

**МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ ТА НАУКИ УКРАЇНИ  
СУМСЬКИЙ ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ  
КАФЕДРА ЕЛЕКТРОНІКИ І КОМП'ЮТЕРНОЇ ТЕХНІКИ**

**ПОЯСНОВАЛЬНА ЗАПИСКА**

До кваліфікаційної роботи бакалавра на тему:

«Телекомунікаційний пристрій захисту від помилок на основі БЧХ  
кодів»

ЗАВІДУЮЧИЙ КАФЕДРИ  
КЕРІВНИК  
РОЗРОБИВ СТУДЕНТ гр. ТК-71

А. С. Опанасюк  
І. А. Кулик  
Д. С. Астахов

## РЕФЕРАТ

У даній кваліфікаційній роботі бакалавра розроблений пристрій захисту від помилок на основі БЧХ кодів.

Призначенням цього пристрою є захист від помилок в телекомунікаційних мережах.

БЧХ кодування можна ефективно застосовувати в телекомунікаційному пристрою захисту від помилок, тому що він найбільш оптимально підходить для реалізації повідомлень відповідно до технічних вимог, а саме до таких вимог як, створення коду з попередньо виправленими властивостями, тобто мінімальний простір коду.

В роботі побудовано функціональну схему пристроя захисту від помилок в якій використовуються D-тригери мікросхеми SN74ALS74N і суматори SN74ALS86.

Дипломний проект бакалавра містить 41 сторінок тексту, 11 рисунків, 1 таблиць, схеми-алгоритму та функціональну схему пристрою захисту від помилок.

## ЗМІСТ

<b>СПИСОК УМОВНИХ ПОЗНАЧОК</b> .....	4
<b>ВСТУП</b> .....	5
<b>1. ОГЛЯД ЛІТЕРАТУРИ І ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ ПРОЕКТУВАННЯ</b> ..	6
.....	6
<b>1.1 Класифікація і загальні структури телекомунікаційних мереж та систем</b> .....	6
<b>1.2 Моделі помилок в каналах зв'язку</b> .....	9
<b>1.3 БЧХ-кодування в телекомунікаційних системах і мережах</b> .....	12
<b>1.4 Постановка завдання проектування</b> .....	17
<b>2. ВИБІР СПОСОБУ ЗАХИСТУ ВІД ПОМИЛОК</b> .....	19
<b>3. РОЗРОБКА СТРУКТУРНОЇ СХЕМИ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОГО ПРИСТРОЮ</b> .....	21
<b>3.1 Розробка формату повідомлення</b> .....	21
<b>3.2 Алгоритм функціонування ПЗП</b> .....	26
<b>3.3 Розробка структурної схеми ПЗП</b> .....	28
<b>4. РОЗРОБКА ПРИСТРОЯ ФАЗУВАННЯ ПО ЦИКЛУ</b> .....	33
<b>5. ВИБІР ЗАВОДОСТІЙКОГО КОДУ</b> .....	36
<b>6. ТЕХНІЧНА РЕАЛІЗАЦІЯ КОДУЮЧИХ ПРИСТРОЇВ</b> .....	39
<b>ВИСНОВОК</b> .....	42

					<i>ЕЛТ 6.172.229 ПЗ</i>				
Зм.	Лист	№ докум	Підпис	Дата	Телекомунікаційний пристрій захисту від помилок на основі БЧХ кодів. Пояснювальна записка	Лит.	Лист	Листів	
Розроб.		Астахов Д.С.		01.06				3	
Перевір.		Кулик І. А.		01.06					
Реценз.									
Н. Контр.		Кулик І. А.		01.06					
Затверд.		Орланська А.С.		01.06				<i>СумДУ гр. ТК-71</i>	

## СПИСОК УМОВНИХ ПОЗНАЧОК

ПЗП – пристрій захисту від помилок.

ЗЗ – зворотній зв'язок.

ТКС – телекомунікаційні системи.

СПД – система передачі даних.

КЗ – канал зв'язку.

ППС – пристрій перетворення сигналу.

КОД – кінцеве обладнання даних.

					<i>ЕлІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		4

## ВСТУП

Сучасні системи передачі даних складаються з великої кількості пристроїв. Завдяки чудовій продуктивності всього пристрою, вони отримують безліч кваліфікованих функцій.

У системі зі зворотним зв'язком (ОС) є можливість отримати по зворотному каналу електрозв'язку інформацію про конкретний характер помилок і кожному окремому відрізку повідомлення і в міру його передачі змінювати вводиться надмірність і режим прийому сигналів. В результаті такого методу передачі сигналів даних можна істотно підвищити вірність обміну даними при більшій середньої швидкості передачі або меншою затримки повідомлень.

Виграш систем з ОС полягає в тому, що при незалежності помилок в прямому і зворотному каналах і в разі використання зворотніх каналів, які характеризуються значно меншою ймовірністю помилкового прийому сигналів, ніж в прямих каналах. Будівництво систем ОС часто полегшується тим, що між двома пунктами як правило повинен бути двосторонній зв'язок.

Однією з перешкод для системи передачі даних є пристрій захисту від помилок. Доступні для отримання та розповсюдження.

Пристрій, що захищає від помилок, повинен виконувати всі призначені завдання, відповідати технічним вимогам і мати швидкість, яка не перевищує встановлене значення.

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		5

# 1. ОГЛЯД ЛІТЕРАТУРИ І ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ ПРОЕКТУВАННЯ

## 1.1 Класифікація і загальні структури телекомунікаційних мереж та систем

Телекомунікаційні системи та мережі поділяють за призначенням, принципами побудови та приналежністю.

За функціональним призначенням мережі поділяються на транспортні мережі та мережі доступу.

Транспортна мережа, або ядро мережі – це універсальна мережа, що реалізує функцію яка відповідає за транспортування / комутацію , а також об'єднує окремі мережі доступу відстежуючи проходження трафіка між ними високошвидкісними каналами. До складу цієї мережі можуть входити:

1. Транзитні вузли, які відповідають за такі функції як перенесення і комутація;
2. Кінцеві вузли, які забезпечують надійний доступ абонентів до транспортної мережі;
3. Сервери сигналізації, відповідають за функції обробки інформації сигналізації, а також за управління викликами та з'єднаннями;
4. Шлюзи, відповідають за можливість підключення різнорідних (апаратні та програмні) несумісних між собою мереж зв'язку.

Сервери сигналізації можуть бути встановлені в окремих пристроях, призначених для обслуговування декількох вузлів комутації. Використання загальних серверів дозволяє розглядати їх як розподілену мережу з єдиною системою комутації. Це не тільки спрощує алгоритми підключення, але і є найбільш економічним для операторів зв'язку, оскільки вони можуть замінити дорогі системи комутації з високою пропускнуою спроможністю невеликими, гнучкими і недорогими системами. [1]

Мережа доступу - це системна мережева інфраструктура, яка концентрує потік інформації від призначеного для користувача устаткування і складається з абонентських ліній, вузлів доступу і систем передачі, які з'єднують призначені для користувача термінали з точкою агрегації трафіку.

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		6

Телекомунікаційні мережі діляться на наступні групи в залежності від того, до якого відомства вони належать:

1. Комунікаційні мережі загального користування;
2. Виділені мережі зв'язку;
3. Технологічні мережі зв'язку;
4. Мережі спеціального призначення.

Комунікаційні мережі загального користування (ЗК) - призначений для надання телекомунікаційних послуг кожному користувачеві. Мережа зв'язку ЗК є серією взаємодіючих мереж зв'язку, включаючи мережі зв'язку для розповсюдження теле- та радіопрограм.

Виділені технологічні, а також мережі зв'язку спеціального призначення утворюють групу мереж з обмеженим використанням (ОБК). Виділені мережі зв'язку - це мережі, призначені для надання послуг обмеженому числу користувачів. На відміну від загальних мереж, такі мережі можуть взаємодіяти один з одним. [5]

Технологічні мережі зв'язку призначений для забезпечення виробничої діяльності організацій і управління процесами.

Телекомунікаційні мережі діляться по типу абонентських терміналів, використовуваних в ТКС:

1. На фіксовані мережі зв'язку, які забезпечують підключення фіксованих абонентських терміналів;
2. Стільникові мережі, що з'єднують мобільні абонентські термінали.

Телекомунікаційні мережі традиційно діляться на первинні і вторинні мережі. Первинна мережа складається з серії каналів і трактів передачі, утворених обладнанням вузлів і лініями передачі, які з'єднують ці вузли. Первинна мережа надає канали передачі вторинної мережі для формування каналів зв'язку. Вторинна мережа - це сукупність каналів зв'язку, які формуються на основі первинної мережі за допомогою їх комутації (маршрутизації) в вузлах комутації та організації зв'язку між учасниками-користувачами.

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		7

Залежно від типу передавальної мережі:

1. Дротові (аналогові та цифрові мережі; кабельні та волоконно-оптичні мережі),
2. Бездротові та радіомережі (стілникові, магістральні та супутникові мережі).

За кількістю підтримуваних в мережі мережевих технологій і протоколів ТКС ділиться на однорідні і гетерогенні, які також називаються неоднорідні. Однорідні мережі зазвичай працюють на основі єдиної телекомунікаційної технології (IP, ATM, MPLS). Неоднорідні мережі - це мережа зв'язку, яка дозволяє передавати різні типи інформації з використанням різних технологій і протоколів передачі.

За видами комутації:

1. Комутовані;
2. Некомутовані.

Перемикання повідомлень між вузлами «відправника-одержувача» не створює фізичних з'єднань, а мережеві вузли дозволяють збирати (буферизувати) повідомлення та відправляти їх за вказаним маршрутом відповідно до зазначеної системи.

Під час перемикання пакетів повідомлення користувача поділяються на менші частини – пакети і кожен пакет містить поля обслуговування та поле даних. При комутації пакетів існує два основних режими передачі даних – перший, це режим віртуального з'єднання, тобто між вузлами встановлюється і підтримується логічне з'єднання яке називається віртуальний канал. Друге – дейтаграмна служба – коли пакет передається між мережними вузлами незалежно один від одного.

За адміністративним розподілом мережі поділяють на:

1. Магістральна мережа, яка відповідає за зв'язок телекомунікаційних вузлів країни в цілому, також забезпечує передачу потоків повідомлень між зональними мережами;
2. Регіональна мережа – мережа, яка побудована в межах території одного або декількох регіонів країни;
3. Місцева мережа, що утворюються в межах адміністративної або іншим чином визначеної території і не належать до регіональних мереж зв'язку;



4. Міжнародна мережа - загальнодоступна мережа, підключена до мереж зв'язку за кордоном.

За характером топології мережі діляться на повнозв'язні мережі, тобто мережі, в яких кожен вузол в мережі підключений до всіх інших вузлів, і неповнозв'язні. При великій кількості підключених вузлів мережа вимагає безліч каналів зв'язку і її складно реалізувати через технічні труднощі і високих витрат. В результаті переважна більшість мереж є неповнозв'язні. Незважаючи на те, що для заданої кількості вузлів у неповнозв'язній мережі може бути досить велика кількість варіантів підключення мережевих вузлів, на практиці зазвичай використовується кілька базових схем з'єднання вузлів (топологій) мережі.

Відповідно до цих топологій телекомунікаційні мережі поділяють на такі основні класи:

1. Зірка (зіркоподібна), коли всі мережеві вузли підключені до центрального вузла;
2. Кільцева, коли всі вузли підключені до одного замкнутого кільцевого каналу;
3. Шинна, коли всі мережеві вузли підключені до відкритого каналу, який зазвичай називають шиною;
4. Ієрархічна топологія - топологія типу «дерево».

## 1.2 Моделі помилок в каналах зв'язку

У каналах передачі, зберігання, обробки та розповсюдження інформації існує велика кількість втручань різного фізичного характеру. Це можуть бути випадкові або навмисні електромагнітні перешкоди, шум та забруднення і дефекти в оптичних, магнітних та напівпровідникових матеріалах взаємні порушення функціональних блоків пристроїв, тощо. Порушення призводять до помилок в отриманій інформації, яка поділяється на випадкову та залежну.

Модуль помилок - це фазований пакет помилок, межі якого відомі. Найбільш типовим прикладом модульних відмов є відмови, що спостерігаються в системі пам'яті, заснованої на многобітовій пам'яті БИС ЗУ.

Наприклад, в 16-бітній системі пам'яті, реалізованої на мікросхемах з чотирирозрядний виходами, найбільш характерні модульні помилки тривалістю в 4 пов'язані з помилками в індивідуальній пам'яті БИС ЗУ. Пакети і модулі бувають як одиночними, так і множинними. [2]

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		9

Помилки поділяються на симетричні, асиметричні та односпрямовані помилки відповідно до ймовірності їх виникнення. Симетричні помилки характерні для двійкового симетричного каналу (ДСК). У цьому каналі ймовірність переходу "0" → "1", "1" → "0" однакова і дорівнює  $p$ .

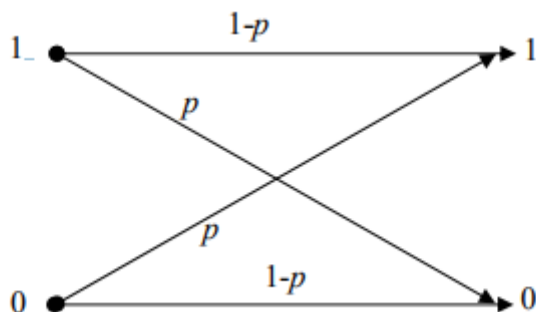


Рисунок 1 - Модель ДСК

В асиметричному каналі ймовірність переходу "0" → "1" і "1" → "0" різні, а повністю асиметричному каналі одна з ймовірностей переходу, наприклад «0» → «1» буде дорівнювати завжди нулю.

Односторонні помилки - це помилки, коли у всіх бітах повідомлення присутні тільки нулі або одиниці.

Реальні канали передачі інформації також описуються моделями, за допомогою яких можливо вибрати відповідні коди і методи їх обробки, щоб ефективно обробляти помилки.

Найбільш широко використовувана модель каналу з невідомим місцем розташування помилок, як при кодуванні, так і під час декодування інформації.

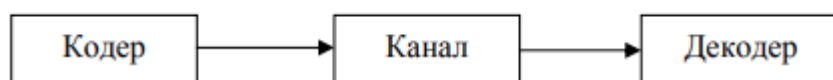


Рисунок 2 - Модель каналу з помилками

На практиці також використовується канал зі стиранням. Стирання - це помилка, положення якої відомо при декодуванні, але невідомо справжній стан помилкового розряду



Рисунок 3 - Модель каналу з стиранням

Канал з дефектами симетричний каналу зі стираннями, тобто відомо місцезнаходження помилок через дефекти при кодуванні інформації. Водночас відомо, в якому стані є дефекти.



Рисунок 4 - Модель каналу з дефектами

Застосування діагностичного обладнання дозволяє визначати розташування відмов елементів пам'яті супер-ЕОМ і цю інформацію зберігати в додатковій пам'яті для обходу відмовили осередків. В цьому випадку відоме місце розташування помилок при кодуванні, так і при декодування інформації.

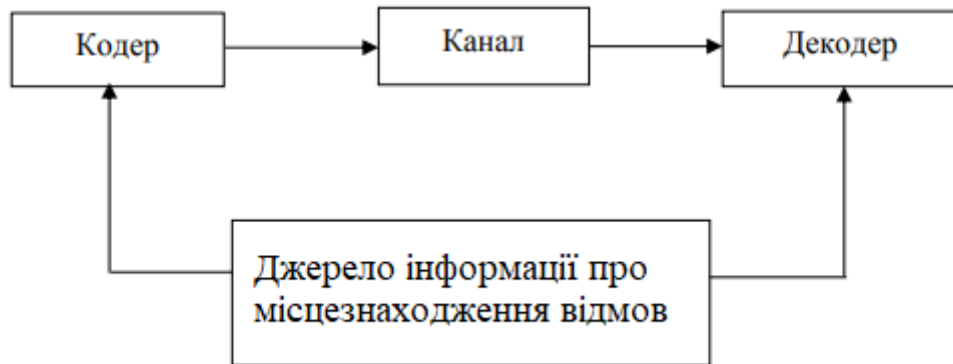


Рисунок 5 - Модель каналу з відмовами

У каналах передачі даних, в яких помилки рідкісні (волоконно-оптичні лінії зв'язку) ефективним є режим виявлення помилок з подальшою передачею сигналу про неправильно прийняте повідомлення і повторну передачу повідомлення. Дана ситуація добре описується за допомогою моделі каналу зі зворотним зв'язком.

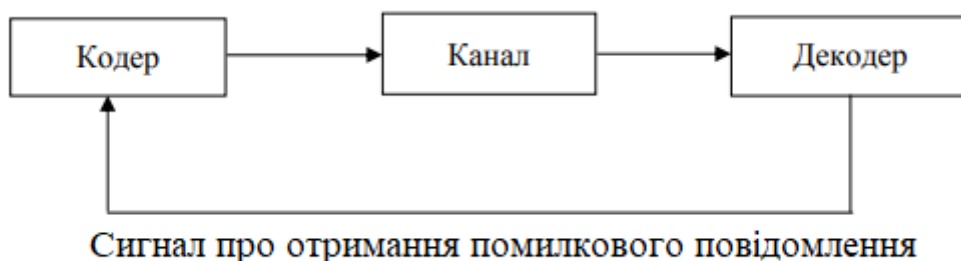


Рисунок 6 - Модель каналу зі зворотним зв'язком

### 1.3 БЧХ-кодування в телекомунікаційних системах і мережах

Коригувальні властивості циклічних кодів можна визначити на основі двох теорем:

1. Для будь-яких  $m$  і  $t$  існує циклічний код довжиною  $n = 2^m - 1$ , з кратністю гарантовано виправляється помилки  $t$  і числом перевірочних розрядів  $m$  не більше  $mt$ .

Точно так же, з огляду на довжину коду  $n$ , можна визначити кількість перевірочних бітів, необхідних для забезпечення необхідної можливості корекції.

Наприклад, при заданих  $n = 31$  і  $m = 5$  для різних  $t$  можна отримати:

$$t = 1, n - k = mt = 5 * 1 = 5 \rightarrow \text{Код } (31, 26).$$

$$t = 2, n - k = mt = 5 * 2 = 10 \rightarrow \text{Код } (31, 21).$$

$$t = 3, n - k = mt = 5 * 3 = 15 \rightarrow \text{Код } (31, 16).$$

2. Ця теорема дозволяє визначити породжуючий поліном для коду з зазначеними параметрами. Так же часто називають це теоремою БЧХ, так як вона була доведена Хоквінгом в 1959 р і незалежно від нього Боузом і Чоудхури в 1960 р.

Якщо серед коренів породжуючого полінома  $g(x)$  циклічного коду довжиною  $n = 2^m - 1$  міститься  $d_0 - 1$  послідовних ступенів  $\varepsilon^i, \varepsilon^{i+1}, \dots, \varepsilon^{i+d_{min}-2}$ , то тоді кодова відстань буде  $d_{min} \geq d_0$ .

Згідно з цим принципом будуються коди Боуза – Чоудхури - Хоквінгема (коди БЧХ).

Перед тим як розглянути БЧХ коди вкажемо пару позначень:

1.  $\varepsilon$  – примітивний елемент поля  $GF(2^m)$ .
2.  $m_i(x)$  – мінімальний многочлен елемента  $\varepsilon^i$ .

Примітивний код БЧХ - циклічний код, який генерує поліном  $g(x)$ , який дорівнює найменшому загальному кратному мінімальних поліномів  $m_1(x), \dots, m_{2t}(x)$ .

$$g(x) = \text{НОК } (m_1(x), \dots, m_{2t}(x)).$$

В такому випадку елементи

$$\varepsilon, \varepsilon^2, \dots, \varepsilon^{2t}$$

є розв'язком  $g(x)$ . Тобто  $g(\varepsilon^j) = 0$  для  $j = 1, 2, \dots, 2t$ . Тоді по теоремі БЧХ кодова відстань цього коду буде дорівнювати  $d_{min} \geq (2t + 1)$ .

Таким чином для будь-якого числа  $n = 2^m - 1$  і будь-якого  $t < 2^{m-1}$  визначен примітивний двійковий код БЧХ довжиною  $n$ , з кодовою відстанню  $d_{min} \geq (2t + 1)$  і числом перевірочних символів меншим або рівним  $mt$ .

Нижню межу мінімальної відстані коду можна збільшити до  $2t + 2$ . Для цього потрібно кількість коренів твірного полінома включити одиницю, мінімальний поліном якої дорівнює  $x + 1$ . Таким чином, код БЧХ с породжуючим многочленом  $g_1(x) = (x - 1)g(x)$  має кодову відстань  $d_{min} \geq (2t + 2)$ .

Для прикладу побудуємо породжує многочлен для коду БЧХ, що виправляє дві помилки ( $t = 2$ ), з  $n = 31$ . З першої теореми слід, що цей код побудований над полем Галуа  $GF(2^5)$  ( $m = 5$ ) і має  $r = mt = 5 \cdot 2 = 10$  перевірочних символів, звідки випливає, що це код  $(31,21)$ . Будемо вважати, що утворює поліном поля Галуа дорівнює  $p(x) = x^5 + x^2 + 1$ .

З теореми БЧХ слід, що породжує поліном  $g_{(31,21)}(x)$  цього коду повинен мати корні  $\epsilon, \epsilon^2, \epsilon^3, \epsilon^4$ . З іншого боку, з властивостей циклічних коду випливає, що поліном  $g_{(31,21)}(x)$  повинен бути дільником многочлена  $x^n + 1 = x^{31} + 1$ . Тепер необхідно визначити мінімальні многочлени, відповідні коріння полінома  $g_{(31,21)}(x)$ . Для цього проведемо розкладання полінома  $(x^{31} + 1)$  на множники, які і будуть мінімальними многочленами. Спочатку потрібно визначити коріння кожної з цих мінімальних многочленів. Механізм розкладання представлений формулою нижче [6]

$$x^{31} + 1 = \underbrace{m_1(x)}_{\substack{\epsilon \\ \epsilon^2 \\ \epsilon^4 \\ \epsilon^8 \\ \epsilon^{16}}} \cdot \underbrace{m_2(x)}_{\substack{\epsilon^3 \\ \epsilon^6 \\ \epsilon^{12} \\ \epsilon^{24} \\ \epsilon^{48} = \epsilon^{17}}} \cdot \underbrace{m_3(x)}_{\substack{\epsilon^5 \\ \epsilon^{10} \\ \epsilon^{20} \\ \epsilon^{40} = \epsilon^9 \\ \epsilon^{18}}} \cdot \underbrace{m_4(x)}_{\substack{\epsilon^7 \\ \epsilon^{14} \\ \epsilon^{28} \\ \epsilon^{56} = \epsilon^{25} \\ \epsilon^{50} = \epsilon^{19}}} \cdot \underbrace{m_5(x)}_{\substack{\epsilon^{11} \\ \epsilon^{22} \\ \epsilon^{44} = \epsilon^{13} \\ \epsilon^{26} \\ \epsilon^{52} = \epsilon^{21}}} \cdot \underbrace{m_6(x)}_{\substack{\epsilon^{15} \\ \epsilon^{30} \\ \epsilon^{60} = \epsilon^{29} \\ \epsilon^{58} = \epsilon^{27} \\ \epsilon^{54} = \epsilon^{23}}} \cdot \underbrace{m_7(x)}_{\epsilon^0}$$

Тепер розрахуємо ці многочлени:

$$\begin{aligned}
m_1(x) &= (x + \varepsilon)(x + \varepsilon^2)(x + \varepsilon^4)(x + \varepsilon^8)(x + \varepsilon^{16}) = 1 + x^2 + x^5; \\
m_2(x) &= (x + \varepsilon^3)(x + \varepsilon^6)(x + \varepsilon^{12})(x + \varepsilon^{24})(x + \varepsilon^{17}) = 1 + x^2 + x^3 + x^4 + x^5; \\
m_3(x) &= (x + \varepsilon^5)(x + \varepsilon^{10})(x + \varepsilon^{20})(x + \varepsilon^9)(x + \varepsilon^{18}) = 1 + x + x^2 + x^4 + x^5; \\
m_4(x) &= (x + \varepsilon^7)(x + \varepsilon^{14})(x + \varepsilon^{28})(x + \varepsilon^{25})(x + \varepsilon^{19}) = 1 + x + x^2 + x^3 + x^5; \\
m_5(x) &= (x + \varepsilon^{11})(x + \varepsilon^{22})(x + \varepsilon^{13})(x + \varepsilon^{26})(x + \varepsilon^{21}) = 1 + x + x^3 + x^4 + x^5; \\
m_6(x) &= (x + \varepsilon^{15})(x + \varepsilon^{30})(x + \varepsilon^{29})(x + \varepsilon^{27})(x + \varepsilon^{23}) = 1 + x^3 + x^5; \\
m_7(x) &= (x + \varepsilon^0) = 1 + x.
\end{aligned}$$

З цих двох формул видно, що корні  $\varepsilon$ ,  $\varepsilon^2$  і  $\varepsilon^4$  дорівнюють поліному  $m_1(x) = 1 + x^2 + x^5$ , а корень  $\varepsilon^3$  – поліному  $m_2(x) = 1 + x^2 + x^3 + x^4 + x^5$ , отже, утворюючий поліном розглянутого БЧХ коду (31,21) дорівнює найменшому спільному кратному цих многочленів, а оскільки вони є різними поліномами, їх найменше спільне кратне дорівнює їх творінню.

$$\begin{aligned}
g_{(31,21)}(x) &= m_1(x)m_2(x) = (1 + x^2 + x^5)(1 + x^2 + x^3 + x^4 + x^5) = \\
&= 1 + x^3 + x^5 + x^6 + x^8 + x^9 + x^{10}.
\end{aligned}$$

Кодування БЧХ коду повністю аналогічний кодування звичайним циклічним кодом. У разі несистематичного коду використовується множення на який утворює поліном, а в разі систематичного коду - пошук залишку від ділення  $x^r u(x)$ , де  $u(x)$  – інформаційний поліном, на утворюючий поліном  $g(x)$ .

Декодування БЧХ коду виконується за рахунок алгебраїчних або синдромних методів декодування. Принципом, що лежить в основі цього методу, є використання елементів поля Галуа для нумерації позицій елементів прийнятого кодового слова  $r(x)$ . [7]

$$\begin{array}{l}
\text{Значення: } [r_0 \quad r_1 \quad \dots \quad r_{n-1}] \\
\text{Локатори позицій: } 1 \quad \varepsilon \quad \dots \quad \varepsilon^{n-1}
\end{array}$$

Для визначення позицій помилок необхідно вирішити систему рівнянь над полем Галуа  $GF(2^m)$ , використаємо для побудови коду. Далі розглянемо, як вийде ця система рівнянь. [7]

Для цього розглянемо поліном помилок  $e(x)$  який представлений нижче

$$e(x) = e_{j_1} x^{j_1} + e_{j_2} x^{j_2} + \dots + e_{j_q} x^{j_q},$$

де  $q \leq t_{\text{випр.}}$  – число помилок в прийнятому слові  $r(x)$ .

Вибірка –

$$\{e_{j_1}, e_{j_2}, \dots, e_{j_q}\}, \quad e_j \in \{0, 1\}$$

називається вибіркою значень помилок, а відповідна йому вибірка

$$\{\varepsilon^{j_1}, \varepsilon^{j_2}, \dots, \varepsilon^{j_q}\}, \quad \varepsilon^j \in \text{GF}(2^m)$$

називається вибіркою локаторів помилок.

Синдроми при декодуванні БЧХ коду визначаються як значення прийнятих поліномів  $r(x)$  у кодових нулях, під якими розуміються  $2t$  коренів з послідовними степенями.

$$\begin{aligned} S_1 &= r(\varepsilon) \equiv e_{j_1}(\varepsilon)^{j_1} + e_{j_2}(\varepsilon)^{j_2} + \dots + e_{j_q}(\varepsilon)^{j_q}, \\ S_2 &= r(\varepsilon^2) \equiv e_{j_1}(\varepsilon^2)^{j_1} + e_{j_2}(\varepsilon^2)^{j_2} + \dots + e_{j_q}(\varepsilon^2)^{j_q}, \\ &\dots \\ S_{2t} &= r(\varepsilon^{2t}) \equiv e_{j_1}(\varepsilon^{2t})^{j_1} + e_{j_2}(\varepsilon^{2t})^{j_2} + \dots + e_{j_q}(\varepsilon^{2t})^{j_q}. \end{aligned}$$

Також необхідно відзначити, що для двійкових кодів вірна наступна рівність

$$S_{2i} = S_i^2.$$

Далі вводимо поліном локаторів помилок  $\sigma(x)$

$$\sigma(x) = \prod_{l=1}^q (1 + \varepsilon^{j_l} x) = 1 + \sigma_1 x + \sigma_2 x^2 + \dots + \sigma_q x^q,$$

корні якого дорівнюють зворотнім величинам локаторів помилок.



З усіх зазначених вище формул і виходить ключове рівняння, представлене в матричному вигляді:

$$\begin{bmatrix} S_{q+1} \\ S_{q+2} \\ \vdots \\ S_{2q} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} S_1 & S_2 & \cdots & S_q \\ S_2 & S_3 & \cdots & S_{q+1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ S_q & S_{q+1} & \cdots & S_{2q-1} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \sigma_q \\ \sigma_{q-1} \\ \vdots \\ \sigma_1 \end{bmatrix}.$$

На даний момент відомо 3 основних способи вирішення ключового рівняння:

1. Алгоритм Берлекемпа – Мессі.
2. Алгоритм Евкліда (ЕА).
3. Пряме рішення або алгоритм Пітерсона – Горенштейна – Цірлера.

#### 1.4 Постановка завдання проектування

Головним завданням при проектуванні ПЗП є саме вибір способу захисту від помилок, який повинен при мінімальних витрат забезпечити виконання поставлених вимог. Витратами можна назвати вартість апаратури, необхідні смуги частот, необхідне число КЗ, час на передачу повідомлення. Для проектування заданого ПЗП на основі БЧХ коду повинні бути виконані наступні вимоги:

1. Імовірність помилкової реєстрації знаку  $P_{\text{кк}} \leq 7 * 10^{-4}$ ;
2. Швидкість передачі дискретної інформації  $V = 2400$  біт/сек;
3. Припустимий час затримки видачі повідомлення споживачеві  $t_3 \leq 10$  мс;
4. Імовірність неправильного запуску прийомного пристрою  $P_{\text{лф}} = 2,4 * 10^{-5}$ ;
5. Імовірність помилкової реєстрації одиничного елемента  $P_0 \leq 5 * 10^{-3}$ ;
6. Характер групування помилок 4;
7. Мінімальний інтервал між групами помилок 4 сек;

При групуванні помилок у велику пачку, їх виправлення можна забезпечити за допомогою кодів БЧХ. Зі збільшенням довжини пачки пристрої-декодери, що кодують і, стають дуже громіздкими, і декодування їх за допомогою мікропроцесора займає багато часу.

У цьому випадку доцільно повторити інформаційний блок кілька разів.

Отже, якщо швидкість передачі  $V = 2400$  біт/сек, тоді доцільно використовувати ПЗП з вирішальним ЗЗ. Якщо якість короткого замикання в системах з коротким замиканням знижується, час затримки повідомлення різко збільшується, і, в гіршому випадку передача інформації споживачеві може взагалі не відбутися. Щоб цього не сталося, доцільно поєднувати методи підвищення вірності передачі інформації на низькоякісних каналах. Наприклад, при гарному стані каналу ПЗП працює із ЗЗ, а якщо він погіршується, тоді він переходить в режим односторонньої передачі з виправленням помилок.

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		18

## 2. ВИБІР СПОСОБУ ЗАХИСТУ ВІД ПОМИЛОК

Основним способом підвищення правильності передачі дискретних повідомлень є запуск послідовної інтеграції з метою виявлення та виправлення помилок в отриманій інформації. Всі пристрої захисту від помилок (ПЗП) діляться на дві групи: симплексні (без зворотного зв'язку) і дуплексні (зі зворотним зв'язком) [1]. У симплексних (однобічних) ПЗП підвищення вірності може бути досягнуто трьома способами: шляхом багаторазового повторення символів; одночасною передачею однієї й тієї ж інформації по декільком паралельним каналам; застосуванням кодів, що виправляють помилки. [7]

До дуплексної групи ПЗП відносяться пристрої, у яких підвищення вірності переданої інформації досягається за рахунок введення зворотного зв'язку. Вони у свою чергу діляться на системи з вирішальним (ВЗЗ), інформаційним (ІЗЗ) і комбінованим (КЗЗ) зворотним зв'язком. Суть підвищення вірності в цих системах полягає в тому, що у випадку спотворення надісланого повідомлення подається блоковий запит, в якому отримується один або кілька неправильних символів. У системі з ВЗЗ ці передані дані вони кодуються надлишковими кодами, які дозволяють нам виявляти одиночні помилки або групи помилок. Рішення щодо повторення ідентифікованого блоку даних приймається на основі серії аналізів, отриманих особою, що приймає рішення. У випадку виявлення в прийнятому блоці помилок він видаляється і по каналу зворотного зв'язку (ЗЗ) приймальна станція надсилає 7 сигнал "Запит", на основі яких відправник повторно надсилає той самий блок. При безпомилковому прийомі блоку дані надходять споживачеві, а по каналу ЗЗ передається сигнал "Підтвердження". В ПЗП з ІЗЗ немає необхідності додавати занадто багато до переданих даних.

Двійкова послідовність, зафіксована приймачем, запам'ятовується й потім по каналу ЗЗ передається вся або у вигляді скороченої кодової комбінації з певними ознаками всієї послідовності на передавальну сторону. Отримана по каналу ЗЗ інформація аналізується передавальною станцією, що за результатами аналізу вирішує щодо передачі наступного блоку або про повторення помилково прийнятий блок. Це рішення повідомляється на прийомну сторону і також на його підставі отримана інформація видається споживачеві або стирається. ПЗП з КЗЗ представляють поєднання інформативного та вирішального ЗЗ.

У них рішення про необхідність ретрансляції може прийматися як на передавальній, так і на приймальній сторонах, а інформаційні елементи або сигнали "Запит" і "Підтвердження" можуть передаватися по каналу зворотного зв'язку.

При наявності дуплексних каналів зв'язку в більшості випадків доцільно використовувати ПЗП із ЗЗ. Пристрої з інформаційним ЗЗ дозволяють виявляти дефекти майже всіх типів, але до каналу зворотного зв'язку пред'являються такі ж вимоги, як і до прямого. Тому ПЗП із ІЗЗ може бути використаний найбільш ефективно на швидкості передачі 300/200 біт/с, тому що пристрої перетворення сигналів (ППС) для такої швидкості утворюють у смузі каналу тональної частоти (ТЧ) два ідентичних двонаправлених дискретних канали. Коли передача даних здійснюється на такій швидкості, як 600 біт/с або вище, то ефективність використання каналу зв'язку ПЗП з ІЗЗ знижується і тоді краще використовувати ПЗП з ВЗЗ для підвищення заводостійкості передачі символів.

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		20

### 3. РОЗРОБКА СТРУКТУРНОЇ СХЕМИ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОГО ПРИБОРУ

#### 3.1 Розробка формату повідомлення

У процесі розробки СПД необхідно ПЗП так спроектувати, щоб забезпечити необхідну завадостійкість з максимально ефективною швидкістю передачі даних. Захист від перешкод і ефективна швидкість залежать від надмірності переданих повідомлень, причому зі збільшенням надмірності завадостійкість підвищується, а ефективна швидкість зменшується. Для блокових роздільних кодів, в яких кодування та декодування здійснюються незалежно для кожної комбінації кодів, надмірність  $R$  визначається по формулі

$$R = 1 - \frac{k}{n_6} = \frac{r}{n_6}$$

де  $k$  – кількість інформаційних елементів;

$n_6$  – загальне число елементів у блоці.

$r$  – число перевірочних елементів.

Ефективна швидкість передачі інформації  $V_{эф}$  при цьому дорівнює

$$V_{эф} = \frac{n_6 - r}{n_6 * \tau_0} = V \left( 1 - \frac{r}{n_6} \right) = V(1 - R)$$

де  $V$  – швидкість передачі, біт/с, чисельно рівна для двійкових систем швидкості модуляції  $B = 1/\tau_0$ .

У реальних СПД ефективна швидкість буде завжди менше за рахунок того, що передачі в каналі, крім  $r$  перевірочних елементів, додаткової службової інформації, що складається з  $n_{сл}$  біт, тобто

$$V_{эф} = \frac{n_6 - r - n_{сл}}{n_6 * \tau_0} = V \left( 1 - \frac{r + n_{сл}}{n_6} \right)$$

У системі зі ЗЗ ефективна швидкість буде ще більше знижуватися за рахунок повторної передачі спотворених блоків. У цьому випадку  $V_{эф}$  визначається по формулі

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		21

$$V_{\text{еф}} = V \left(1 - \frac{N_{\text{пб}}}{N_{\text{б}}}\right) \left(1 - \frac{r + n_{\text{сл}}}{n_{\text{б}}}\right)$$

де  $N_{\text{б}}$  – загальне число переданих блоків за сеанс зв'язку;

$N_{\text{пб}}$  – число повторно переданих блоків, що залежить від функції ділення помилок в інтервалі часу передачі повідомлення й від довжини блоку.

Припустимо, що помилки розподіляються рівномірно за часом, а часовий інтервал між помилками в середньому перевищує довжину блоку, кількість переданих блоків визначається за формулою

$$N_{\text{пб}} = \frac{N_{\text{б}} P_0 n_{\text{б}}}{1 - P_0 n_{\text{б}}}$$

Величина  $N_{\text{б}}$  являє собою верхню межу кількості повторно переданих блоків. Отже, виходячи з двох формул, можна отримати приблизну нижню межу ефективної швидкості:

$$V_{\text{еф мин}} = V \left(1 - \frac{N_{\text{б}} P_0 n_{\text{б}}}{1 - P_0 n_{\text{б}}}\right) \left(1 - \frac{r + n_{\text{сл}}}{n_{\text{б}}}\right)$$

З формули вище видно що, ефективна швидкість залежить від значення ймовірності помилкового приймання одиничних елементів  $P_0$ , кількості перевірок  $r$  і службових  $n_{\text{сл}}$  біт і від довжини блоку  $n_{\text{б}}$  (залежність від  $n_{\text{б}}$  нелінійна). Задаючи ряд значень  $n_{\text{б}}$  при фіксованих  $P_0$ ,  $r$  і  $n_{\text{сл}}$  можна побудувати графік залежності  $V_{\text{еф}}$  від  $n_{\text{б}}$  і знайти оптимальне значення довжини блоку.

Наявність пакету помилок у каналі зв'язку також знижує швидкість ефективної передачі. Припустимо, що потік помилок у дискретному каналі описується поширеною моделлю Беннета Фройліха, при якій пачки є незалежними подіями, а також, що кожний пакет викликає повторну передачу тільки одного блоку повідомлення й інтервал між пачками помилок у середньому перевищує довжину блоку. [4]

Тоді як формулу для розрахунку ефективної швидкості СПД із вирішальним зворотним зв'язком можна бути взяти з формули вище, замінивши в ній ймовірність помилкового прийому елемента  $P_0$  на ймовірність появи пачки помилок  $P_{по}$ .

Оптимальна довжина блоку може бути знайдена шляхом побудови залежності  $V_{эф} = \varphi * (n_б)$  при заданих значеннях  $P_{по}$ ,  $r$  і  $n_{сл}$ .

Для підвищення ефективності передачі даних слід вибрати метод кодування такий, щоб забезпечити підтримку зазначеної стійкості до перешкод при мінімальній кількості тестових елементів  $r$ . Величина  $r$  залежить від використовуваного коду, який вибирається на основі необхідної ймовірності  $P_{кк}$  помилкового прийому кодової комбінації й характер помилок в дискретному каналі. [1]

Повідомлення зазвичай передаються від відправника до одержувача блоками. Блок може містити десятки й сотні символів (кодових комбінацій). Збільшення довжини блоку веде до підвищення числа перевірочних елементів  $r$ , однак  $r$  збільшується значно повільніше  $n_б$ . Тому, якщо необхідно забезпечити максимальну ефективну швидкість передачі інформації, то потрібно збільшувати довжину блоку. Оптимальна величина блоку визначається із графіка залежності  $V_{эф} = \varphi * (n_б)$  при фіксованих  $P_0$ ,  $n_{сл}$  і  $r$ . [3]

На практиці рекомендується використовувати інформаційні блоки довжиною  $k$  біт, обрані з ряду 120, 240, 480, 960 біт. Прийнятною ефективною швидкістю вважається  $V_{эф} = (0,9 \div 0,95) * V$ , біт/с.

Щоб запобігти втраті пристрою (повторно переданого того самого блоку) під час передачі кожному блоку повинен бути присвоєний унікальний ідентифікаційний номер НБ, а на прийомній стороні контролювати дотримання черговості їхнього надходження. При цьому не потрібно послідовно нумерувати блоки для всіх переданих масивів. Кількість номерів має бути більшою за кількість блоків, які повторюються при виявленні помилок, тобто досить через певний цикл (3–6 блоків) циклічно повторювати ці номери.

Наприклад, № 1, № 2, № 3, № 1, № 2, № 3 і т. д. Це дозволить зменшити число елементів  $n_N$ , виділених для кодування номерів блоків.

До складу службових символів блоку може входити фазуюча кодова комбінація (ФК), що складається з 1 одиничних елементів, що служить для забезпечення синхронного перемикавання передавальних і прийомного розподільників. Кількість службових біт  $n_{сл}$  дорівнює сумі

$$n_{сл} = n_n + n_k + l + n_N$$

Виходячи з усього вищесказаного, ми можемо прийняти наступні твердження:

- а) Призначення початку блоку є комбінація НБ, а отримати сервісний номер наступного блоку свідчить про закінчення попереднього;
- б) Кількість номерів блоків має бути одну більше, ніж кількість повторюваних блоків, коли виявляються помилки, тим самим зменшуючи кількість  $n_N$  елементів, виділених для кодування номерів блоків;

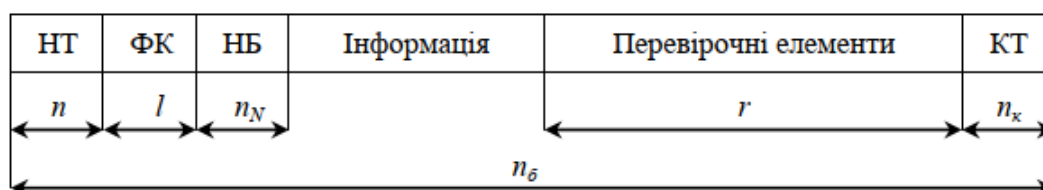


Рисунок 7 - Типовий формат блоку повідомлень

Отже,  $N_{сл} = 1 + n_N$ , при цьому прийємомо  $n_N$  рівним 4 бітам.

Розрахунок ефективної швидкості СПД з вирішальним ЗЗ. Оптимальна довжина блоку може бути знайдена шляхом побудови залежності  $V_{еф} / V = \varphi(n_б)$  при заданих значеннях  $R_{по}$ ,  $r$  і  $n_{сл}$ .

Використовуючи значення  $n_б = 100, 200, \dots, 800$ , а також значеннями  $N_{сл} = 10, 20, 30$  при відомому  $R_{по} = 5 \cdot 10^{-3}$ , і фіксованому  $r = 15$ , отримаємо графіки залежності  $V_{еф} / V = \varphi * (n_б)$ , з яких і знайдемо оптимальне значення довжини блоку.



Розрахункова формула буде мати вигляд:

$$V_{\text{еф мин}}/V = \left(1 - \frac{N_0 P_0 n_6}{1 - P_0 n_6}\right) \left(1 - \frac{r + n_{\text{сл}}}{n_6}\right) = \left(1 - \frac{5 \cdot 10^{-3} \cdot n_6}{1 - 5 \cdot 10^{-3} \cdot n_6}\right) \left(1 - \frac{15 + n_{\text{сл}}}{n_6}\right)$$

Результати розрахунків запишемо в таблицю і побудуємо графіки

$$V_{\text{еф}} / V = \varphi * (n_6).$$

n <sub>сл</sub>	n <sub>б</sub>							
	100	200	300	400	500	600	700	800
10	0,74	0,753	0,685	0,581	0,443	0,267	0,038	-0,27
20	0,647	0,712	0,661	0,565	0,434	0,262	0,038	-0,26
30	0,555	0,67	0,636	0,55	0,425	0,257	0,037	-0,26

Таблиця 1 - Результати розрахунків залежності  $V_{\text{еф}} / V = \varphi (n_6)$

Зі схеми можна побачити, що максимум функції  $V_{\text{еф}} / V = \varphi (n_6)$  буде спостерігатися при  $n_б = 200$ . Отже оптимальне значення довжини блоку  $n_б = 200$ .

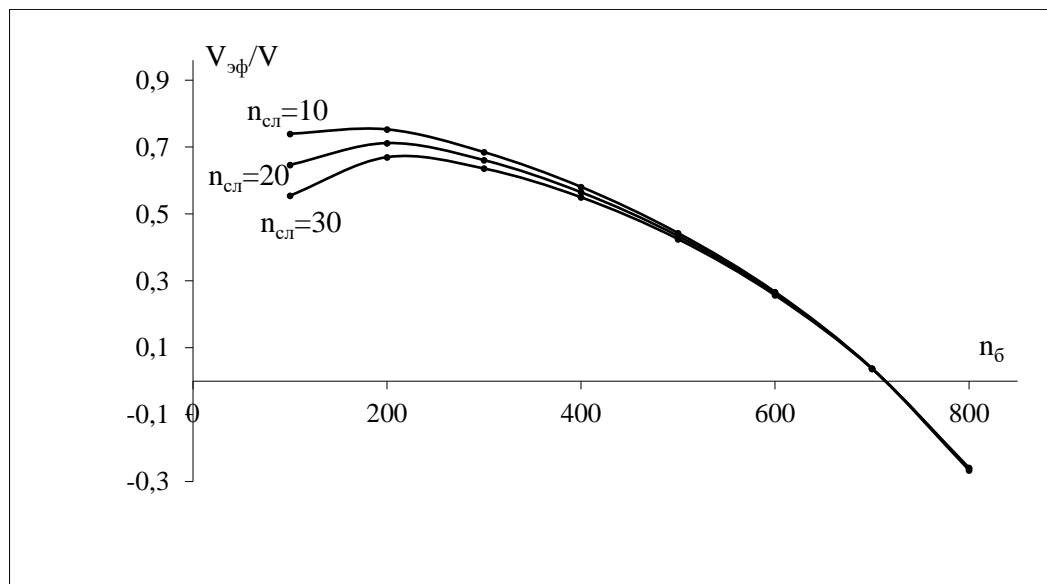


Рисунок 8 -  $V_{\text{еф}} / V = \varphi (n_б)$

### 3.2 Алгоритм функціонування ПЗП

Складання алгоритму функціонування є одним з найважливіших завдань проектування ПЗП. Якщо реалізація ПЗП передбачається апаратно, то розробку алгоритму функціонування доцільно робити паралельно з розробкою структурної схеми пристрою захисту від помилок.

Алгоритм визначає основні функції пристрою та порядок їх виконання, а блок-схема - це його технічна реалізація. При визначенні ключових функцій ПЗП їх зазвичай перелічують в загальному виді й перелік їх буде неповним, оскільки дуже важко відразу передбачити всі можливі режими роботи та ситуації, що виникають при обміні інформацією з крайовим устаткуванням даних і передачі даних по каналу зв'язку. Щоб полегшити це завдання, ми перерахуємо основні функції, які є типовими для всіх типів ПЗП:

1. Первинна установка блоків ПЗП;
2. Прийом, перетворення й контроль інформації, що надходить від джерела на передавальній стороні, і видача її споживачеві на приймальній;
3. Обмін керуючими сигналами між (ППС) відправником і споживачем (КОД);
4. Генерування і синхронізація тактових імпульсів (у випадку роботи без ППС);
5. Групове фазування (по циклах);
6. Формування службових символів на початку і в кінці блоку, номери блоку, "Підтвердження", "Запит", "Стирання" і ін.;
7. Підрахунок кількості бітів в блоці, формування номерів блоків під час передачі і перевірка узгодженості порядку їх отримання на приймаючій стороні;
8. Кодування й декодування повідомлень;
9. Формування інформаційних блоків і їх зберігання в буферних накопичувачах відправника і одержувача до тих пір, поки не буде прийнято рішення прийняти їх із заданою точністю;
10. Підрахунок кількості переданих послідовних блоків;
11. Формування аварійних сигналів і їх відображення;
12. Відображення стану апаратури.

При відображенні стану апаратури доцільно передбачити наступні можливі ситуації: включення живлення АПД; підключення ППС до лінії; виклик; передача/прийом; очікування; помилка периферійного пристрою; помилка нумерації блоків; немає фази.

Залежно від типу пристрою список функцій може бути доповнений і розширений, а також можливе виключення деяких функцій. Очевидно, що для реалізації цих функцій в ПЗП з "жорсткою логікою" повинні перебувати відповідні блоки, а при програмній реалізації – відповідні підпрограми.

Наприклад, для реалізації першої функції необхідно блок первинної установки пристроїв, який генерує імпульсні установки всіх інших блоків у вихідному стані. (скидання в нульовий стан або запис в елементи пам'яті певної кодової комбінації, що повинна видаватися із блоку на початок роботи). Пристрій зазвичай встановлюється вперше через 1–2 секунди після включення або при зміні режиму роботи. [5]

Для реалізації другої функції в структурну схему передавальної частини необхідно ввести блок прийому й перетворення повідомлення, що повинен забезпечити короткочасне зберігання поступаючих кодових комбінацій (байтів) і перетворення їх у відповідну форму. У цьому блоці також можна регулювати рівні сигналу, що надходять із КОД, з рівнями ПЗП. При введенні даних з електромеханічних пристроїв у яких передбачений захист за принципом парність/непарність, у блоці прийому й перетворення доцільно здійснювати контроль введеної інформації на парність/непарність. У прийомній частині ПЗП блок перетворення й видачі виконує зворотне перетворення інформації, що надходить до споживача, а також може здійснювати контроль виведених символів на парність/непарність. Для керування роботою КОД обидва ці блоки повинні формувати відповідні імпульси, що здійснюють синхронізацію таких функцій як введення/виведення інформації.

Таким чином, з урахуванням певних функцій, які має виконувати пристрій захисту від помилок і заданої послідовності передачі необхідних кодових комбінацій у канал (формату блоку), складається зведений алгоритм роботи і детальна структурна схема ПЗП

Виділимо основні функції передавача ПЗП:

1. Первинна установка блоків ПЗП;
2. Прийом, перетворення і контроль інформації, що надходить від джерела на передавальній стороні;
3. Обмін контрольними сигналами з відправником;
4. Групове фазування (по циклах);
5. Формування номера блоку при передачі;
6. Передача інформаційної послідовності;

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		27

7. Кодування повідомлень;

8. Очікування сигналу повторного запиту на каналі ОС.

На основі отриманих функцій створимо робочий алгоритм УЗО. На початку роботи необхідно провести установку всіх блоків в нульовий стан або записати в елементи пам'яті певні комбінації кодів, які будуть виводитися з блоку на початку роботи. Далі необхідно встановити готове джерело інформації (КОД), але якщо немає, то потрібно очікувати сигнал готовності від джерела інформації. Коли джерело інформації готовий, можна починати передачу даних. Повідомлення складається з 4-х частин: фазування комбінацій (ФК), номера блоків (НБ), інформаційний біт і перевірочні розряди. Отже, для передачі повідомлення необхідно реалізувати 4 етапи: передача комбінацій фаз, номера блоків, інформаційних бітів і перевірочні розряди. Коли передача блоку буде закінчена, то необхідно досліджувати канал РОС на наявність іншого сигналу запиту. В цьому випадку необхідно відправити запит на повтор блоку КОД. Якщо повторного сигналу немає, то це буде свідчити про правильну передачу блоку. Після цього необхідно перевести УЗО в режим очікування сигналу готовності КОД (передається джерелом при появі інформації на виході КОД).

### 3.3 Розробка структурної схеми ПЗП

На основі розробленого алгоритму створюється структурна схема ПЗП, яка представляє сукупність основних блоків, що реалізують задані функції та взаємодіють між ними. Зв'язок дається лише між блоками, які взаємодіють безпосередньо під час роботи пристрою захисту від помилок. Структурну схему слід розробити якомога докладніше, щоб значно спростити створення принципової електричної схеми.

Подальшим етапом проектування є технічний опис структурної схеми пристрою. Технічний опис визначає склад і призначення блоків, показаних на блок-схемі, та описує їх функції та взаємодії у всіх режимах роботи ПЗП.

					<i>ЕлІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		28

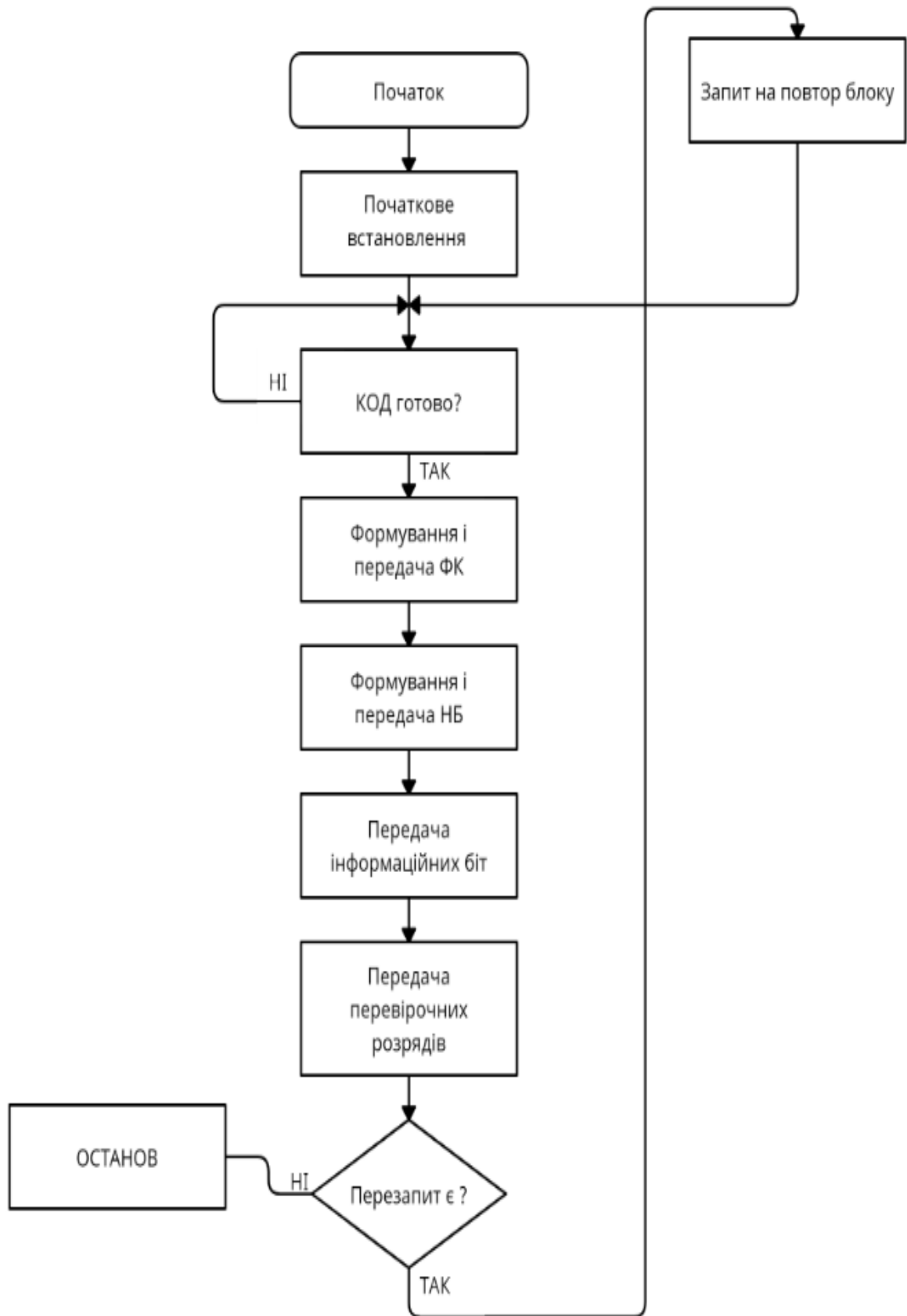


Рисунок 9 – Алгоритм функціонування передавальної частини ПЗП

Структурна схема передавальної частини ПЗП для реалізації алгоритму, наведеного вище. Передавальна частина пристрою захисту від помилок містить наступні блоки:

- 1) Буферний накопичувач (БН);
- 2) Формувач номера блоку (ФНБ);
- 3) Пристрій, який відповідає за фазування по циклу (ПФЦ);
- 4) Кодер;
- 5) Формувачі сигналів обміну з КОД (ФСО1) і ППС (ФСО2);
- 6) Блок первинної установки (БНУ);
- 7) Пристрій управління (ПУ);
- 8) Генератор тактових імпульсів (ГТІ);
- 9) Аналізатор зворотного каналу зв'язку (АЗКС).

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		30

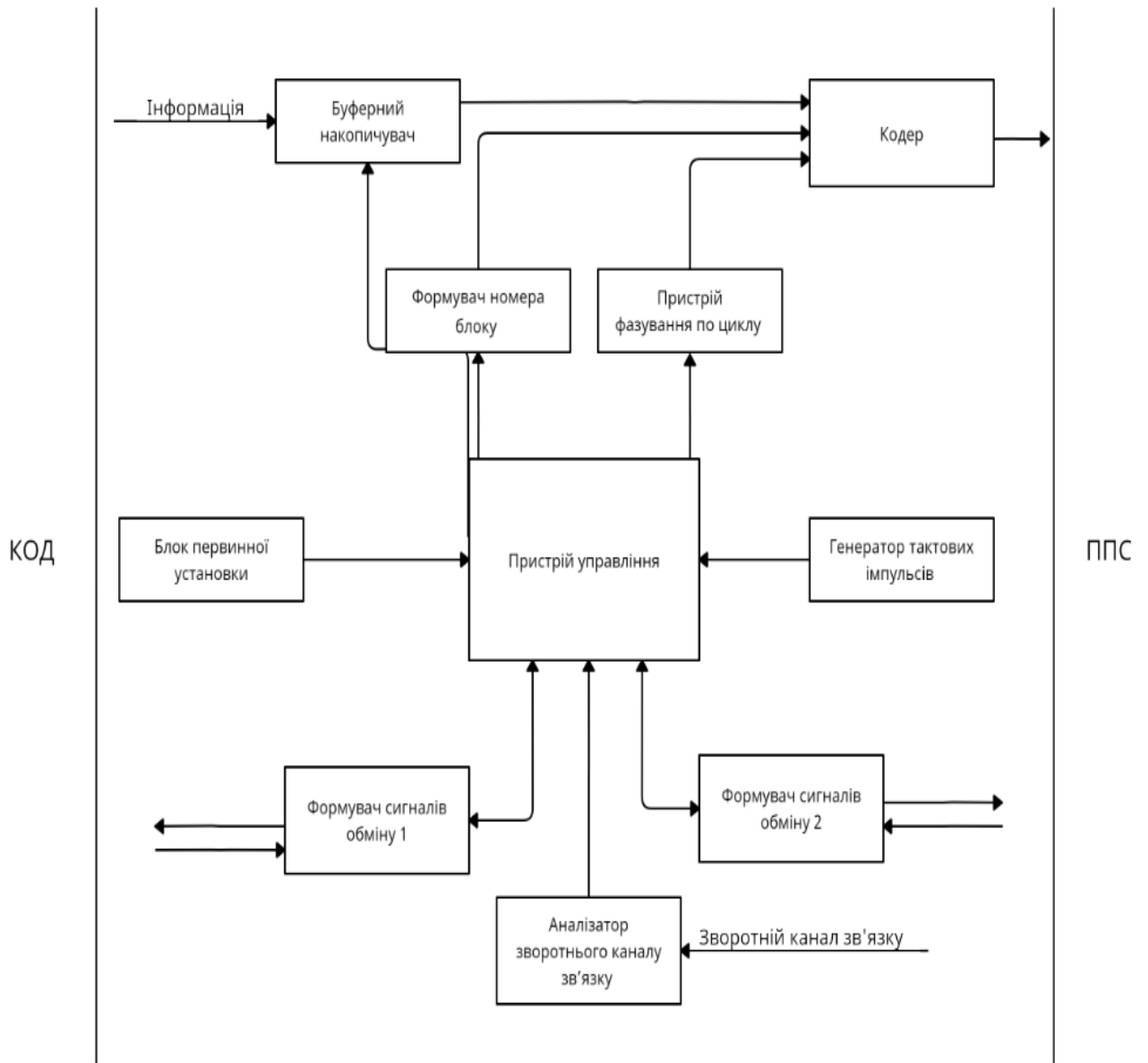


Рисунок 10 - Структурна схема передавальної частини ПЗП

Основним блоком ПЗП є блок управління (ПУ), який управляє роботою всіх інших блоків. Ефекти управління на виході ПУ виконуються на основі аналізу вхідних сигналів і залежать від режиму роботи ПЗП і тимчасового положення в блоці синхронізації або інформації. ПУ - це керуюча машина, заснована на твердій або програмованій логікою. ПУ з твердої логікою зазвичай будуються на базі імпульсних розподільників, а програмовані - на основі мікропроцесорної техніки. Перемикання ПУ відбувається під дією тактових імпульсів, що генеруються ГТІ, які можна використовувати для синхронізації ППС. ГТІ також пропонує можливість синхронізації по тактових імпульсах ППС.

Пристрій захисту від помилок працює наступним чином. У початковому стані обидві частини ПЗП чекають виклику. При отриманні запиту на передачу від джерела інформації ПЗП обмінюється керуючими сигналами з КОД і ППС відповідно до технічних вимог для стандартного з'єднання. Відповідні формувачі ФСО<sub>1</sub> і ФСО<sub>2</sub> використовуються для генерації необхідних сигналів обміну. Використовуючи ППС передавальної частини, що викликає сигнал відправляється в канал виклику, після отримання якого лінія зв'язку віддаленого АПД перемикається з пристроєм автоматичного виклику на вхід ППС. При готовності АПД і КОД передавач ПЗП посилає в канал синхросигнали, які використовуються для фазування по циклу ПУ. Послідовність фаз формується в передавачі датчиком ПФЦ, потім передається в канал зв'язку. В кінці кожного робочого циклу ПУ опитує АЗКЗ і в разі сигналу підтвердження перемикає АПД з фазового режиму в режим передачі даних. Якщо установка фази не досягається протягом зазначеного кількості циклів (наприклад, 5), буде активований сигнал про відсутність фази, і АПД перейде в режим очікування.

Після завершення процесу групового фазування ФСО<sub>1</sub> передавача генерує сигнал запиту даних від КОД відправника повідомлення. Під дією керуючих сигналів ПУ до інформаційної послідовності, що надходить із КОД і перетвореної в послідовний код, на відповідних тимчасових позиціях додаються кодові комбінації номера блоку, формовані датчиком ФНБ, а також інші службові символи (наприклад, початок і кінець блоку). Дані, передані в дискретний канал зв'язку, кодується завадостійким кодом.

Перевірочні елементи, які генеруються кодером, додаються до інформаційних і до службових символах в кінці блоку. Коли інформаційна послідовність КОД отримана, вона записується в буферну пам'ять БН одночасно з передачею в канал зв'язку. Крім того, його ємність залежить від типу і алгоритму роботи ПЗП, а також від часу поширення сигналу по каналу зв'язку. Наступні блоки формуються аналогічним чином. В кінці кожного блоку контрольна панель запитує статус аналізатора зворотної лінії зв'язку і, в разі сигналу «Підтвердження», виконує іншу передачу наступних блоків або при наявності сигналу "Запит" припиняє уведення інформації й видає повторно із БН блок, у якому виявлена помилка.



#### 4. РОЗРОБКА ПРИСТРОЯ ФАЗУВАННЯ ПО ЦИКЛУ

Пристрої фазування по циклу (ПФЦ) використовуються для визначення початку блоку інформації (циклу) в прийнятій послідовності цифрових сигналів, яка необхідна для правильного декодування повідомлення. Фазування циклу - це процес примусового встановлення певного фазового співвідношення між розподільниками на передавальній і приймачій стороні АПД, при цьому перший біт, що відправляється по каналу зв'язку, відправляється в перший осередок прийомного регістра, а другий - відправлено у другий і тд. Щоб виконати фазовий процес на приймачій стороні, необхідно мати інформацію про фази передавального розподільника. На відміну від поелементної синхронізації, ця інформація повинна бути відправлена в приймачу частину АПД на початку передачі або протягом усього сеансу зв'язку. [2] Способи фазування по циклу можна розділити на дві групи:

1) Безмаркерні (з одноразовим запуском), при якому під час передачі інформації не передаються фазові сигнали (маркери), а фазування здійснюється шляхом виведення спеціальної фазової послідовності перед початком передачі повідомлення й у паузах між передачею окремих інформаційних блоків;

2) Маркерні (з безперервною синхронізацією), в якому разом з інформаційними сигналами передаються спеціальні кодові комбінації (маркери) протягом усього сеансу зв'язку по каналу, які використовуються для настройки фази циклу АПД.

Також розрізняють синхронні й стартоstopні способи фазування. У синхронних цикли фіксованої довжини один за одним ідуть один за іншим, в контексті якого їх початок і кінець відомі заздалегідь в фазовому приймачі. При стартоstopному – цикл може початися в будь-який момент, а його тривалість – може бути довільною. У проміжках між видачею блоків передавальній й прийомній розподільники перебувають на "стопі". Запуск їх відбувається під дією команди "Старт", яка подається перед початком блоку в канал зв'язку. Команда "Старт" може бути представлена одним сигналом або комбінацією кодів. При виборі комбінації маркерів слід враховувати, що її довжина впливає на ймовірність Р неправильної фазування і Р пропуску. Ймовірність Р залежить від числа одиничних елементів, що входять у блок.

При поелементному пошуку фазуючої кодової комбінації її помилкова реєстрація може відбутися як на основі аналізу інформаційної послідовності, так і в результаті аналізу сукупності, що представляє собою частину розрядів маркерної комбінації, а частину – інформаційної послідовності. Ймовірність неправильного вибору маркера з інформаційної послідовності визначається тільки його довжиною і кількістю інформаційних елементів, в тому числі надлишкових, в переданому інформаційному блоці і ймовірністю неправильної реєстрації фазової комбінації на перетині маркерних і інформаційних елементів блоку залежить від структури маркерної кодової комбінації. Щоб знизити

ймовірність помилкового виділення маркера при підборі його структури необхідно враховувати:

1. Структура комбінації маркерів не повинна бути однорідною. Наприклад, вона повинна складатися всього з одного блоку.

2. Розряди на початку і в кінці повинні бути різними. Наприклад, маркер виду 1011110 використовувати недоцільно, він має однакові комбінації;

3. Структура комбінації фаз не повинна бути, наприклад, строго регулярної, наприклад у вигляді 11110000, оскільки спотворення навіть цифри може привести до неправильної комбінації маркерів, що складається з частини її бітів, що складається з (1-1) біт і один біт двійковій послідовності, що міститься в блоці зберігання. Передбачається, що довжина маркерної комбінації повинна бути кратною байту або напівбайту.

Беручи до уваги ці рекомендації і вибираючи відповідну довжину маркера, можна забезпечити прийнятне значення ймовірності помилкового фазування при однократному прийомі маркерної комбінації  $P$ , яка визначається за формулою:

$$P_{лф} = \frac{n-l+1-(2^l-1)[1-(1-0,5^l)^{n-l+1}]}{n+l}$$

де  $n$  – число розрядів у блоці, за винятком фазуючої комбінації;

$l$  – кількість біт у маркерній комбінації.

Приймаючи пару значень  $l = 1, 2, 3, \dots$  при відомих  $P_{лф\text{ зад}} = 2,4 * 10^{-5}$  і  $n = 31$ , отримаємо ряд значень для вероятності помилкового фазування при одноразовому прийомі маркерної комбінації  $P_{лф}$ , з яких і знайдемо оптимальне значення довжини маркерної комбінації.

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		34

$$P_{лф} = \frac{31-16+1-(2^{16}-1)[1-(1-0,5^{16})^{31-16+1}]}{31+16} = 4,41 \cdot 10^{-5}$$

Отримане значення більше заданої величини  $P_{лф} = 2,4 * 10^{-5}$

Ймовірність помилкового фазування можна зменшити, збільшивши маркерну комбінацію до  $l = 24$  біт:

$$P_{лфl} = \frac{n-l+1-(2^l-1)[1-(1-0,5^l)^{n-l+1}]}{n+l} = \frac{31-24+1-(2^{24}-1)[1-(1-0,5^{24})^{31-24+1}]}{31+24} = 0,4 \cdot 10^{-5}$$

Отже, при довжині маркерної комбінації  $l = 24$  біт ймовірність помилкового фазування менше заданої.

З урахуванням рекомендацій по вибору потрібної довжини і формату маркера вибирається наступний маркер: 1100 1001 0111 0101 0001 0100.

Ймовірність пропуску комбінації маркерів РІР дорівнює ймовірності того, що в спотвореній фазі послідовності більш  $s$  розрядів прийняті невірно і будуть визначенні як ті фази, які не збігаються по фазі:

$$P_{пр} = \sum_{i=s+1}^l C_l^i P_0^i (1-P_0)^{l-i},$$

де  $P_0 = 5 * 10^{-3}$  - ймовірність помилкової реєстрації одиничних елементів.

При  $s = 1$ , ймовірність пропуску маркерної комбінації становить  $P_{пр} = 1,3 * 10^{-6}$

## 5. ВИБІР ЗАВОДОСТІЙКОГО КОДУ

Завадостійкими (коригувальні) називаються кодами, за допомогою яких можна виявляти та виправляти помилки в отриманих послідовностях кодів. Здатність коду виправляти код залежить від відстані коду  $d$ , яка чисельно дорівнює мінімальній кількості елементів, що відрізняють одне поєднання коду від іншого. [6] У загальному випадку:

$$d = t_o + t_{и} + 1$$

де  $t_o$  й  $t_{и}$  – число виявлених і виправлених помилок відповідно, причому обов'язково  $t_o \geq t_{и}$ .

Якщо код тільки виявляє помилки, то  $d = t_o + 1$ , а у випадку тільки виправлення  $d = 2t_o + 1$ . Кількість перевірочних елементів  $r$  коригувального коду залежить від типу коду і кількості інформаційних елементів  $k = n - r$ , де  $n$  - довжина двійковій послідовності, що кодується завадостійким кодом. Відношення  $r$  і  $n$  називають коефіцієнтом надмірності коду.

Циклічні коди знаходять найбільше поширення в системах передачі даних з вирішальним зворотним зв'язком, що обумовлено їх високими коригувальними властивостями, порівняно простою реалізацією, невисокою надмірністю. Особливо вони ефективні при виявленні пакетів помилок. Циклічні коди відносяться до блокових систематичних кодів, у яких кожна комбінація кодується самостійно у вигляді блоку таким чином, що інформаційні  $k$  й перевірочні  $r$  елементи завжди перебувають на певних місцях. Для спрощення процедури кодування й декодування перевірочні біти розміщують наприкінці блоку. [6]

При кодуванні БЧХ кодами заданими є число помилок  $t_{и}$ , які потрібно виправити, і довжина блоку  $n$ . Необхідно перевірити кількість інформації  $k$  та  $r$  елементів, а також визначити форму формуючого полінома.

Довжина кодової комбінації визначається за формулою:

$$n = 2^m - 1$$

где  $m$  - целое число. Наприклад при  $m = 6$ ,  $n = 63$  при  $m = 7$ ,  $n = 127$  и т. д.

Утворюючий поліном знаходиться як найменше спільне кратне (НОК) мінімальних включених поліномов  $m_i(x)$  до порядку  $2t_i-1$ :

$$P(x) = \text{НОК}\{m_1(x)m_2(x)..m_{2t_{n-1}}(x)\}$$

Мінімальний многочлен - це простий неприводимий поліном. Існують многочлени одного і того ж порядку різних ступенів. Ступінь мінімальних багаточленів, що входять в  $P(x)$ , повинна бути рівною  $m$  для якого справедливо. Так як порядок (номер) найстаршого мінімального многочлена  $2t_i-1$ , то кількість багаточленів входять до  $P(x)$ , так само виправляє помилок  $t_i$ . [6]

Розрахуємо параметри коду, які дозволять виправити триразові помилки. Ефективна швидкість передачі інформації повинна становити не менше 90% технічної швидкості передачі по каналу зв'язку. Визначимо необхідний інтервал коду, який дозволить виправити чотириразові помилки.

$$d = 2t_u + 1 = 2 \cdot 3 + 1 = 7$$

Так як  $d > 5$ , то для виправлення помилок застосувати БЧХ код з  $d = 7$ . Для заповнення умов довжини блоку інформації вибирати з: 7, 15, 31, 63, 127, 255, 511, 1023 і т. Д.

Нехай  $n = 31$ , тоді

$$2^m = n + 1$$

$$2^m = 32$$

$$m = 5$$

Кількість контрольних розрядів в блоці буде:

$$r \leq mt_u \leq 5 \cdot 3 = 15$$

Отже, число інформаційних елементів в блоці:

$$k = n - r = 31 - 15 = 16$$

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		37

Оскільки довжина інформаційної частини блоку повинна бути кратна байту, то число знаків в блоці

$$k_{\text{зн}} = 16 : 8 = 2$$

тоді довжина інформаційної частини

$$k = 2 \cdot 8 = 16$$

Ефективна швидкість видачі інформації споживачам:

$$V_{\text{эф}} = V(127 - 28) : 127 = 0,78V$$

Кількість мінімальних многочленів одно  $t_i = 3$ , причому порядок останнього  $2t_i - 1 = 5$ , а старша ступінь  $m = 5$ . випишемо з таблиці 3.2 [1] мінімальні багаточлени необхідного ступеня:

$$P(x) = x^{15} + x^{14} + x^{11} + x^{10} + x^9 + x^8 + x^7 + x^5 + x^2 + x + 1$$

Кількість контрольних елементів отриманого БЧХ визначається ступенем отриманого полінома і дорівнює 15.

Надмірність переданого повідомлення при цьому дорівнює

$$R = \frac{r}{n} = \frac{7}{127} \approx 0,055, \text{ т. е. } 5,5\%.$$

Розрахунок ймовірності помилки, яка не була виявлена не проводиться, так як ця ситуація виключається при заданих умовах через мінімальну відстань між пакетами помилок - 3 с. При швидкості передачі даних 600 біт/с і довжині пакета 16 біт виникнення двох пакетів помилок в одному блоці неможливо.

## 6. ТЕХНІЧНА РЕАЛІЗАЦІЯ КОДУЮЧИХ ПРИСТРОЇВ

Кодують пристрої циклічних кодів на основі регістрів з зворотнього зв'язку.

Регістр ОС повинен містити осередки пам'яті. Регістри з ОС відповідно до обраного породжує поліномом створюються за такими правилами:

1. Число каскадів, регістра вибирає рівній мірі образ многочлена ( $r = 15$ );
2. Кількість суматора за модулем 2 менше кількості ненульових многочленів;
3. Суматори по модулю 2 ставляться на вході тих осередків для яких у формулі утворюючого члена має нульове значення;
4. Виходи останньої клітинки підключені до одного з входів суматорів;
5. Виходи попередніх осередків підключені до входів перших осередків через суматори або без них;

Функціональна схема кодує пристрій циклічного коду з поліномом:

$$P(x) = x^{15} + x^{14} + x^{11} + x^{10} + x^9 + x^8 + x^7 + x^5 + x^2 + x + 1$$

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	Лист
Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата		39

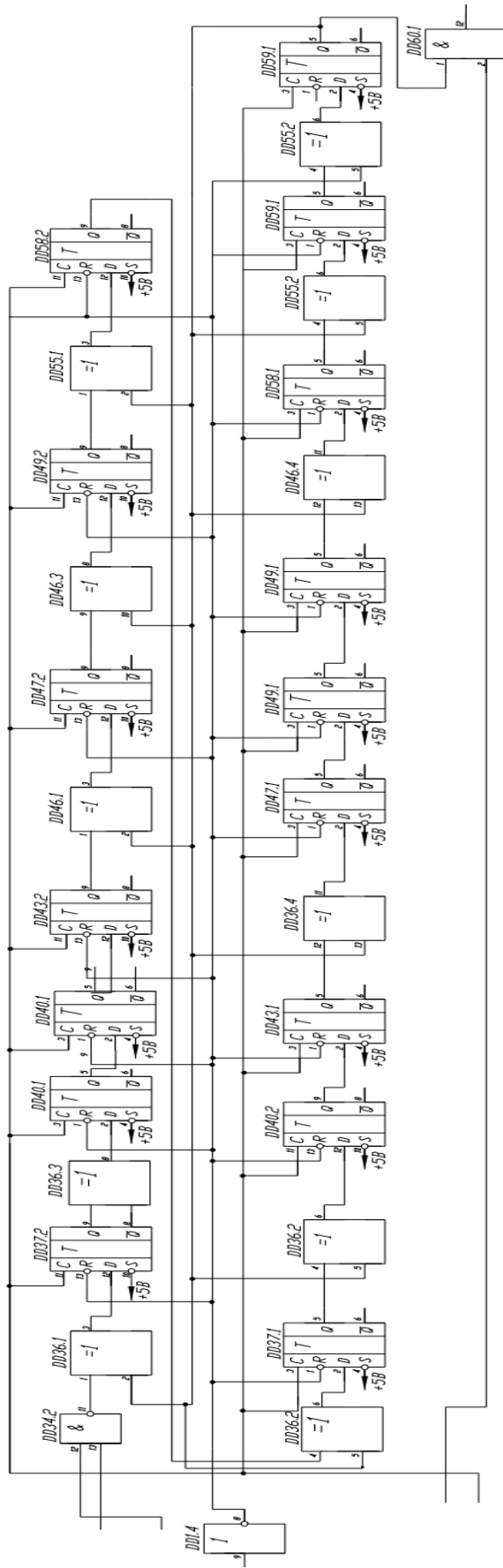


Рисунок 11 - Функціональна схема кодера циклічного коду

Изм.	Лист	№ докум.	Подпись	Дата

ЕЛТ 6.172.229 ПЗ

Лист

40



Для даної реалізації схеми використовуються D-тригери (містять входи встановлені) мікросхеми SN74ALS74N і суматори SN74ALS86.

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		41

## ВИСНОВОК

У пристрої захисту від помилок кодування переданих повідомлень здійснюється за допомогою БЧХ коду. Цей код виправляє набір помилок. Це найбільш оптимальне для реалізації шифрування повідомлень відповідно до технічних вимог - можливість створення коду з попередньо виправленими властивостями, тобто мінімальний простір коду.

Фазова установка передбачена для зв'язку з приймаючою частиною системи передачі даних. Вона забезпечує синхронну роботу передавальної і приймальної частини СПД. Регулювання фази здійснюється за способом розмітки.

Було досягнуто основної мети дипломного проекту бакалавра: створення телекомунікаційного пристрою захисту від помилок на основі БЧХ кодів. При швидкості  $V = 2400$  біт/сек, було використано ПЗП з вирішальним зворотним зв'язком, тому що при зниженні якості КЗ в системах із зворотнім зв'язком час затримки повідомлення міг різко збільшитись або взагалі передача інформації споживачеві могла не дійти і щоб вирішити цю проблему на каналах низької якості з'єднували методи підвищення точності передачі інформації. Тому при гарному стані каналу ПЗП працює із зворотнім зв'язком, а коли стан каналу ПЗП погіршується, то тоді стан переходить у режим одnobічної передачі з виправленням помилок.

					<i>ЕлІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		42

## СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Чернега В.С., Василенко В. А., Бондарев В. Н. Розрахунок і проектування технічних засобів обміну і передачі інформації: Навч. посібник для вузів. – М.: Вища.шк., 1990. – 224 с.
2. Шварцман В. О., Емельянов Г. А. Теорія передачі дискретної інформації. – М.: Связь, 1979. – 424 с.
3. Емельянов Г. А., Шварцман В. О. Передача дискретної інформації. – М.: Радио и связь, 1982. – 240 с.
4. Боккер П. Передача даних. Т. 1 и 2. – М.: Связь, 1980–1981. Т.1. – 264 с., т. 2–253 с.
5. Тугевич В.Н. Телемеханіка. – М.: Вища школа, 1985. – 423 с.
6. Крилова В.А. – Заводостійкі коди. Методи та алгоритми циклічних БЧХ кодів, 2016. – 200 с.
7. Сидельников. В.М. - Теорія кодування, 2008 – 400 с.
8. Robert H. Morelos-Zaragoza - The Art of Error Correcting Coding, 2002 – 216 с.
9. Горбатий І.В, Бондарев А.П. Радіоелектроніка.Радіотехніка, 2016 – 336 с.
10. Говард Джонсон, Мартин Грехем Високошвидкісна передача цифрових даних, 2015 – 1024 с.

					<i>ЕЛІТ 6.172.229 ПЗ</i>	<i>Лист</i>
<i>Изм.</i>	<i>Лист</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Подпись</i>	<i>Дата</i>		43