довжини інформаційного блоку K , як зазначено у стандарті [3]. У цьому синтаксисі обернене перемеження кодованих бітів відключено для конфігурації низхідної лінії зв'язку (DL).

llr - вхідне значення логарифмічного відношення правдоподібності

llr - програмно-демодульований вхід довжини E , такої ж довжини, що і вектор даних з узгодженою швидкістю до модуляції .

K - довжина інформаційного блоку в бітах; N - довжина поляризованого повідомлення в бітах.

$N \leq 512$ для конфігурації низхідної лінії. $N \leq 1024$ для конфігурації висхідної лінії.

Полярні коди 5G повинні підтримувати функцію узгодження швидкості, щоб вибирати будь-яку кількість переданих бітів з вихідного сигналу з породжуючим кодом. В цьому підрозділі ми докладно опишемо схему узгодження швидкості, прийняту для полярних кодів 5G.

Розглянемо перемеження. У полярних кодах 5G використовується проміжне кодування субблоків. Кодований вихідний сигнал розділений на 32 субблоки рівної довжини, які перемежуються. Узгодження швидкості застосовується до кодованого перемеженого сигналу на виході, а вихід

узгодження швидкості відображається на символи QAM. Для висхідної лінії зв'язку існує ще один трикутний перемешувач, застосовуваний до виходу узгодження швидкості перед відображенням символу QAM.

Розглянемо виколювання бітів. Виколювання є типовим способом застосування узгодження швидкості. При виколюванні бітів, довжина материнського коду N більше, ніж розмір вихідного сигналу узгодження швидкості E і деякі кодовані виходи не передаються відповідно з вихідним розміром узгодження швидкості. Схему виколювання можна розглядати як спосіб вибору ненадісланих позицій. У полярних кодах 5G перші $N - E$ бітів перед перемешуванням виходу виколюють. Такий вибір виколотих позицій бітів не є систематично виправданим, оскільки при ретельному виборі виколотих бітів може бути досягнута краща продуктивність [1].]. Простіше кажучи, подібно за схемою інформаційної послідовності, надійність битового каналу з кожним іншим шаблоном виколювання повинна бути оцінена, щоб знайти хороший шаблон виколювання. Однак через ймовірну залежності шаблону виколювання від довжини коду, довжини інформації і SNR, тощо. Така гарна схема може фактично працювати гірше, ніж інші більш прості схеми, якщо шаблон виколювання не може бути спроектований для кожного конкретного випадку, що нелегко здійснити на практиці. У цьому сенсі схема виколювання, прийнята для 5G полярних кодів, може розглядатися як практичний компроміс.

Проколювання вихідних бітів кодера створює бітові канали з нульовою надійністю, які повинні бути заморожені. Якщо x_0 виколотий, то u_0 не може бути визначений, оскільки u_0 переноситься тільки на x_0 . Точно так же, якщо x_0 і x_1 виколоті, то u_0 і u_1 не декодуються. У полярних кодах 5G вхідні індекси бітів, відповідні виколотим вихідним індексам, заморожуються, і це правило задовольняє уникнення положення з нульовою надійністю.

Декодер реалізований функцією `nrPolarDecode`. Функція декодера також враховує перемешування вхідних бітів, вказане в передавачі для низхідної лінії зв'язку, до виведення декодованих бітів.

Розглянемо цикл обробки кадрів. Проаналізуємо, як раніше описані компоненти для полярного кодування використовуються при моделюванні коефіцієнта помилок бітів (BER).

Для кожного обробленого кадру виконуються наступні кроки:

- генеруються випадкові біти $K\text{-crcLen}$;
- CRC обчислюється і додається до цих бітів;
- біти CRC полярно кодуються до довжини блоку породжуючого коду;
- узгодження швидкості виконується для передачі бітів E ;
- біти E модулюються за обраним видом модуляції;
- додається білий гаусовий шум зазначеної потужності;
- шумовий сигнал м'якого рішення для сигналу демодулюється для виведення значень LLR;
- відновлення швидкості виконується з урахуванням виколування, укорочення або повторення;
- відновлені значення логарифмічних відношень правдоподібності піддаються полярному декодуванню з використанням алгоритму CA-SCL, включаючи зворотне переміщення;
- поза декодованих K бітів перші біти $K\text{-crcLen}$ порівнюються з бітами, переданими для поновлення коефіцієнта помилок по бітам (BER).

Виділені функції полярного кодування також підтримують конструкцію і кодування полярного кодування Parity-Check. Це може бути застосовано для висхідної лінії зв'язку з корисними навантаженнями UCI в діапазоні $18 \leq K \leq 25$. Це підтримується функціями кодування управління висхідної лінії зв'язку `nrUCIEncode` і `nrUCIDecode`, які також включають в себе сегментацію кодових блоків для відповідних значень K і E .

`decbits = nrPolarDecode (rec, K, E, L, nmax, iil, CRClen)` - декодує вхід із заданою максимальною довжиною $2n_{\max}$, зворотним переміщенням на виході, заданим параметром `iil`, і кількістю доданих бітів CRC, заданих параметром `CRClen`. Цей синтаксис передбачає, що інформаційний блок на

передавальному боці не був попередньо доповнений блоком кодування CRC і що RNTI дорівнює 0.

4.3 Результати моделювання каналу зв'язку з полярними кодами

Залежності BER від відношення енергії біта до спектральної густини потужності-шуму E_b/N_0 для модуляції 16-QAM, 64-QAM і 256-QAM при ефективній швидкості коду $R=0.5$ зображені на рис. 4.3.

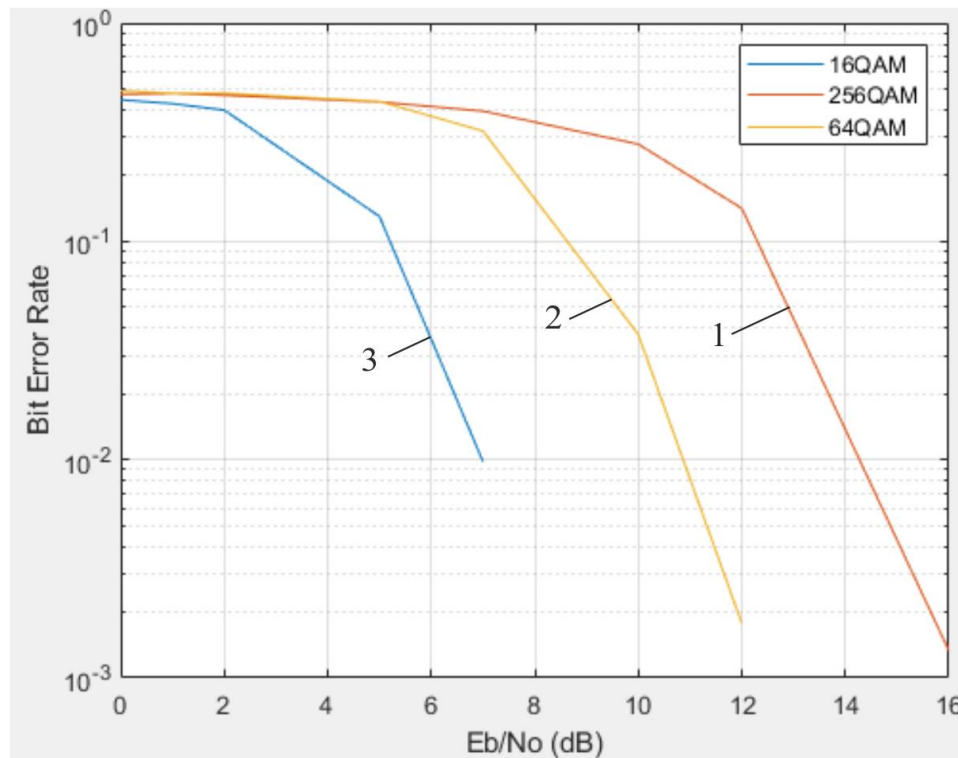


Рисунок 4.3 – Залежність ймовірності помилки на біт (BER) від відношення сигнал-шум (E_b/N_0) для системи зв'язку з полярним кодом ефективної швидкості $R=0.5$ і модуляцією (1 – 256-QAM; 2 – 64-QAM; 3 – 16-QAM)

Залежності BER від відношення енергії біта до спектральної густини потужності-шуму E_b/N_0 для модуляції BPSK і QPSK при ефективній швидкості коду $R=0.5$ зображені на рис. 4.4.

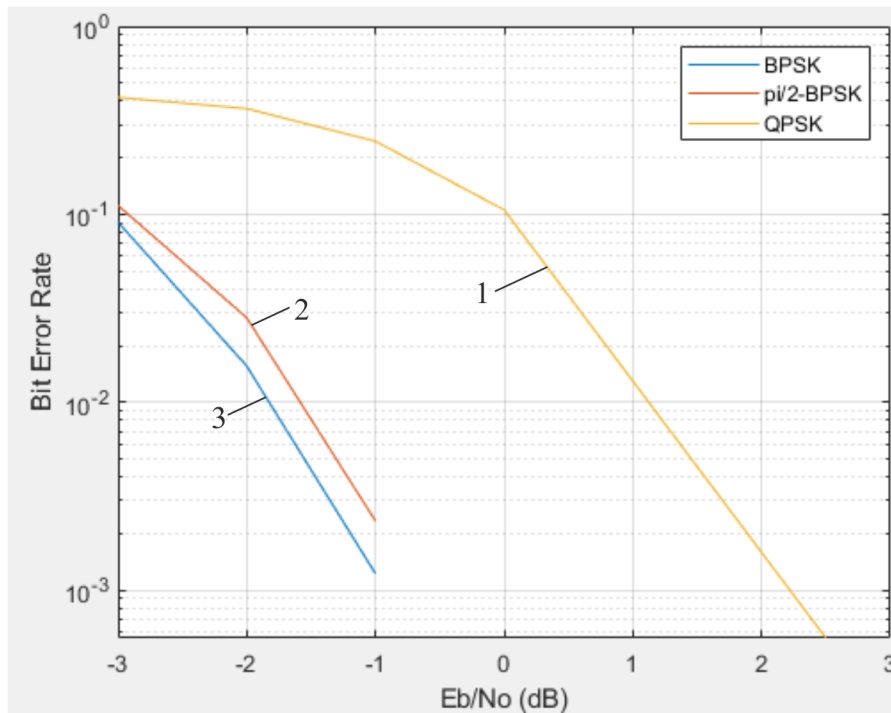


Рисунок 4.4 – Залежність ймовірності помилки на біт (BER) від відношення сигнал-шум (E_b/N_0) для системи зв'язу з полярним кодом кодом ефективною швидкості $R=0.5$ і модуляцією (1 – QPSK; 2 – $\pi/2$ -BPSK; 3 – BPSK)

Для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 1дБ, модуляція 16-QAM з полярним кодом ефективніше 64-QAM і 256-QAM, частота появи помилок зменшується майже у два рази, а для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 4дБ, частота появи помилок зменшується у двадцять разів.

Для ефективною швидкості полярного коду $R=0,5$ найбільшій швидкості передачі 8 біт на символ з помилкою $BER=10^{-3}$ можна досягти використанням модуляції 256-QAM при відношенні сигнал-шум більше 17 дБ. Модуляція 64-QAM зменшує швидкість передачі у $\frac{3}{4}$ рази, але зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 3,5 дБ при помилці $BER=10^{-3}$. Модуляція 16-QAM зменшує швидкість передачі у 2 рази (у порівнянні з модуляцією 256-QAM), але зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 7 дБ при помилці $BER=10^{-3}$.

Для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 2дБ модуляція QPSK з полярним кодом ефективніше BPSK, частота появи помилок зменшується у 2,3 рази.

Модуляція $\pi/2$ -BPSK з полярним кодом ефективніше BPSK, частота появи помилок зменшується у 1,1 рази. Модуляція QPSK з полярним кодом швидкістю $R=0,5$ ефективніше модуляції BPSK на 3 дБ.

Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,5$ модуляція BPSK ефективніше модуляції QPSK на 3 дБ, помилка $BER=10^{-3}$ досягається при меншому відношенні сигнал-шум.

Залежність BER від відношення енергії біта до спектральної густини потужності-шуму E_b/N_0 для модуляції 16-QAM, 64-QAM і 256-QAM при ефективній швидкості коду $R=0.05$ показані на рис. 4.5.

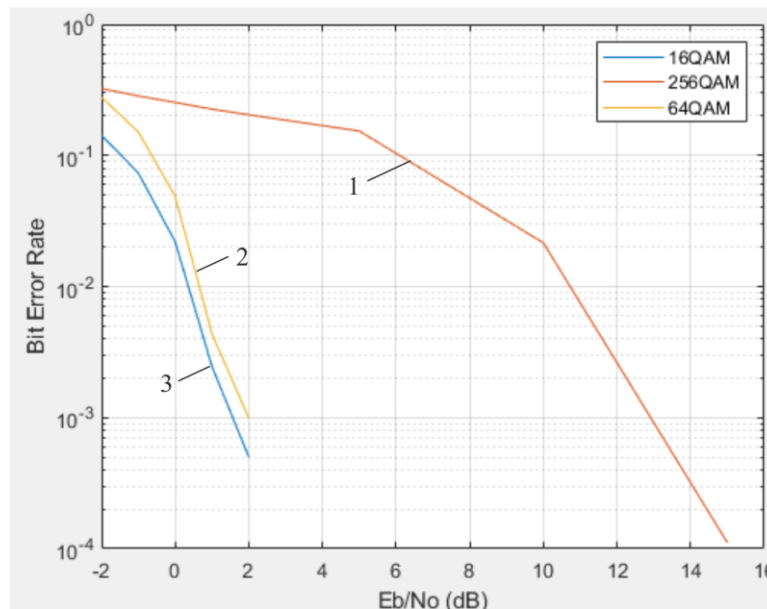


Рисунок 4.5 – Залежність ймовірності помилки на біт (BER) від відношення сигнал-шум (E_b/N_0) для системи зв'язу з полярним кодом ефективної швидкості $R=0.05$ і модуляцією (1 – 256-QAM; 2 – 64-QAM; 3 – 16-QAM)

Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,05$ найбільшої швидкості передачі 8 біт на символ з помилкою $BER=10^{-3}$ можна досягти використанням модуляції 256-QAM при відношенні сигнал-шум більше 13 дБ. Використання модуляції 64-QAM і 16-QAM зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 11 дБ при помилці $BER=10^{-3}$.

4.4 Оцінка відношення сигнал-шум

Найбільш вимогливою особливістю системи бездротового зв'язку 5-го покоління є її висока швидкість передачі даних. Для забезпечення швидкості передачі даних в гігабітному діапазоні системою бездротового зв'язку 5-го покоління основним складним фактором є пошук ідеальної схеми модуляції і кодування. Схеми модуляції використовуються по-різному. Наприклад, для користувачів, що знаходяться ближче до базової приймально-передавальної станції (BTS), застосовується модуляція QAM (квадратурна амплітудна модуляція). Тому що це може забезпечити високу швидкість передачі даних в разі високого SNR (відношення сигнал / шум), оскільки SNR має велике значення ближче до BTS. Модуляція QPSK використовується для користувачів, що знаходяться ближче до границі соти, оскільки там значення SNR є низьким (схема модуляції QPSK забезпечує високу швидкість передачі даних в разі низьких значень SNR). Щоб збільшити швидкість передачі даних за рахунок зменшення BER (Bit Error Rate), дослідники повинні знайти правильну схему кодування.

Відношення рівня сигналу до рівня шуму використовується для визначення якості сигналу. Використовується показник рівня сигналу, що приймається – повна потужність сигналу на вході приймача, вимірюється у децибелах на міліват (dBm). Визначення рівня сигналу потрібно для діагностики проблем відсутності сигналу мережі. Потужність сигналу визначається після перенесення його частоти з основної на проміжну, але до підсилення. Відношення сигнал-шум дає верхні границі пропускної спроможності (або швидкості передачі інформації) у системах бездротового зв'язку.

Щоб розробити математичну модель для оцінки SNR, потрібно відповідна математична модель для подання поширення вхідного сигналу і завад. Загальний підхід до моделі полягає в припущенні, що модель

поширення складається з випадкової компоненти і невипадкової (або детермінованої) компоненти [5].

Детерміністична складова має встановити, як сигнал загасає або послаблюється, коли він розповсюджується середовищем передачі, що досягається шляхом введення функції втрат на трасі або загасання. Поширеним вибором для функції втрат на шляху передачі є степенева функція. Наприклад, якщо сигнал переміщається з точки x в точку y , то він згасає з коефіцієнтом, який визначається функцією втрат на трасі: $\ell(|x - y|) = |x - y|^\alpha$, де показник втрат на трасі $\alpha > 2$ [5].

Випадковий компонент моделі включає в себе завмирання сигналу, обумовлене багатопроменевим поширенням, яке викликано зіткненням і відображенням сигналів від різних перешкод, таких як будівлі. Це включено в модель шляхом введення випадкової величини з деяким розподілом ймовірностей [5].

Сучасні системи бездротового зв'язку часто вимагають знання відношення сигнал / шум (SNR) в приймачі. Наприклад, оцінки SNR зазвичай використовуються в схемах управління потужністю мобільної передачі, обслуговування і адаптивної модуляції, а також процедури м'якого декодування.

У порівнянні з традиційною системою супутникового зв'язку, режим адаптивної системи зв'язку більше не є фіксованим, незмінним. Наприклад, високоефективний режим модуляції і висока швидкість передачі даних використовуються в ідеальних умовах каналу, а низькоефективний режим модуляції впроваджується при низькому SNR.

Оцінка SNR системи стільникового і супутникового зв'язку є обов'язковою. З одного боку, оцінка відношення сигнал/шум (SNR) забезпечує перемикання, управління потужністю і необхідну інформацію про якість каналу. З іншого боку – адаптивно забезпечує більш ефективний алгоритм демодуляції для поліпшення характеристик демодуляції.

Методи оцінки SNR, поділяються на залежні від даних (DA) і незалежні від даних (NDA). Оцінювач DA повинен запустити виділений сигнал, наприклад провідний символ, перед виявленням даних. У порівнянні з оцінювачем DA, оцінювач NDA не повинен відповідати на вимогу, тому застосовність їх більш обширна.

На підставі результатів оцінки SNR, рішення про те, який режим модуляції використовувати, приймається шляхом призначення порогів перемикання $s_1, s_2, \dots, s_N$ режимів. Пороги перемикання отримані при обмеженні конкретного цільового значення BER.

Запропоновано визначення перемикання режиму модуляції для схеми адаптивної модуляції з постійною потужністю. Використовували криву BER кожної складової режиму модуляції, щоб знайти значення SNR, які задовольняють цільовим вимогам BER для кожного режиму модуляції, використовували різні рівні перемикання. З огляду на баланс BER і спектральну ефективність, розроблена стратегія вибору режиму модуляції для досягнення максимально можливої спектральної ефективності при постійному середньому BER.

Структурна схема моделі прийняття рішення про режим модуляції цифрової системи зв'язку приведена на рис. 4.6.

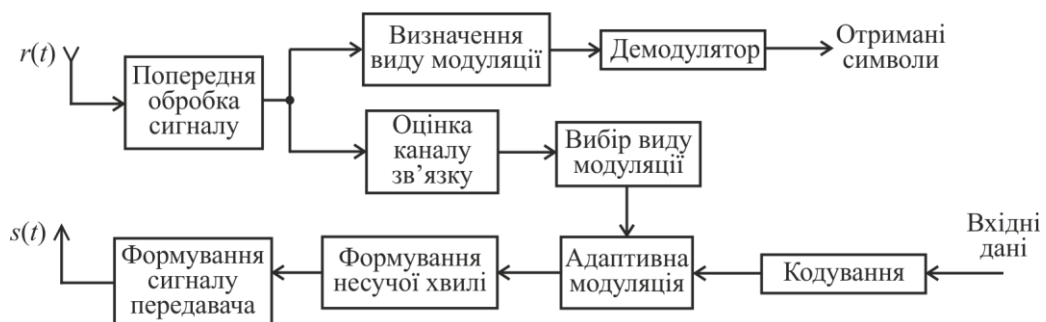


Рисунок 4.6 – Структурна схема прийомо-передавача з концепцією прийняття рішення про режим модуляції цифрової системи зв'язку

Оцінка SNR заснована на теорії оцінки максимальної правдоподібності. Основна ідея методу оцінки максимальної правдоподібності полягає в тому, щоб припустити, що шум дорівнює нулю в середньому гаусового білого шуму з дисперсією σ^2 , потужність сигналу дорівнює P_s .

Кожний вид модуляції має граничне значення SNR. Проведені дослідження залежностей коефіцієнта бітових помилок від ефективної кодової швидкості для різних видів модуляції.

Залежність BER від ефективної швидкості коду для модуляції QPSK і BPSK при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму $E_b/N_0 = -8$ дБ, що відповідає відношенню сигнал-шум 0,16 у абсолютних одиницях приведена на рис. 4.7.

Залежність BER від ефективної швидкості коду для модуляції QPSK і 16-QAM при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму $E_b/N_0 = -5$ дБ, що відповідає відношенню сигнал-шум 0,316 у абсолютних одиницях приведена на рис. 4.8.

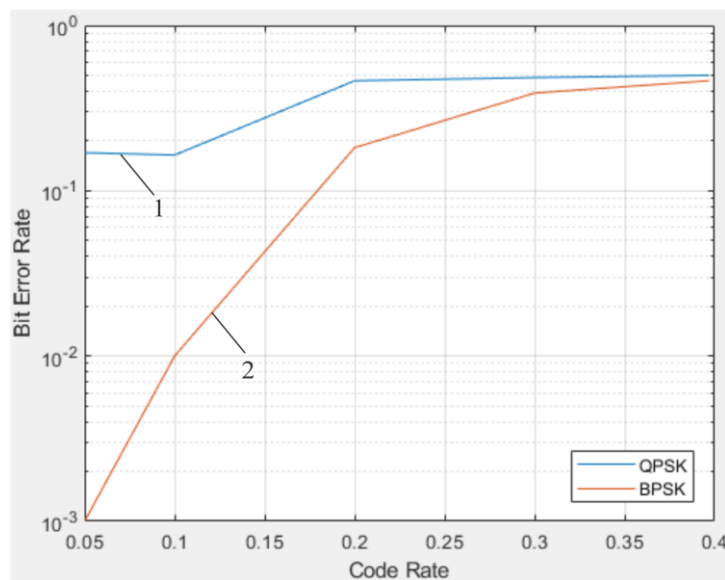


Рисунок 4.7 – Залежність BER від ефективної швидкості коду при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності шуму $E_b/N_0 = -8$ дБ для модуляції: (1 – QPSK; 2 – BPSK)

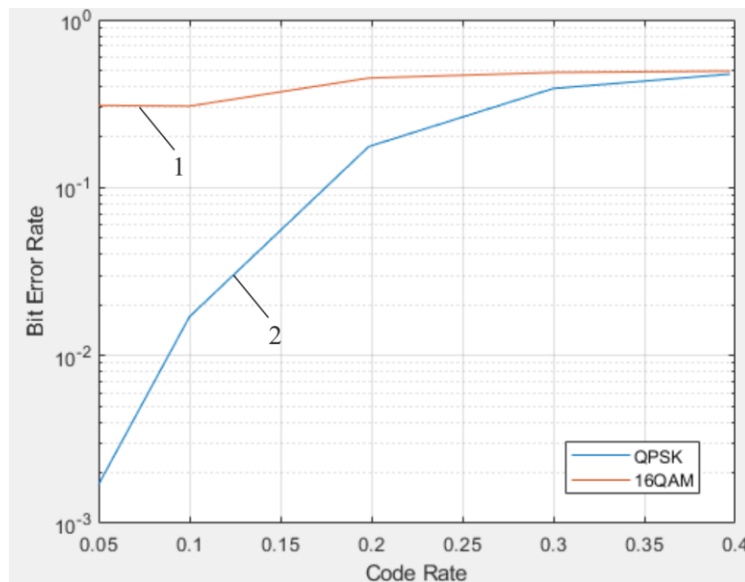


Рисунок 4. 8 – Залежність BER від ефективної швидкості коду при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму $E_b/N_0 = -5$ дБ для модуляції: (1 – 16-QAM; 2 – QPSK)

З отриманих залежностей можна зробити висновок, що модуляція BPSK забезпечує придатний коефіцієнт бітових помилок при ефективній кодівій швидкості $R < 0.05$, модуляція QPSK забезпечує придатний коефіцієнт бітових помилок при ефективній кодівій швидкості $R < 0.05$.

Залежність BER від ефективної швидкості коду для модуляції 16-QAM і 64-QAM при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму $E_b/N_0 = 1$ дБ, що відповідає відношенню сигнал-шум 1,26 у абсолютних одиницях приведена на рис. 4.9.

Залежність BER від ефективної швидкості коду для модуляції 64-QAM і 256-QAM при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму $E_b/N_0 = 5$ дБ, що відповідає відношенню сигнал-шум 3,16 у абсолютних одиницях приведена на рис. 4.10.

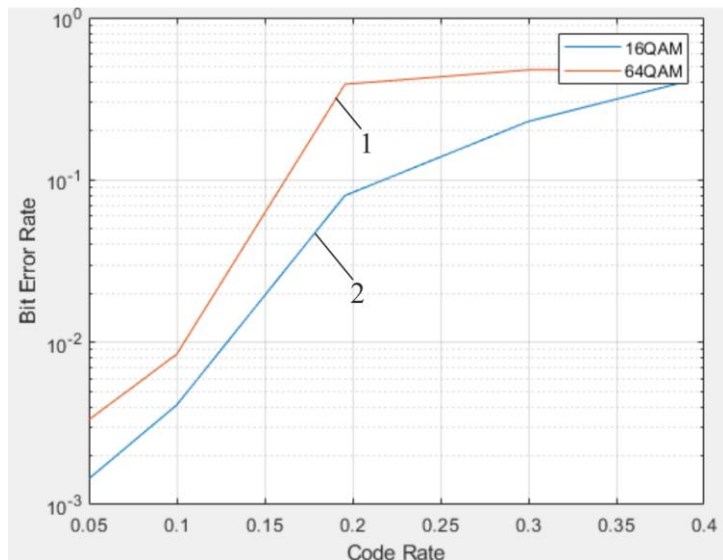


Рисунок 4.9 – Залежність BER від ефективної швидкості коду при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму $E_b/N_0 = 1$ дБ для модуляції: (1 – 64-QAM; 2 – 16-QAM)

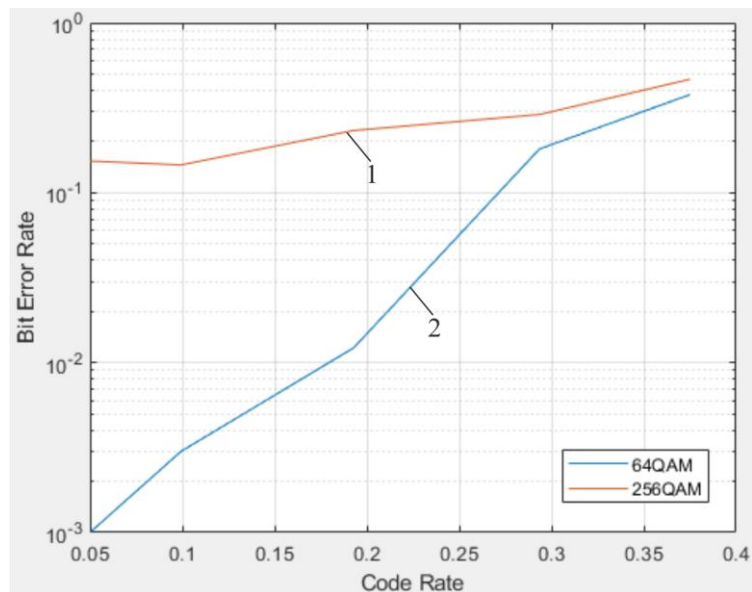


Рисунок 4.10 – Залежність BER від ефективної швидкості коду при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму $E_b/N_0 = 5$ дБ для модуляції: (1 – 256-QAM; 2 – 64-QAM)

При ефективній кодовій швидкості $R=0,05$ і відношенні $E_b/N_0 = 5$ дБ модуляція 64-QAM ефективніше модуляції 256-QAM на 22 дБ.

Залежність BER від ефективної швидкості коду для модуляції 64-QAM і 256-QAM при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму $E_b/N_0 = 12$ дБ, що відповідає відношенню сигнал-шум 15,9 у абсолютних одиницях приведена на рис. 4.11.

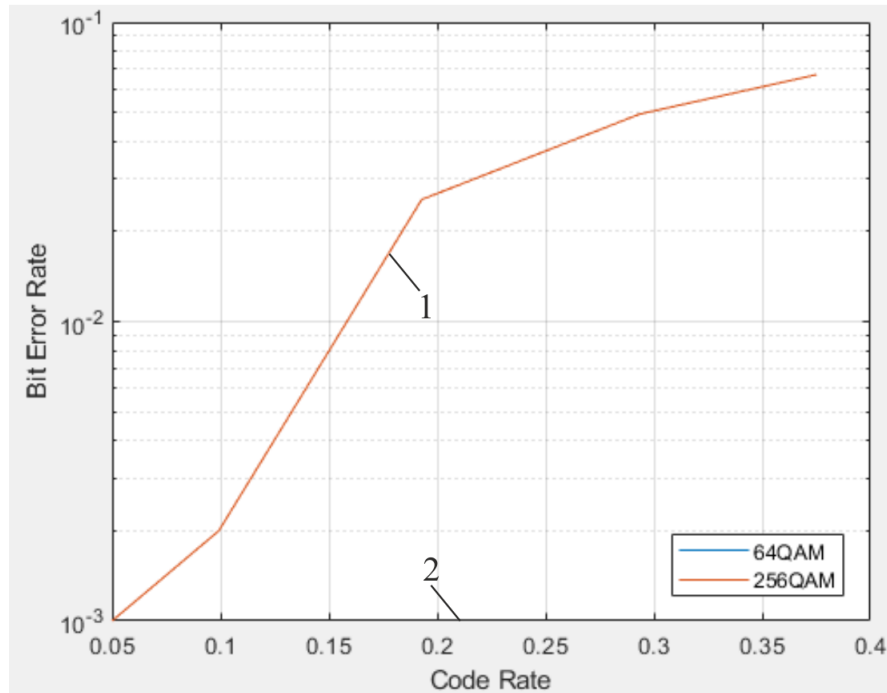


Рисунок 4.11 – Залежність BER від ефективної швидкості коду при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму $E_b/N_0 = 12$ дБ для модуляції: (1 – 256-QAM; 2 – 64-QAM)

Для кодової швидкості $R=0,5$ алгоритм адаптивного вибору виду модуляції представлений на рис. 4.13. При зменшенні кодової швидкості у 10 разів, граничні відношення сигнал-шум для застосування кожного виду модуляції можна зменшити на 7 дБ.

Алгоритм роботи блоку Адаптивна модуляція (рис. 4.12) складається у обчисленні сузір'я цифрової модуляції у відповідності з визначеним значенням SNR.

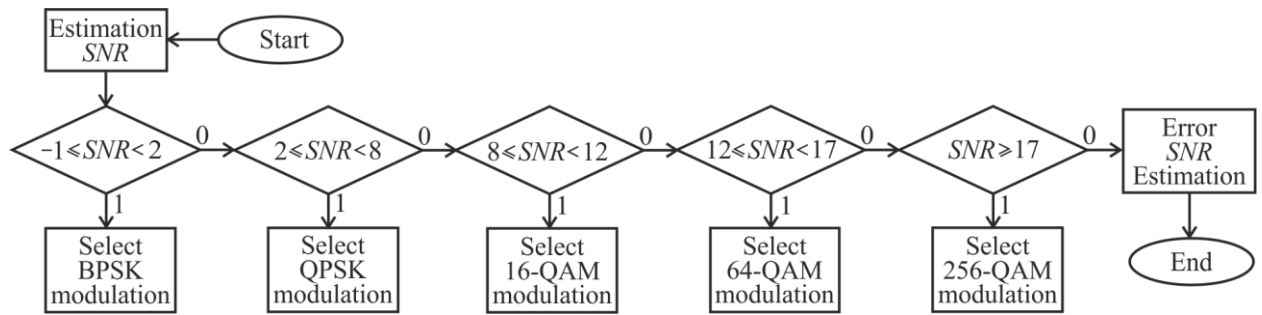


Рисунок 4.12 – Алгоритм адаптивного вибору виду модуляції у телекомунікаційному каналі з полярними кодами

Сузір'я модуляції приймає бінарні значення 0 або 1 в якості вхідних даних і створює комплексні символи модуляції на виході.

У разі модуляції $\pi/2$ -BPSK біт $b(i)$ відображається на комплексний символ модуляції $d(i)$ згідно з виразом:

$$d(i) = \frac{e^{j\frac{\pi}{2}(i \bmod 2)}}{\sqrt{2}} \left[(1 - 2b(i)) + j(1 - 2b(i)) \right]$$

У разі модуляції BPSK біт $b(i)$ відображається на комплексний символ модуляції $d(i)$ згідно з виразом:

$$d(i) = \frac{1}{\sqrt{2}} \left[(1 - 2b(i)) + j(1 - 2b(i)) \right]$$

У разі модуляції QPSK пари бітів $b(2i)$, $b(2i+1)$ відображаються на комплексний символ модуляції $d(i)$ згідно з виразом:

$$d(i) = \frac{1}{\sqrt{2}} \left[(1 - 2b(2i)) + j(1 - 2b(2i+1)) \right]$$

У разі модуляції 16QAM четвірки бітів $b(4i)$, $b(4i+1)$, $b(4i+2)$, $b(4i+3)$ відображаються на комплексний символ модуляції $d(i)$ згідно з виразом:

$$d(i) = \frac{1}{\sqrt{10}} \left\{ (1 - 2b(4i)) [2 - (1 - 2b(4i+2))] + j(1 - 2b(4i+1)) [2 - (1 - 2b(4i+3))] \right\}$$

У разі модуляції 64QAM групи з шести бітів $b(6i)$, $b(6i+1)$, $b(6i+2)$, $b(6i+3)$, $b(6i+4)$, $b(6i+5)$ відображаються на комплексний символ модуляції $d(i)$ згідно з виразом:

$$d(i) = \frac{1}{\sqrt{42}} \left\{ (1 - 2b(6i)) [4 - (1 - 2b(6i+2)) [2 - (1 - 2b(6i+4))]] + \right. \\ \left. + j(1 - 2b(6i+1)) [4 - (1 - 2b(6i+3)) [2 - (1 - 2b(6i+5))]] \right\}$$

У разі модуляції 256QAM групи з восьми бітів (octuplets of bits) $b(8i)$, $b(8i+1)$, $b(8i+2)$, $b(8i+3)$, $b(8i+4)$, $b(8i+5)$, $b(8i+6)$, $b(8i+7)$ відображаються на комплексний символ модуляції $d(i)$ згідно з виразом:

$$d(i) = \frac{1}{\sqrt{170}} \left\{ (1 - 2b(8i)) [8 - (1 - 2b(8i+2)) [4 - (1 - 2b(8i+4)) [2 - (1 - 2b(8i+6))]]] + \right. \\ \left. + j(1 - 2b(8i+1)) [8 - (1 - 2b(8i+3)) [4 - (1 - 2b(8i+5)) [2 - (1 - 2b(8i+7))]]] \right\}$$

Проведено дослідження системи зв'язку з полярним кодуванням і додаванням циклічного надлишкового коду, що визначений 3GPP для інформації каналу управління нового радіо і широкомовного каналу. Він показує використання компонентів на всіх етапах обробки (кодування, узгодження швидкості, відновлення швидкості і декодування) і використовує їх з різними видами модуляції для передачі по каналу AWGN.

Висновки до четвертого розділу

1. Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,5$ найбільшої швидкості передачі 8 біт на символ можна досягти використанням модуляції 256-QAM при відношенні сигнал-шум більше 17 дБ. Модуляція 64-QAM зменшує швидкість передачі у $\frac{3}{4}$ рази, але зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 3,5 дБ. Модуляція 16-QAM зменшує швидкість передачі у 2 рази (у порівнянні з модуляцією 256-QAM), але зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 7 дБ при помилці $BER=10^{-3}$.

2. Для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 1дБ, модуляція 16-QAM з полярним кодом ефективніше 64-QAM і 256-QAM, частота появи помилок зменшується майже у два рази, а для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 4дБ, частота появи помилок зменшується у двадцять разів. Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,5$ модуляція BPSK ефективніше модуляції QPSK на 3 дБ, помилка $BER=10^{-3}$ досягається при меншому відношенні сигнал-шум.

3. Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,05$ найбільшої швидкості передачі 8 біт на символ з помилкою $BER=10^{-3}$ можна досягти використанням модуляції 256-QAM при відношенні сигнал-шум більше 13 дБ. Використання модуляції 64-QAM і 16-QAM зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 11 дБ при помилці $BER=10^{-3}$.

4. При зменшенні ефективної швидкості полярного коду, зменшуються вимоги до граничного відношення сигнал-шум (E_b/N_0) для заданого виду цифрової модуляції.

ВИСНОВКИ

1. Основною особливістю полярних кодів є явище поляризації бітового каналу, в якому частка каналів, ємність яких наближається до 1, стає близькою до пропускну здатності каналу зв'язку, а ємність каналів, що залишилися, наближається до нуля.

2. Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,5$ найбільшої швидкості передачі 8 біт на символ можна досягти використанням модуляції 256-QAM при відношенні сигнал-шум більше 17 дБ. Модуляція 64-QAM зменшує швидкість передачі у $\frac{3}{4}$ рази, але зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 3,5 дБ. Модуляція 16-QAM зменшує швидкість передачі у 2 рази (у порівнянні з модуляцією 256-QAM), але зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 7 дБ при помилці $BER=10^{-3}$.

3. Для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 1дБ, модуляція 16-QAM з полярним кодом ефективніше 64-QAM і 256-QAM, частота появи помилок зменшується майже у два рази, а для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 4дБ, частота появи помилок зменшується у двадцять разів. Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,5$ модуляція BPSK ефективніше модуляції QPSK на 3 дБ, помилка $BER=10^{-3}$ досягається при меншому відношенні сигнал-шум.

4. Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,05$ найбільшої швидкості передачі 8 біт на символ з помилкою $BER=10^{-3}$ можна досягти використанням модуляції 256-QAM при відношенні сигнал-шум більше 13 дБ. Використання модуляції 64-QAM і 16-QAM зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 11 дБ при помилці $BER=10^{-3}$.

Додаток А
(довідковий)
Презентація

Слайд1

Моделювання транспортного каналу з полярними кодами для мобільного зв'язку п'ятого покоління

Ніколайчук І.А., гр. ТРМ-19-1

Керівник – к.т.н., доц. Пятін І.С.

Слайд 2

Мета і задачі дослідження. Метою роботи є дослідження коефіцієнта бітових помилок, що виникають при передачі сигналу у транспортному каналі з полярними кодами.

Для досягнення цієї мети поставлені наступні завдання.

- провести огляд сучасних коректуючих кодів для систем зв'язку з цифровою обробкою сигналів;
- розглянути і проаналізувати структурну схему каналу зв'язку з полярними кодами;
- дослідити модель системи зв'язку з полярними кодами і різними видами модуляції, оцінити енергетичну ефективність.

Об'єктом дослідження є процес передачі і приймання, сигналів з полярним кодуванням у цифрових системах зв'язку.

Предметом дослідження є методи та засоби полярного кодування і декодування у цифрових системах зв'язку.

Наукова новизна одержаних результатів :

1. Вперше проведена оцінка енергетичної ефективності цифрових систем зв'язку з полярними кодами і різними видами модуляції.
2. Набув подальшого розвитку метод адаптивного вибору виду модуляції у телекомунікаційному каналі з полярними кодами.
3. Отримали подальший розвиток методи підвищення ефективності цифрових систем зв'язку з полярними кодами.

Слайд 4

Полярне кодування використовують для керуючої інформації розширеного широкосмугового мобільного зв'язку 5G, а також для стільникового зв'язку з низькою затримкою.

Канальні коди 5G повинні підтримувати змінну швидкість і довжину коду як для керуючої інформації, так і призначених для користувача даних. Тому **актуальною** є задача побудови полярного коду який включає в себе ідентифікацію значень надійності каналу пов'язаних з кожним бітом переданої інформації з урахуванням довжини коду і конкретного відношення сигнал/шум (SNR)

Полярний код

$G_N = G_2^{\otimes n}$ - Ядро поляризації

$G_2 \triangleq \begin{vmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{vmatrix}$ - Матриця Кронекера

Ефект поляризації створює N віртуальних каналів з різним ступенем надійності, кожен з яких може передавати один біт u . У (N, K) полярному коді довжини N і розмірності K біти повідомлення розподіляються в K найбільш надійних каналах, які називаються інформаційним набором I , а інші $N - K$ каналів, складають заморожений набір F , значення яких встановлено в 0. Кодове слово x обчислюється за виразом: $x = uG_N$.

Слайд 6

Канал зв'язку з полярними кодами

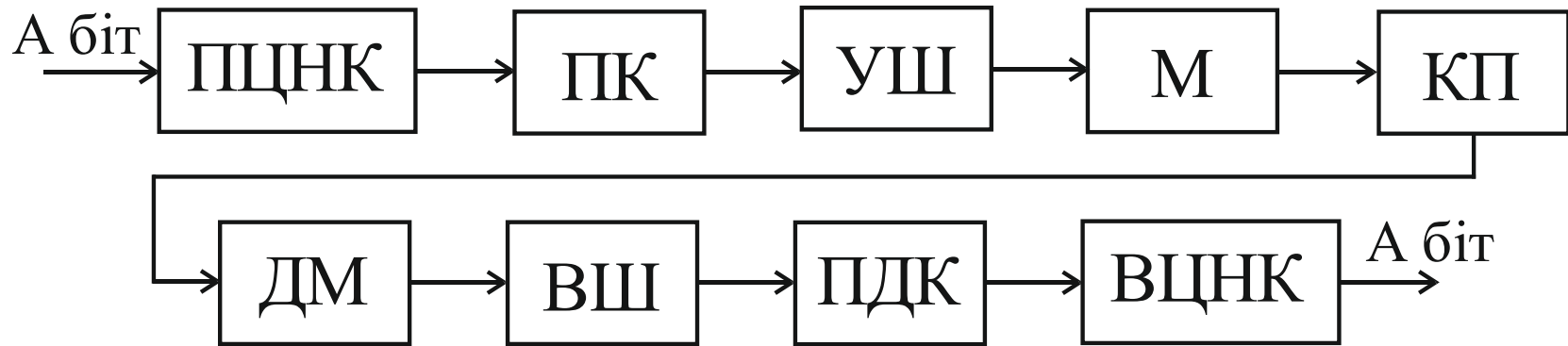


Рисунок 4.1- Структурна схема каналу зв'язку з полярними кодами (ПЦНК - прикріплення циклічного надлишкового коду; ПК – кодер полярного коду; УШ – узгодження швидкості; М – модулятор; КП – канал передачі з адитивним білим гаусовим шумом; ДМ – демодулятор; ВШ – відновлення швидкості; ПДК – декодер полярного коду; ВЦНК – вилучення циклічного надлишкового коду)

Слайд 7

Система зв'язку з полярними кодами, $R=0,5$

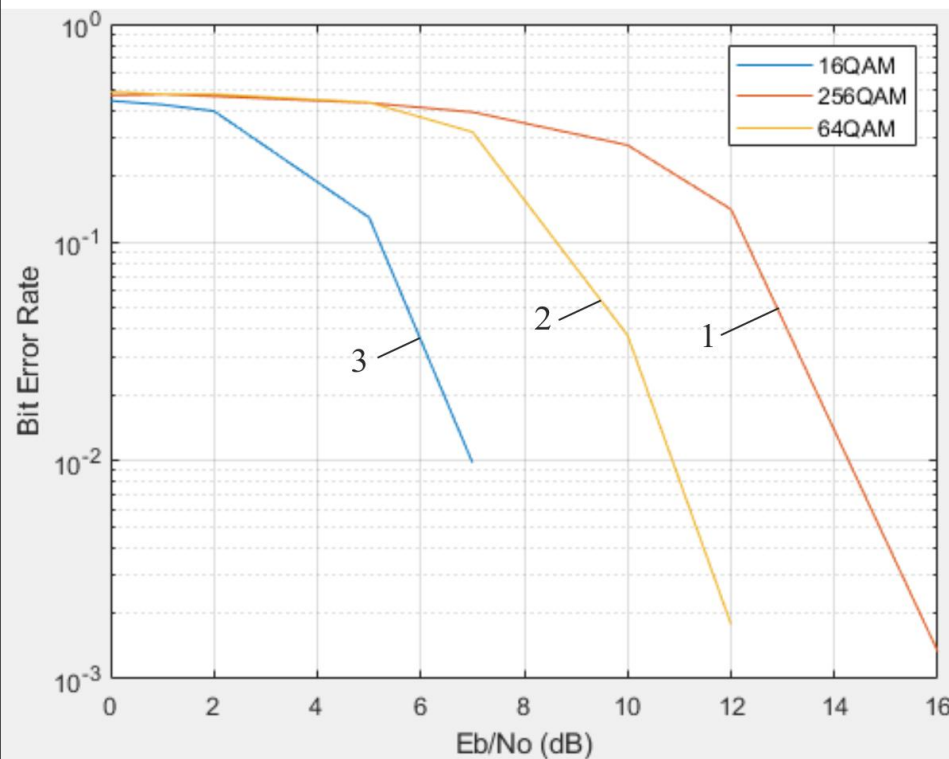


Рисунок 7.1- Залежність ймовірності помилки на біт (BER) від відношення сигнал-шум (E_b/N_0) для системи зв'язку з полярним кодом ефективною швидкості $R=0.5$ і модуляцією (1 – 256-QAM; 2 – 64-QAM; 3 – 16-QAM)

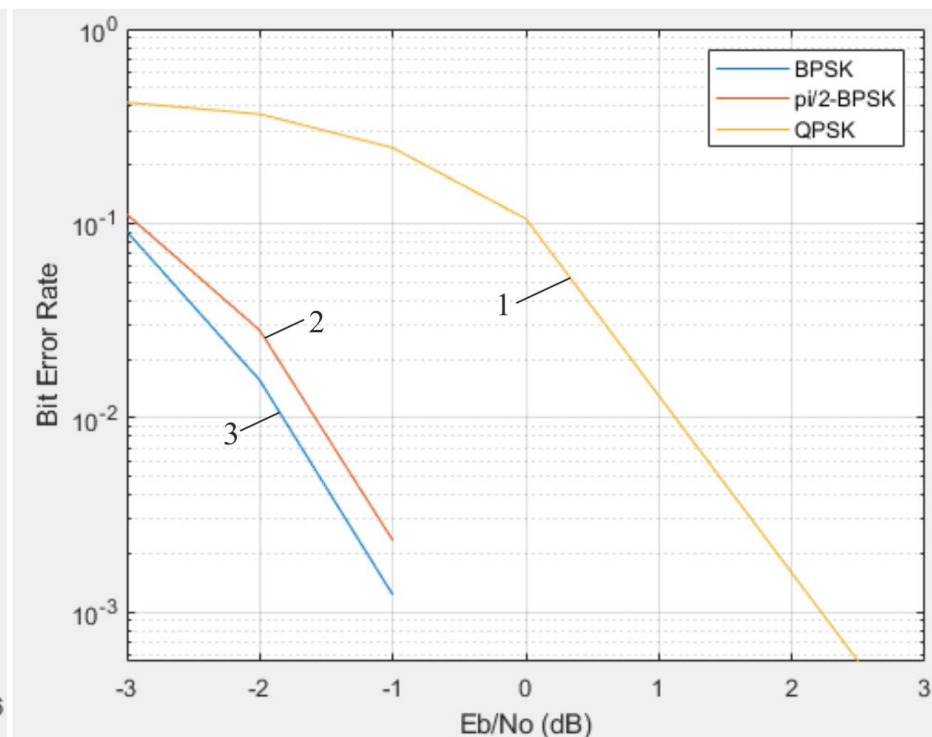


Рисунок 7.2 – Залежність ймовірності помилки на біт (BER) від відношення сигнал-шум (E_b/N_0) для системи зв'язку з полярним кодом ефективною швидкості $R=0.5$ і модуляцією (1 – QPSK; 2 – $\pi/2$ -BPSK; 3 – BPSK)

Слайд 8

Система зв'язку з полярними кодами, $R=0,05$

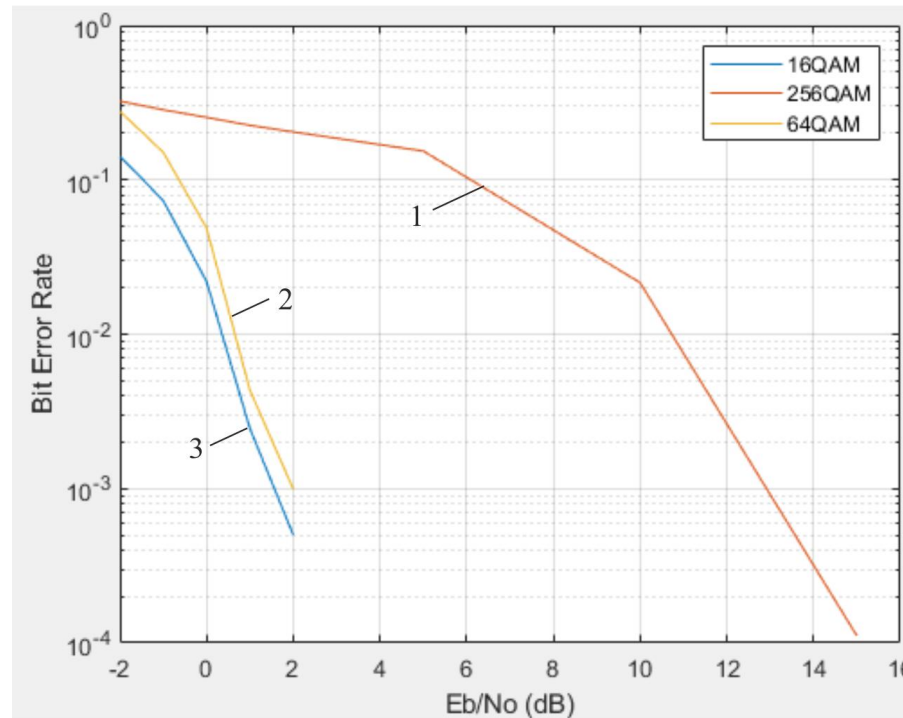


Рисунок 8.1 – Залежність ймовірності помилки на біт (BER) від відношення сигнал-шум (E_b/N_0) для системи зв'язку з полярним кодом ефективної швидкості $R=0.05$ і модуляцією (1 – 256-QAM; 2 – 64-QAM; 3 – 16-QAM)

Слайд 9

Схема моделі прийняття рішення про режим модуляції цифрової системи зв'язку

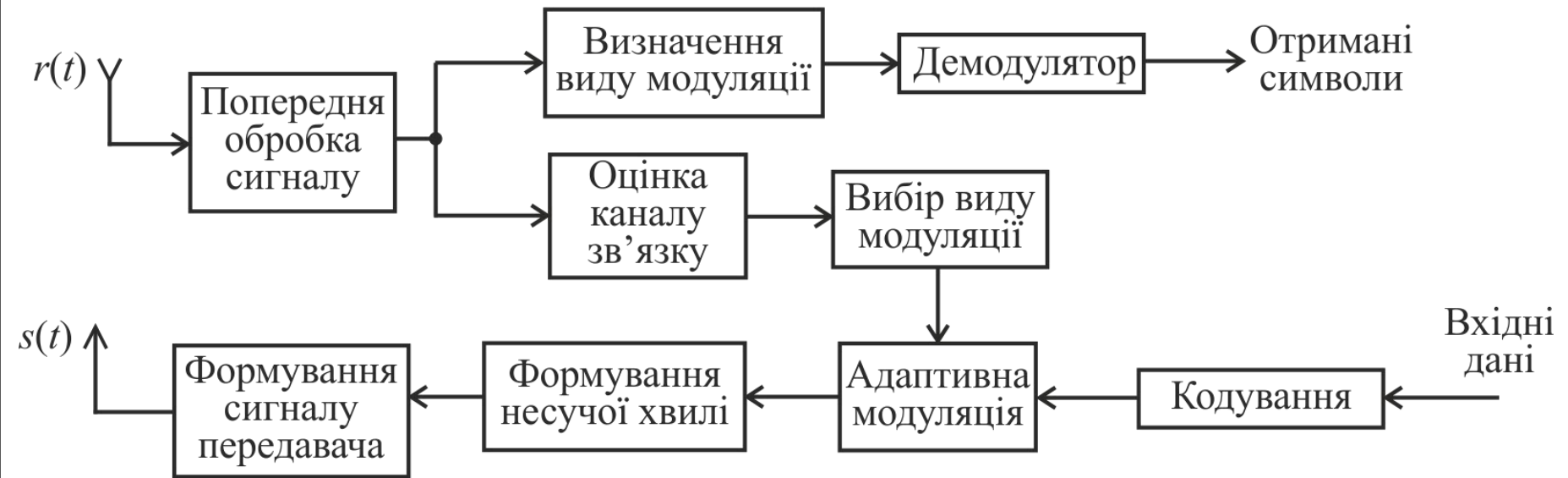


Рисунок 9.1 – Структурна схема прийомо-передавача з концепцією прийняття рішення про режим модуляції цифрової системи зв'язку

Слайд 10

Дослідження залежностей коефіцієнта бітових помилок від ефективної кодової швидкості

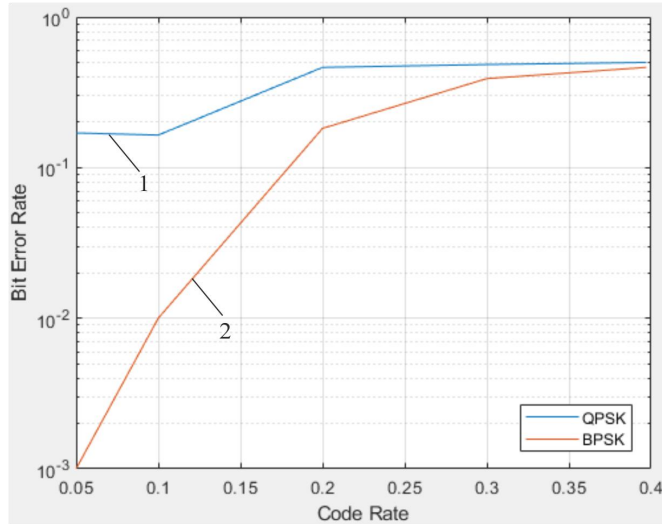


Рисунок 10.1 – Залежність BER від ефективної швидкості коду при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності шуму $E_b/N_0 = -8$ дБ для модуляції: (1 – QPSK; 2 – BPSK)

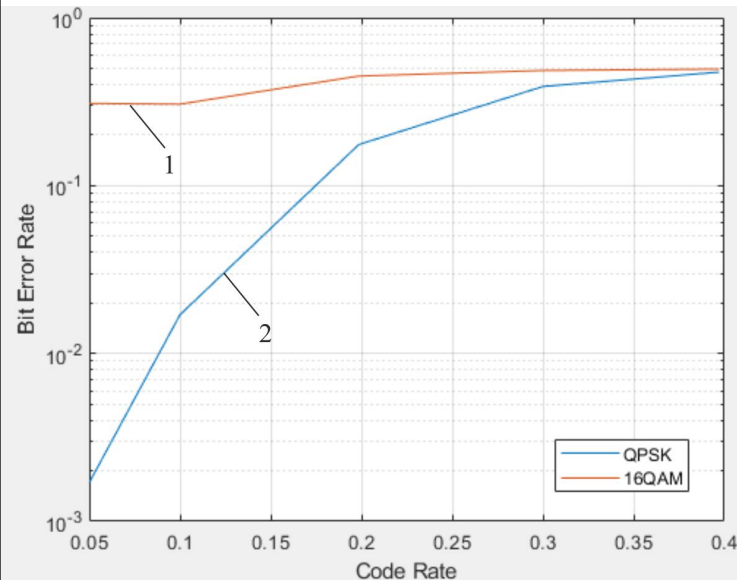


Рисунок 10.2 – Залежність BER від ефективної швидкості коду при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму $E_b/N_0 = -5$ дБ для модуляції: (1 – 16-QAM; 2 – QPSK)

Слайд 11

Simulink модель системи зв'язку з модуляцією QPSK

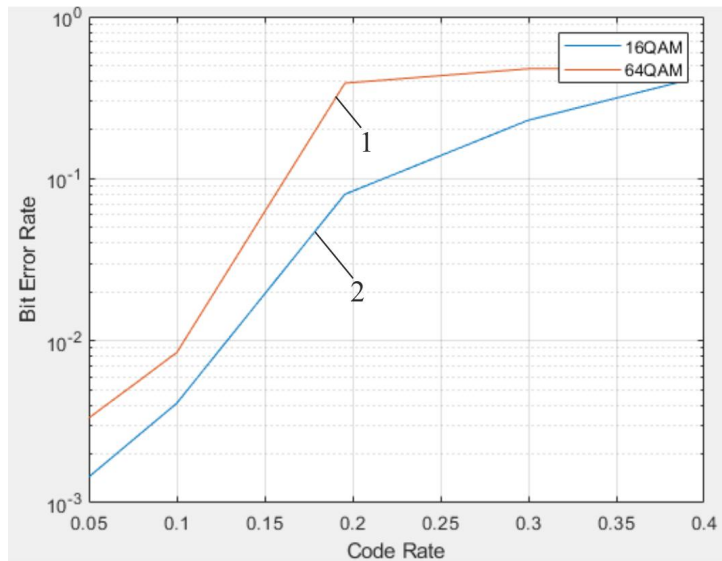


Рисунок 11.1 – Залежність BER від ефективної швидкості коду при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму

$E_b/N_0 = 1$ дБ для модуляції: (1 – 64-QAM; 2 – 16-QAM)

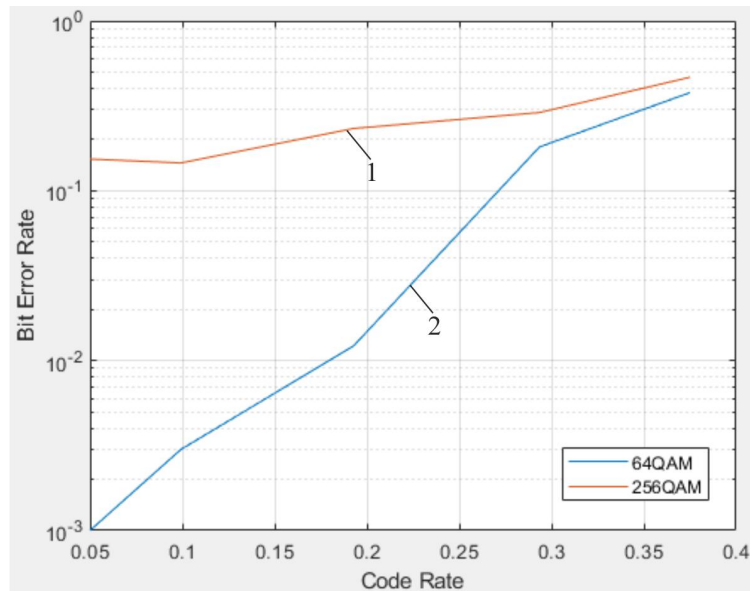


Рисунок 11.2 – Залежність BER від ефективної швидкості коду при відношенні енергії біта до спектральної густини потужності-шуму

$E_b/N_0 = 5$ дБ для модуляції: (1 – 256-QAM; 2 – 64-QAM)

Слайд 12

Алгоритм адаптивного вибору виду модуляції для кодової швидкості $R=0,5$

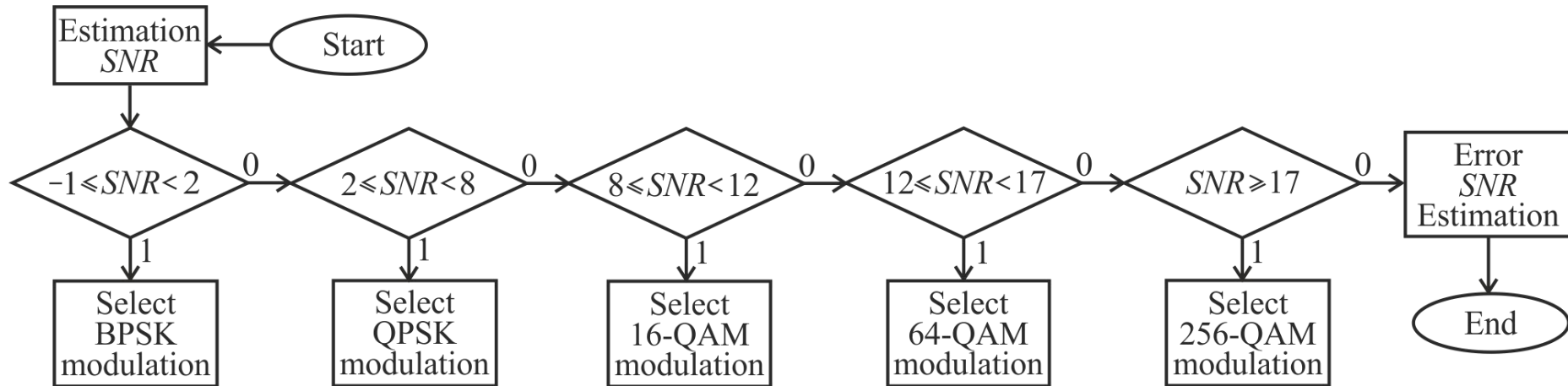


Рисунок 12.1 –Алгоритм адаптивного вибору виду модуляції у телекомунікаційному каналі з полярними кодами

ВИСНОВКИ

1. Основною особливістю полярних кодів є явище поляризації бітового каналу, в якому частка каналів, ємність яких наближається до 1, стає близькою до пропускну здатності каналу зв'язку, а ємність каналів, що залишилися, наближається до нуля.

2. Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,5$ найбільшій швидкості передачі 8 біт на символ можна досягти використанням модуляції 256-QAM при відношенні сигнал-шум більше 17 дБ. Модуляція 64-QAM зменшує швидкість передачі у $\frac{3}{4}$ рази, але зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 3,5 дБ. Модуляція 16-QAM зменшує швидкість передачі у 2 рази (у порівнянні з модуляцією 256-QAM), але зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 7 дБ при помилці $BER=1E-3$.

3. Для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 1дБ, модуляція 16-QAM з полярним кодом ефективніше 64-QAM і 256-QAM, частота появи помилок зменшується майже у два рази, а для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 4дБ, частота появи помилок зменшується у двадцять разів. Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,5$ модуляція BPSK ефективніше модуляції QPSK на 3 дБ, помилка $BER=1E-3$ досягається при меншому відношенні сигнал-шум.

4. Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,05$ найбільшій швидкості передачі 8 біт на символ з помилкою $BER=1E-3$ можна досягти використанням модуляції 256-QAM при відношенні сигнал-шум більше 13 дБ. Використання модуляції 64-QAM і 16-QAM зменшує вимоги до відношення сигнал-шум на 11 дБ при помилці $BER=10^{-3}$.

Додаток Б
(довідковий)
Апробація роботи



МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ

Хмельницький національний університет

Військовий інститут Київського національного університету
ім. Тараса Шевченка

ПВНЗ "Університет економіки і підприємництва"

Вінницький національний технічний університет

Західноукраїнський національний університет

Інтелектуальний потенціал - 2020

збірник наукових праць молодих науковців і студентів

сформовано за матеріалами
Всеукраїнської науково-практичної конференції
молодих науковців і студентів
«Інтелектуальний потенціал – 2020»

9-10 листопада 2020 р.

Частина 1

Хмельницький
2020

ББК 74.480.278
С.88

«Інтелектуальний потенціал – 2020» - збірник наукових праць молодих науковців і студентів / Колектив авторів – Хмельницький: ПВНЗ УЕП, 2020. – Частина 1. – 100 с.

Відповідальний редактор: Желавська Н.В.

Відповідальний за випуск: Чециун В.М.

Редакційна колегія:

*Желавський О.Б.
Ктьоц Ю.П.
Чециун В.М.
Тимофеева Л.В.*

4. M. Bhowmik and P. Malathi, "Load balancing using game theory in cognitive radio network," 2016 International Conference on Computing, Communication and Automation (ICCCA), Noida, 2016, pp. 582-587. doi: 10.1109/CCAA.2016.7813788

5. D. Block, D. Töws and U. Meier, "Implementation of efficient real-time industrial wireless interference identification algorithms with fuzzified neural networks," 2016 24th European Signal Processing Conference (EUSIPCO), Budapest, 2016, pp. 1738-1742. doi: 10.1109/EUSIPCO.2016.7760546

Моделювання транспортного каналу з полярними кодами для мобільного зв'язку п'ятого покоління

Ніколайчук І. А.

Науковий керівник – к.т.н., доц. Пятін І.С.
Хмельницький національний університет

Технології завадостійкого кодування є невід'ємною частиною сучасних систем зберігання і передачі інформації. Протягом розвитку теорії завадостійкого кодування було побудовано велике число різноманітних кодів, що виправляють помилки. Однак їх характеристики залишаються далекими від теоретичних меж, а ймовірність помилки декодування, демонстрована ними при використанні в системах передачі інформації, виявляється гірше принципово досяжної. Однією з причин цього є неможливість практичного використання оптимальних алгоритмів декодування, складність яких виявляється надмірно високою. Одним з головних методів підвищення надійності та ефективності передачі даних по каналах цифрового та супутникового зв'язку є завадостійке кодування. Полярні коди [1] досягають пропускну здатності двійкового симетричного каналу без пам'яті (ДСКБП), також відрізняються простотою побудови, кодування і декодування.

Кодування. Полярний код C задається набором параметрів (N, K, A_c) , де N - довжина кодового слова; K - розмір інформаційної частини кодового слова; A_c - множина «заморожених» символів, що грають роль перевіірочних символів, $|A_c| = N - K$, $A_c \subset \{0, \dots, N-1\}$.

Множина A_c може бути отримано за допомогою поляризації каналу. Поляризація каналу описується лінійним перетворенням, що задається матрицею $F^{\otimes n}$, де F - ядро поляризації; $F = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}$; $\otimes n$ - n -кратний добуток матриць Кронекера; $n = \log_2 N$, N - довжина кодового слова.

Процедура кодування описується виразом $x_1^N = u_1^N G_N$, де x_1^N - кодове слово; u_1^N - вектор, що включає інформаційні символи ($u_i \in A_c, 1 \leq i \leq N$) і «заморожені» біти ($u_i \in A_c, 1 \leq i \leq N$); G_N - породжуюча матриця, що задається виразом $G_N = B_N F^{\otimes n}$, де B_N - матриця перестановок.

Для здійснення операції поляризації необхідно провести трансформацію скалярного каналу в векторний канал, ототожнюючи його з функцією щільності умовної ймовірності вихідного символу. Це досягається за рахунок створення копій ДСК рекурсивним способом, як представлено на рис. 1.

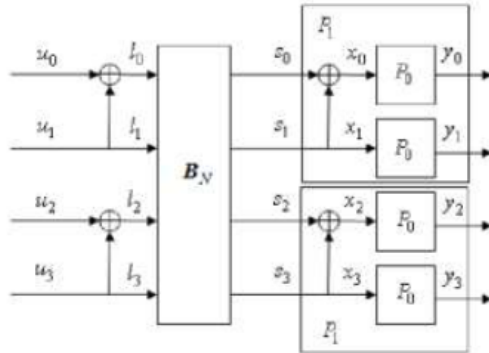


Рисунок 1 – Рекурсивний спосіб формування кодового вектора

Рекурсія починається з 0-го рівня ($n = 0$) за допомогою застосування тільки одного примірника P , і йому ставиться у відповідність $P_0 = P$. На першому рівні рекурсії схема поєднує в собі дві незалежних копії P_0 , тим самим ми отримуємо канал P_1 з ймовірністю переходів $P_1(y_0 | y_1 | u_0, u_1) = P(y_0 | u_0 \otimes u_1) \cdot P(y_1 | u_1)$. Схема побудови такої системи кратна степені 2, починаючи з нуля. На рис. 1.2 матриця перестановок B_N має входи $(l_0, l_1, l_2, \dots, l_{N-1})$.

Загальна форма рекурсивної залежності дорівнює: $P_N(y_0^{N-1} | u_0^{N-1}) = P^N(y_0^{N-1} | u_0^{N-1} \cdot G_N)$. Процес формування матриці B_N задовольняє наступним співвідношенням (для випадку $m = 2$): $l_0 \rightarrow s_0$, $l_1 \rightarrow s_2$, $l_2 \rightarrow s_1$, $l_3 \rightarrow s_3$. Тобто, входи ранжуються по парних і непарних номерах (залежить від нульової точки - нумерація з «0» або «1»), їм ставляться у відповідність виходи, які нумеруються строго по порядку з

нульової точки. Вказаний метод полягає у поданні $P_N(y_0^{N-1} | u_0^{N-1})$ як сукупності $P' = \{P_N^{(i)}(y_0^{N-1}, u_0^{N-1} | u_i), 0 \leq i \leq N\}$ двійкових каналів, що представлено на рис 2.

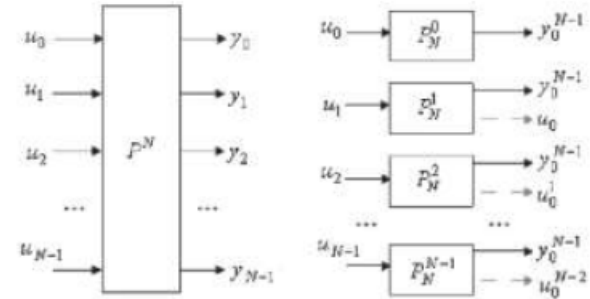


Рисунок 2 – Еквівалентні схеми векторного і скалярного каналів

Декодування. Для декодування полярних кодів використовується алгоритм послідовного виключення (SC). Алгоритм заснований на розрахунку коефіцієнта правдоподібності для кожного символу на кожному рівні поляризації каналу. Число вузлів визначається як $N(\log_2 N + 1)$. Також варто відзначити, що SC-декодування є алгоритмом з м'яким рішенням.

Застосування м'яких методів обробки отриманих даних дозволяє домогтися додаткового енергетичного виграшу, а застосування полярних кодів є новим етапом розвитку кодових методів обробки інформації. Пропускна здатність ДСК визначається співвідношенням $C_{ДСК} = 1 + (1 - \varepsilon) \cdot \log_2(1 - \varepsilon) + 2 \cdot \log_2 \varepsilon$, де ε - ймовірність помилки на біт. У випадку застосування двійкового стираючого каналу зв'язку (ДСКЗ), пропускна здатність дорівнює

$$C_{ДСКЗ} = 1 - q + (1 - p - q) \cdot \log_2 \frac{1 - p - q}{1 - q} + p \cdot \log_2 \frac{p}{1 - q}, \text{ де } q - \text{ймовірність}$$

стирання, а p - ймовірність помилки стертого символу [16]. Очевидно, що $C_{ДСК} \leq C_{ДСКЗ}$, причому рівність досягається при значенні $p, \varepsilon \rightarrow 0$. Позначимо через величину $C_{МД}$ пропускну здатність каналу зв'язку при м'яких методах обробки символів, тоді $C_{ДСК} \leq C_{МД} \leq C_{ДСКЗ}$.

Технологія обробки полярних кодів (ПК) спирається на перетворення безперервного каналу зв'язку в систему векторних каналів з перехресними зв'язками і повним виключенням з аналізу прийнятої послідовності тих каналів, в яких передача бітів виявляється ненадійною. Пропускна здатність

таких каналів прийнято вважати рівною нулю (канали вважаються «замороженими»), а відновлення даних здійснюється за рахунок інформації, отриманої з надійних каналів. За рахунок використання ПК досягається підвищення енергетичної ефективності системи зв'язку. Однак, для полярних кодів, результат кожного кроку декодування повністю залежить від достовірності оцінок інформаційних бітів попередніх кроків.

Перелік посилань

1. V. Bioglio, C. Condo and I. Land, "Design of Polar Codes in 5G New Radio," in *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, pp.1, Jan. 2020, <https://doi.org/10.1109/COMST.2020.2967127>.
2. Z. B. Kaykac Egilmez, L. Xiang, R. G. Maunder and L. Hanzo, "The Development, Operation and Performance of the 5G Polar Codes," in *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 22, no. 1, pp. 96-122, Firstquarter 2020, <https://doi.org/10.1109/COMST.2019.2960746>.
3. J. Bae, A. Abotabl, H. Lin, K. Song and J. Lee, "An overview of channel coding for 5G NR cellular communications," *APSIPA Transactions on Signal and Information Processing*, 8, E17. 2019, <https://doi.org/10.1017/ATSIP.2019.10>.

Проблема верифікації протоколів когерентності пам'яті

Огнєвий О.В.

Хмельницький національний університет

Мультипроцесори із загальною пам'яттю відносяться до базових класів високопродуктивних обчислювальних систем. Останнім часом такі системи отримали розвиток у формі багатоядерних мікропроцесорів, які об'єднують кілька процесорів (ядер) на одному кристалі. Характерно, що кількість ядер таких мікропроцесорів постійно збільшується. Розробкою багатоядерних мікропроцесорів і мультипроцесорних комплексів займаються в основному зарубіжні фірми (зокрема, IBM, Intel і AMD).

Основною проблемою, що виникає при створенні мультипроцесорів із загальною пам'яттю, є забезпечення узгодженого (когерентного) стану пам'яті. Кожне ядро має в своєму складі локальну кеш-пам'ять, через що в системі можуть співіснувати кілька копій одних і тих же даних: одна копія в основній пам'яті і кілька копій в кеш-пам'яті процесорів. При зміні будь-якої копії інші копії повинні бути або видалені, або змінені певним узгодженим чином. За це відповідають так звані контролери когерентності - пристрої підсистеми пам'яті, об'єднані в мережу що взаємодіють один з одним по спеціальному протоколу - протоколу когерентності.

Розробка механізмів, що відповідають за когерентність пам'яті, здійснюється в два етапи: проектування протоколу когерентності і реалізація

Наукове видання

«Інтелектуальний потенціал – 2020» - збірник наукових праць молодих науковців і студентів / Колектив авторів – Хмельницький: ПВНЗ УЕП, 2020. – Частина 1. – 100 с..

Відповідальність за зміст текстів і якість редагування матеріалів покладена на авторів і наукових керівників.

Комп'ютерна верстка: Чешун В.М.
Дизайн Хмельовський В.Р.

Здано до складання 09.11.20. Підписано до друку 09.11.20. Формат 60х84/16. Папір друкарський. Тираж 50 прим. Умовних друкованих аркушів – 7,5.

Редакційний відділ ПВНЗ УЕП 29016, м. Хмельницький, вул. Львівське шосе, 51/2.

ББК 74.480.278
С.88

Anti-Plagiarism v-15.257

Максимальное совпадение с одним документом 1.0%

Словари проверки: en_US, ru_RU, ua_UA. Ошибок в документах: 9%

ID: 81740 Название: Моделювання транспортного каналу з полярними кодами для мобільного зв'язку п'ятого покоління Добавлено в БД: 2020-11-30 Авторы: Ніколайчук Іван Андрійович Руководители: Пятін Ілля Станіславович Консультанты: Опоненты: Полікаровських Олексій Ілліч	Документ		Суммарное совпадение по Базе Данных	
	Символы	Лексемы	Символы	Лексемы
	111366	957	1695 (2%)	20 (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: Моделювання транспортного каналу з полярними кодами для мобільного зв'язку п'ятого покоління

Автор: Ніколайчук Іван Андрійович

Спеціальність: 172 Телекомунікації та радіотехніка

Науковий керівник: к.т.н., доцент Пятін Ілля Станіславович

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 загальновживаних типових фраз і складають 3,86%

«10» листопада 2020 р.

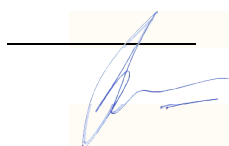
Науковий керівник

Завідувач кафедру ТР



Пятін І.С.

Бойко Ю.М.



Рецензія опонента

на дипломну роботу магістра Ніколайчука І.А. за темою:

«Моделювання транспортного каналу з полярними кодами для мобільного зв'язку п'ятого покоління»

Полярний код є лінійним блоковим кодом корекції помилок. Конструкція коду заснована на багаторазовій рекурсивній конкатенації короткого ядра коду, що перетворює фізичний канал в віртуальні зовнішні канали. Коли кількість рекурсій стає великою, віртуальні канали мають або високу надійність, або низьку надійність, а біти даних розподіляються по найбільш надійним каналам. Полярні коди досягають пропускну здатності двійкового симетричного каналу без пам'яті, також відрізняються простотою побудови, кодування і декодування, тому тема роботи актуальна.

Наукова новизна полягає у оцінці енергетичної ефективності цифрових систем зв'язку з полярними кодами, методи адаптивного вибору виду модуляції у телекомунікаційному каналі з полярними кодами.

Перший розділ присвячений огляду завадостійких кодів, які призначені для виявлення та виправлення помилок. Блокові коди добре справляються з великими пачками помилок, їх ефективність при частих, але невеликих помилках - гірше. Кращі завадостійкі коди дозволяють підвищити швидкість передачі інформації при низьких відношеннях сигнал-шум.

Другий розділ присвячений аналізу схем завадостійкого кодування сучасних систем зв'язку. У системах зв'язку для захисту інформації від помилок доцільно використання набору завадостійких кодів, що оброблюються на єдиній програмно-апаратній платформі. Для її реалізації потрібно застосування коротких надлишкових кодів, які доречні при захисті малих за обсягом сигналів управління і які можуть бути легко трансформовані в технології каскадного кодування або добутки кодів.

Третій розділ присвячений аналізу принципів декодування полярних кодів. Для усунення замирання в каналах зв'язку широке застосування отримала процедура перемеження. Найбільший практичний інтерес представляє псевдовипадковий перемежувач. Перемеження є важливою процедурою для боротьби з групуванням

помилки. Декодування, засноване на списку послідовного виключення може бути представлено у вигляді пошуку у двійковому дереві. Для боротьби з МСІ в більшості систем зв'язку широко використовуються еквалайзери, в яких характеристики каналу апіорі відомі або носять характер певної стаціонарності.

Четвертий розділ присвячений моделюванню транспортного каналу з полярними кодами. Для ефективної швидкості полярного коду $R=0,5$ найбільшій швидкості передачі 8 біт на символ можна досягти використанням модуляції 256-QAM при відношенні сигнал-шум більше 17 дБ. Для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 1дБ, модуляція 16-QAM з полярним кодом ефективніше 64-QAM і 256-QAM, частота появи помилок зменшується майже у два рази, а для відношення сигнал-шум (E_b/N_0) 4дБ, частота появи помилок зменшується у двадцять разів.

За змістом робота є докладною, викладення матеріалу послідовне і логічне. Наведені у роботі формули, моделі та висновки мають достатнє обґрунтування та пояснюються прикладами у випадках, де це потрібно. Мова викладення роботи є технічно грамотною та зрозумілою.

Серед недоліків роботи можна відмітити недостатньо розгорнутий аналіз особливостей декодування за алгоритмом послідовного виключення і їх відображення у Simulink-моделях.

В цілому, магістерська робота виконана на сучасному науково-технічному рівні і заслуговує оцінку «добре», а Ніколайчук І.А. – присвоєння кваліфікації магістра з спеціальності «Телекомунікації та радіотехніка».

Завідувач кафедри автоматизацій,
комп'ютерно-інтегрованих технологій і
телекомунікацій, професор



Мартинюк В.В.