МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ ТА НАУКИ УКРАЇНИ

СУМСЬКИЙ ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ

КАФЕДРА ЕЛЕКТРОНІКИ І КОМП'ЮТЕРНОЇ ТЕХНІКИ

ПОЯСНЮВАЛЬНА ЗАПИСКА

До кваліфікаційної роботи бакалавра на тему:

«Телекомунікаційний пристрій на основі циклічних кодів»

ЗАВІДУЮЧИЙ КАФЕДРИ	Опанасюк А.С.
КЕРІВНИК	Кулик І. А.
РОЗРОБИВ СТУДЕНТ гр. ТК-61	Скачедуб С. Л.

Суми 2020 р.

РЕФЕРАТ

Пояснювальна записка: 36 листів; 2 рисунків; 8 джерел.

Графічні матеріали: 1 структурна схема СПІ, 1 функціональна схема одного каналу кодуючого пристрою, 1 алгоритм роботи телекомунікаційного пристрою.

Ключові слова: циклічні коди, кодер, декодер, виявлення та коригування помилок, стиснення інформації.

У першому розділі проводиться огляд літератури та постановка задачі проектування.

У другому розділі розробляється алгоритм роботи пристрою, що усуває надмірність за допомогою заданого оптимального нерівномірного коду.

У третьому розділі розробляється алгоритм роботи пристрою кодування, що забезпечує передачу даних з достовірністю не гірше заданої.

У четвертому розділі ми вибираємо структурну схему системи передачі інформації і розробляємо функціональну схему одного каналу, який кодує повідомлення на основі циклічних кодів.

ЗМІСТ

Изм.	.Лист	№ докум.	Подпись		ЕлІТ 6.172.387 ПЗ
Разраб.		Скачедуб С.Л.			Телекомунікаційний пристрій на основі циклічних кодів.. Пояснювальна записка
Провер.		Кулик І.А.			
Н. контр.		Кулик І.А.			
Утв.		Опанасюк А.С.			

Лит.	Лист	Листов
	3	36

СумДУ ТК-61

СПИСОК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ

X / Y – пристрій усунення надмірності (архівування)

Y / X – пристрій розархівації

БВП – блок вектора перенесення

БДПІ - блок депакетування інформації

БП – блок пам'яті

БПВП – блок пам'яті вектора помилок

БПІ – блок пакетування інформації

БРІ – блок розархівації інформації

БСІ – блок стиснення інформації;

БФВП – блок формування вектора помилок

ІІ – джерело інформації

КУД – кінцеве устаткування даних

МБВІ – багатоканальний блок введення надмірності (кодує пристрій методом циклічних кодів);

МБДК – багатоканальний блок декодування

ПІ – приймач інформації;

УСАП – універсальний синхронно-асинхронний передавач / приймач

ВСТУП

З розвитком промисловості і науки виникла проблема оперативного обміну інформацією між окремими об'єктами і суб'єктами – учасниками виробничої і наукової діяльності. Для подання інформації у вигляді, зручному для передачі в вибраному середовищі передачі використовуються різні коди. Так як канал передачі інформації не ідеальний і в ньому присутні перешкоди, які спотворюють інформацію, що передається, виникає проблема підвищення вірності передачі інформації.

Проблема підвищення вірності обумовлена невідповідністю між вимогами, що висуваються при передачі даних і якістю реальних каналів зв'язку. У мережах передачі даних потрібно забезпечити ймовірність не гірше. 10^{-6} – 10^{-9}, а при використанні реальних каналів зв'язку і простого (первинного) коду зазначена вірність не перевищує 10^{-2} – 10^{-5}.

Одним із шляхів вирішення завдання підвищення вірності в даний час є використання спеціальних процедур, заснованих на застосуванні завадостійких (коригувальних) кодів.

Прості коди характеризуються тим, що для передачі інформації використовуються всі кодові слова (комбінації), кількість яких дорівнює N = q^n (q - основа коду, а n - довжина коду). У загальному випадку вони можуть відрізнятися один від одного одним символом (елементом). Тому навіть один помилково прийнятий символ призводить до заміни одного кодового слова іншим і, отже, до неправильного прийому повідомлення в цілому.

Завадостійкими називаються коди, що дозволяють виявляти і (або) виправляти помилки в кодових словах, які виникають при передачі по каналах зв'язку. Ці коди будуються таким чином, що для передачі повідомлення використовується лише частина кодових слів, які відрізняються один від одного більш ніж в одному символі. Ці кодові слова називаються дозволеними. Всі інші кодові слова не використовуються і відносяться до числа заборонених кодових слів. Застосування завадостійких кодів для підвищення вірності передачі даних пов'язано з вирішенням завдань кодування і декодування.

Завдання кодування полягає в отриманні при передачі для кожної k-елементної комбінації з безлічі q^k відповідного їй кодового слова довжиною n з безлічі q^n. Завдання декодування полягає в отриманні k-елементної комбінації з прийнятого n-розрядного кодового слова при одночасному виявленні або виправленні помилок.

1. ОГЛЯД ЛІТЕРАТУРИ ТА ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ ПРОЕКТУВАННЯ

1.1 Характеристика та властивості циклічних кодів

Все перешкодостійкі коди можна розділити на два основні класи: блокові і безперервні (Рекурентні або ланцюгові). У блокових кодах кожному повідомленню (або елементу повідомлення) зіставляється кодова комбінація (блок) з певної кількості сигналів. Блоки кодуються і декодуються окремо один від одного. Блокові коди можуть бути рівномірними, коли довжина кодових комбінацій n постійна, або нерівномірними, коли n мінливо. Нерівномірні перешкодостійкі коди не отримали практичного застосування через складність їх технічної реалізації.

У безперервних кодах введення надмірності в послідовність вхідних символів здійснюється без розбивки її на окремі блоки. Процеси кодування і декодування в безперервних кодах мають також безперервний характер.

Як блокові, так і безперервні коди в залежності від методів внесення надмірності поділяються на роздільні і нероздільні. У роздільних кодах чітко розмежована роль окремих символів. Одні символи є інформаційними, інші є перевірочними і служать для виявлення і виправлення помилок. Роздільні блокові коди називаються зазвичай (n, k) - кодами, де n-довжина кодових комбінацій, k - число інформаційних символів в комбінаціях. Нероздільні коди не мають чіткого поділу кодової комбінації на інформаційні та перевірочні символи. Цей клас кодів поки нечисленний.

Роздільні блокові коди діляться, в свою чергу, на несистематично і систематичні. Несистематичні роздільні коди будуються таким чином, що перевірочні символи визначаються як сума підблоків довжини, на які поділяється блок інформаційних символів.

Більшість відомих роздільних кодів складають систематичні коди. У цих кодів перевірочні символи визначаються в результаті проведення лінійних операцій над певними інформаційними символами. Для випадку двійкових кодів кожен перевірки символ вибирається таким, щоб його сума по модулю два з певними інформаційними символами стала рівною нулю. Декодування зводиться до перевірки на парність певних груп символів. В результаті таких перевірок дається інформація про наявність помилок, а в разі необхідності - про позицію символів, де є помилки.

Розглянемо один з видів систематичних кодів - циклічні коди.

Циклічні коди отримали досить широке застосування завдяки їх ефективності при виявленні і виправленні помилок. Схеми кодують і декодер для цих кодів надзвичайно прості і будуються на основі звичайних регістрів зсуву.

Назва кодів походить від їх властивості, що полягає в тому, що кожна кодова комбінація може бути отримана шляхом циклічної перестановки символів комбінації, що належить до цього ж коду. Це означає, що якщо, наприклад, комбінація $a_0 a_1 a_2 \ldots a_{n-1}$ є дозволеною комбінацією циклічного коду, то комбінація$a_{n-1} a_0 a_1 a_2 \ldots a_{n-2}$ також належить цим кодом.

Циклічні коди зручно розглядати, представляючи комбінацію двійкового коду не у вигляді послідовностей нулів і одиниць, а у вигляді полінома від фіктивної змінної x, а саме:

$$G\ (x) = a_{n-1}\ x^{n-1} + \ a_{n-2}\ x^{n-2} + \ldots + a_1 x + a_0, \qquad (1.1)$$

де a_1 - цифри даної системи числення (0 і 1).

Так, наприклад, двійкове семирозрядне число 1010101 може бути записано у вигляді полінома

$$S(x)=1 \cdot x^6\ + 0 \cdot x^5 + 1 \cdot x^4 + 0 \cdot x^3 + 1 \cdot x^2 + 0 \cdot x^1 + 1 \cdot x^0 =$$

$$= x^6\ + x^4 + x^2 + 1. \qquad (1.2\ )$$

Найбільша ступінь x в складовою з ненульовим коефіцієнтом називається ступенем полінома.

Подання кодових комбінацій в формі (1.2) дозволяє звести дії над комбінаціями до дії над многочленами. При цьому додавання двійкових многочленів зводиться до складання по модулю два коефіцієнтів при рівних ступенях змінної x. Множення проводиться за звичайним правилом множення статечних функцій, проте отримані при цьому коефіцієнти при рівних ступенях змінної x складаються по модулю два. Розподіл здійснюється за правилами ділення статечних функцій, при цьому операції віднімання замінюються операціями підсумовування по модулю два.

Подання комбінацій в формах (1.1) і (1.2) зручно ще й тим, що згадана раніше циклічна перестановка є результат простого множення даного полінома на x. Дійсно, якщо одна з кодових комбінацій виражається поліномом

V (x) = $a_0 + a_1x + a_1x^2 + \cdots a_{n-2}x^{n-1}$, то нова комбінація за рахунок циклічного зсуву буде x·V(x) = $a_0x + a_1x^2 + a_2x^3 + \cdots a_{n-2}x^{n-1} + a_{n-1}x^n$.Однак в останньому члені необхідно замінити x^n на 1. Отже, нова комбінація буде

$$V^1(x) = a_{n-1} + a_0x + a_1x^2 + \cdots + a_{n-2}x^{n-1}.$$

Наприклад, циклічний зсув кодової комбінації 1010101 може бути отриманий шляхом множення полінома (1.2) на x: G (x) · x = x^7 + x^5 + x^3 + x. Замінивши x^7 на 1, отримаємо поліном: G^1(x) = x^5 + x^3 + x + 1, відповідний кодової комбінації 0101011.

Згідно з визначенням циклічного коду для побудови виробляючої матриці $P_{n,k}$ досить вибрати тільки одну вихідну n-розрядну комбінацію V_1(x). Циклічним зрушенням можна отримати (n -1) різних комбінацій, з яких будь-які до комбінацій можуть бути взяті в якості вихідних. Підсумовуючи рядки виробляє матриці у всіх можливих комбінаціях, можна отримати інші кодові комбінації. Можна показати, що кодові комбінації, одержувані з деякою комбінації V_1(x) циклічним зрушенням, задовольняють умовам, що пред'являються до сукупності вихідних комбінацій [2].

Циклічний зсув комбінації з одиницею в старшому n-м розряді рівносильний множенню відповідного многочлена на x з одночасним вирахуванням з результату многочлена (x^n -1) або (x^n +1), так як операції здійснюються за модулем два. Отже, якщо в якості вихідного взяти деякий поліном P(x), то процес отримання базових поліномів можна представити в наступному вигляді:

U_1(x) = P (x);

$$U_2(x) = P(x)x - C_2(x^n + 1);$$

$$U_3(x) = P(x)x^2 - C_3(x^n + 1);$$

$$U_n(x) = P(x)x^{n-1} - C_n(x^n + 1) \qquad (1.3)$$

де $C_2, C_3, \ldots, C_n -$ коефіцієнти, які беруть значення 1 при P (x) $\cdot$ x^i> $(x^n - 1)$ і значення 0 при P (x) $\cdot$ $x^i < (x^n - 1)$

При такому способі побудови базових поліномів поліном P(x) називають утворюючим.

Якщо прийняти умову, що поліном P(x) є дільником двочлена $(x^n - 1)$, то базові комбінації, а разом з ними і всі дозволені комбінації коду набувають властивість подільності на P(x). З цього випливає, що приналежність кодової комбінації до групи дозволених можна легко перевірити розподілом її полінома на який утворює поліном P(x). Якщо залишок від ділення дорівнює нулю, то комбінація є дозволеною.

Це властивість циклічного коду використовується для виявлення або виправлення помилок. Дійсно, якщо під впливом перешкод дозволена кодова комбінація трансформується в заборонену, то помилка може бути виявлена за наявністю залишку при діленні комбінації на який утворює поліном P(x).

Таким чином, утворює поліном P (x) повинен задовольняти вимогу - він повинен бути дільником двочлена $(x^n - 1)$. Вибір P(x) однозначно визначає циклічний код і його коригувальні властивості.

Циклічний (n, k) - код може бути отриманий шляхом множення простого k-значного коду, вираженого у вигляді полінома ступеня (k - 1), на деякий утворює поліном P(x) ступеня (n - k).

Можлива й інша процедура отримання циклічного коду. Для цього кодова комбінація простого k-значного коду G(x) множиться на одночлен x^{n-k}, а потім ділиться на який утворює поліном P(x) степеня (n-k). В результаті множення G(x) на x^{n-k} степінь кожного одночлена, що входить в G (x), підвищиться на (n - k). При поділі праці x^{n-k}G(x) на який утворює поліном P(x) вийде приватне Q(x) такій же степені, як і G(x).

Результат множення і ділення можна представити в наступному вигляді:

$$\frac{x^{n-k}G(x)}{P(x)} = \mathrm{Q(x)} + \frac{R(x)}{P(x)}, \qquad (1.4)$$

де R (x) - залишок від ділення $x^{n-k}G(x)$ на P(x).

Так як приватна Q (x) має таку ж ступінь, як і кодова комбінація G(x), то Q(x) також є комбінацією простого k-значного коду.

Помноживши обидві частини рівності (1.4) на P (x) і зробивши деякі перестановки, отримаємо:

$$F (x) = Q (x) P (x) = x^{n-k}G(x) + R (x). \qquad (1.5)$$

У правій частині (1.5) знак мінус перед R(x) замінений знаком плюс, так як віднімання по модулю два зводиться до складання.

Таким чином, кодова комбінація циклічного (n, k)-коду може бути отримана двома способами:

1) шляхом множення простої кодової комбінації ступеня (k - 1) на одночлен x^{n-k} і додавання до цього твору залишку, отриманого від ділення отриманого добутку на який утворює поліном P (x) ступеня (n - k);

2) шляхом множення простої кодової комбінації ступеня (до - 1) на який утворює поліном P (x) ступеня (n - k).

При першому способі кодування перші до символів отриманої кодової комбінації збігаються з відповідними символами вихідної простої кодової комбінації. При другому способі в отриманої кодової комбінації інформаційні символи не завжди збігаються з символами вихідної простої комбінації. Такий спосіб легко реалізуємо, але внаслідок того, що в отриманих кодових комбінаціях не містяться інформаційні символи в явному вигляді, ускладнюється процес декодування. У зв'язку з цим на практиці зазвичай використовується перший спосіб отримання циклічного коду.

1.2 Стиснення інформації

Основні методи стиснення даних. Методи стиснення даних без втрат інформації засновані на усуненні надмірності подання інформації. Економне кодування досягається за рахунок подання малоймовірних подій довшими словами, чим подій з високою ймовірністю настання. Якщо ймовірність настання події дорівнює p, то, відповідно до теореми Шеннона про кодування джерела інформації, така подія найвигідніше кодувати словом завдовжки p 2 log бітів. методи стиснення даних явно або неявно спираються на цей факт.

В результаті процесу економного кодування одиниці вихідних даних (символу, слова, рядку, числа і т.п.) ставиться у відповідність так зване кодове слово. Кодове слово складається з послідовності цифр, зазвичай довічних. Сукупність всіх кодових слів утворює код. Якщо довжини всіх кодових слів однакові, то використовуваний код має фіксовану (постійну) довжину, інакше змінну.

Ефективність стиснення, як характеристика скорочення розміру представлення інформації щодо вихідного буде в даному огляді визначатися ступінь стиснення. Ступінь стиснення приймається рівною відношенню обсягу вихідних даних до обсягу відповідних їм стислих даних і вимірюється в разах.

Всі методи стиснення прийнято розділяти на два класи: методи статистичного кодування і методи словникового стиснення. У схемах стиснення також часто використовуються допоміжні перетворення, що забезпечують або сприяють виконанню етапу економного кодування.[5]

Методи статистичного кодування явно спираються на теорему Шеннона. Такі методи включають в себе два етапи: оцінка ймовірності кодуючих елементів (моделювання) і власне кодування. На етапі кодування виконується заміщення елемента is з оцінкою ймовірності появи (isq кодовим словом довжиною, log2 isq бітів). Цей етап іноді називається ентропійним кодуванням оцінки. Відновлення даних без втрат забезпечується в тому випадку, коли кодер і декодер оперують одними і тими ж оцінками (isq в кожен момент часу).

Завдання кодування елемента із заданою вірогідністю традиційно вирішується за допомогою різновидів методу Хаффмана і арифметичного стискання.

Алгоритм Хаффмана визначає процедуру побудови коду змінної довжини, середня надмірність якого мінімальна для всіх неблочних кодів, тобто задають відображення рівно одного вихідного елемента в одне кодове слово. Оскільки слово може бути представлено тільки цілим числом бітів, при кодуванні по Хаффману здійснюється наближення (isq дробом, рівними степені двійки). Тому даний алгоритм непридатний безпосередньо для економного кодування елементів бінарного алфавіту. Код Хаффмана є префіксним і тому зазвичай представляється у вигляді дерева. Традиційно використовується двопрохідна схема (статистичний алгоритм Хаффмана): при першому перегляді даних підраховується статистика зустрічності елементів, тобто будується модель даних, на підставі якої формується код; при другому перегляді дані стискаються за допомогою отриманого коду. Оцінки ймовірності (Isq при кодуванні постійні, і код не змінюється). Відомий адаптивний однопрохідний варіант алгоритму, але він володіє суттєво більшою обчислювальною складністю і на практиці не використовується.

Арифметичне стиснення, або арифметичне кодування, дозволяє при кодуванні декількох елементів представляти кожен елемент в середньому дробовим числом бітів. Тому зазвичай арифметичне стиснення забезпечує більшу ступінь стиснення, ніж кодування по Хаффману. Блок кодованих елементів представляється дробом, яка визначається твором оцінок ймовірності (isq всіх елементів блоку). Це і визначило назву методу. Чим isq менше, тим довше дріб, і більше потрібно двійкових символів для її подання. Алгоритм декодування складніше, ніж для методу Хаффмана , але дозволяє відновити вихідні дані без втрат. Арифметичне кодування не вимагає явної перебудови коду при зміні оцінок ймовірності, тому зазвичай використовується адаптивна однопрохідна схема, що дозволяє природним чином враховувати локальні особливості даних.

Ідея словникового стиснення полягає в заміні послідовностей елементів вихідних даних на ідентифікатори таких фраз деякого словника, які збігаються з заміщюваною послідовністю. методи словникового стиснення експлуатують факт повторюваності рядків символів. Словник, як сукупність фраз може будуватися по-різному. Наприклад, в нього можуть включатися такі рядки, які мають найбільшу величиною характеристики ILLq, де q - частота народження послідовності, L - довжина послідовності, IL - довжина ідентифікатора (покажчика) фрази словника.[4]

Серед словникових схем найбільше поширення отримали методи Зіва-Лемпела. Словникові методи, що відносяться до цього класу, можна розділити на два сімейства: LZ77 (LZ1) і LZ78 (LZ2). Схеми сімейства LZ77 базуються на одноіменному методі. У методах даного сімейства роль словника грає порція вже оброблених даних. Послідовність зазвичай кодується зазначенням позиції початку еквівалентної фрази в словнику (зміщення) і довжини збігу. Пара зміщення, довжина збігу в цьому випадку є покажчиком. Якщо елемент, який кодується відсутній в словнику, то він певним чином позначається і представляється як є. Такий елемент називається літералом. З способу формування словника слід, що методи сімейства LZ77 є адаптивними.

На практиці схеми типу LZ77 використовуються спільно з алгоритмами статистичного кодування покажчиків і літералів. Наприклад, в методі LZH для економного кодування покажчиків і літералів використовується алгоритм Хаффмана.

У схемах сімейства LZ78 в словник включаються не всі послідовності, що зустрічаються в обробленому масиві даних, а лише «перспективні» з точки зору ймовірності появи в подальшому. Наприклад, в методі LZ78 нова фраза формується як зчеплення (конкатенація) одній із фраз S словника, що має найдовший збіг з поточної кодуючої послідовності 'S, і символу s. Символ s є символом, наступним за послідовністю *SS* '.

На відміну від сімейства LZ77, в словнику не може бути однакових фраз. У найвідомішому представника сімейства LZ78, методі LZW, словник ініціалізується фразами для всіх символів алфавіту кодованих данних 4. Показання фраз кодуються словами фіксованої довжини, яка визначається розміром словника. В рамках методу сімейства LZ78 нескладно реалізувати ефективне неадаптивне і полуадаптивне стиснення, при якому словник будується заздалегідь.

Словник, який використовується в словникових методах стиснення, можна розглядати як аналог статистичної моделі даних, яка застосовується в статистичних методах.

Поширеним методом стиснення є кодування довжин серій (Run Length Encoding, RLE). Цей метод дозволяє кодувати послідовності однакових елементів. Існує велика кількість різновидів кодування довжин серій. Наприклад, послідовність ідентичних елементів може являти собою трійку <прапор використання кодування, довжина серії, повторюваний елемент>.

Для кодування цілих чисел з невідомим, але монотонно убуває розподілом ймовірності використовуються так звані універсальні коди. Надмірність універсальних кодів цілих чисел для будь-якого конкретного розподілу і будь-якого кодованого числа n є обмеженою зверху, якщо виконується умова p (n) t p (n 1). Універсальними є, наприклад, коди Елаєса. Стиснення даних може бути покращено, якщо обробляти не вихідні елементи, а їх різниці. Це характерно, наприклад, для відцифрованих аналогових сигналів, табличних даних. В останньому випадку віднімаються не елемент, а послідовності елементів, тобто рядки таблиці. Для забезпечення можливості однозначного перетворення необхідно зберегти в первинному вигляді перший елемент будь-якої іншої, який служить опорним (базовим). Описаний прийом називається диференціальним або різницевим кодуванням.

При наявності локальних угруповань однакових символів стиснення може бути покращено за рахунок попереднього перетворення «стопка книг». Всі використовувані елементи заносяться в список і кодуються своїми номерами в ньому. З кожною появою елемента він переноситься в голову списку, «зрушуючи» вниз всі інші. В результаті локально часто використовувані елементи представляються однаковими числами, що дозволяє застосовувати прості методи стиснення.

1.3 Постановка завдання проектування

Синтезувати телекомунікаційний пристрій на основі циклічних кодів на основі циклічних кодів, що забезпечує передачу інформації з максимальною швидкістю при забезпеченні достовірності передачі даних не гірше заданої, при мінімальних апаратурних витратах.

З цією метою необхідно забезпечити вирішення таких завдань:

1. Розробити алгоритм роботи пристрою, що усуває надмірність за допомогою заданого оптимального нерівномірного коду;
2. Розробити алгоритм роботи і функціональні схеми пристрою кодування, що забезпечують передачу даних з достовірністю не гірше заданої;
3. Оцінити коригувальні та виявляють здатність отриманого коду.

Телекомунікаційний пристрій на основі циклічних кодів повинен задовольняти наступним технічним вимогам:

- тип каналу даних - симетричний;
- кількість слів в інформаційному блоці M = 9;
- довжина слова L = 8 біт;
- нерівномірний код - Шеннона-Фано;
- спосіб введення надмірності в інформаційний блок - циклічні коди;

- допустима ймовірність не виявлення помилки Pнодоп = 1,00-10^{-3};
- ймовірність спотворення двійкового розряду Pэ = 1,00-10^{-1}.

4. Зміст розрахунково-пояснювальної записки (питання, які підлягають розробці): розробка алгоритму роботи пристрою, що усуває надмірність; алгоритм роботи кодуючих пристроїв; функціональна схема 1 каналу кодуючих пристроїв.

2. РОЗРОБКА АЛГОРИТМУ РОБОТИ ПРИСТРОЮ, ЩО УСУВАЄ НАДМІРНІСТЬ ЗА ДОПОМОГОЮ ЗАДАНОГО ОПТИМАЛЬНОГО НЕРІВНОМІРНОГО КОДУ

За допомогою фільтра " **цукенгшщзхъфыбю** " отримаємо послідовність символів для передачі (ліва колонка). Початковий текст наведено в правій колонці таблиці 2.1. У ньому виділено один із символів первинного алфавіту:[1]

Таблица 2.1 – Фрагмент текста

Вихідний текст	Массив даних
твльным образом восполнена посредством другого воздействия на эмоционально-рассудочную часть чвлозечвского мировосприятия, рвлигия выступавт првждв всвго как форма восполнения ограниченности чвловвчвской практики, не способной предоставить чвловвку ввсь спвктр возможностей, которые он жвлал бы имвть в реальности. в атвистичвской литвратурв эту функцию называют иллюзорно-компвнсаторной, подчеркивают, что во всвх общественных системах религия выполняла и выполняет роль иллюзорного компвнсатора слабости и Овссилия чвловвка общественного, при этом .:■ веч- я з *р.иау* отнюдь нв индивидуальная чвловвчвская слабость, а слабость социальная, слабость общества, которов вще нв сумвло практически овладвть природными и социальными силами, по-видимому, идвологи, так понимающие одну иэ важных функций рвлигии, всбрьвз ввсрят в нвков сввтлов врвмя, когда чвловвчвство овладеет всбми силами природы и общественных отношений, однако надо	еныбзненыеуггзенцннунуюееекгегыу еееегккфненгненнееекккнебнееекуе екзнекыенебыеенеекеуеуфункцюнзыю юзнкеннекюехбщеенныхехегынынеюзн гкенббееекбщееннгееуннюненунееекб бцнббщекеещенеуекекеныщныуегкнющ енузныхфункцегеезенекееееекгеееее еыбщеенныхншеннкнненкщееекыыхзне ебыккбъекнкубъекнюзнегбезгнныбуу зныхыгеехххxеегезунунгкзенцнгеенк нфкекыенезбеныэнкеккгеекюннеегкк ееенкенцнуныхгееeекбезненехеккун енебещееееенеегегзхугнееннецебее енгбнукknухбезушныхкегеунзенгеге ныеыебыубееныегбееннукехнкбеекюз знееееннбъненeнууекгнкkзкезнеее егшегккнцуезеныхехнекхуехнзеекен езеукнзбцннцннегзнненннзеныбзуны екзбеыегзнегубеекзееexушххекуегы некеннуюфункцюееееененукенгеые

понять, что реальность, в которой воплощается ввсь спвктр мыслимых возможностей, можвт быть как объективной, так и субъективной, отсюда и возможности самой рвлигии бвзграничны.

ряд буржуазных мыслитвлвй в xlx-xx вв. видвли в рвлигии результат индивидуального экзистенциального пврвживания конфликтов и противоречий, которые нвизбвжны в жизни практически каждого чвловвка. отсюда и понимание рвлигии как средства прводолвния (компенсации) индивидуальных горвствЙ

чвловвка: болвэнвй, одиночвства, страха смерти

и пр.

к. Марксу принадлежит поистине блвстящвв Опрвдвлвнив рвлигии; "рвлигия - это вэдох угнвтвнной твари, сврдцв бвссврдвчного мира, подобно тому как она - дух бвздушных порядков. рвлигия всть опиум народа" (соч., т.1, с.415). в' хх в. и позжв многив прогрессивные мыслитвли были убвждвны в том, что рвлигия обрвчвна, что наука и твхника освободят чвловвка от иллюзий, что жизнь станвт опрвдвлвнной и объяснимой, что равенство и счастьв станут удвлом каждого. однако оказалось что-то таков в истории и жизни чвловвчвства, дажв достигшего к концу хх столвтия разительных твхничвских успвхов на эвмлб и в космосв, что нв позволило вму пока ни избавиться от социальной, национальной и религиозной напряженности, ни эаывтныы образом приумножить ряды атвистов. оказалось, что проблемы религиозности лвжат глубжв, чвм казалось материалистам и просввтитвлям хуш-

xlx ввков. да, по-видимому, рвлигия выполняет компвнсаторну» функцию, вели вв рассматривать в вдинствв с наукой, ввдь многив мыслитвли,	

Число повідомлень (потужність джерела інформації): N = 15. Застосовуємо код Шеннона-Фано для синтезу кодового відображення. Для цього:

1) Сортуємо символи алфавіту в порядку убування ймовірності зустрічності:

Таблиця 2.2

№	Сообщение	Вероятность появления - P(a_t)
1	е	0,072
2	н	0,053
3	к	0,028
4	У	0,021
5	З	0,016
6	ы	0,016
7	ъ	0,014
8	б	0,014
9	г	0,013
10	Х	0,009
11	ш	0,006
12	ю	0,006
13	Ц	0,004
14	Щ	0,003
15	ф	0,002

2) Будуємо код Шеннона-Фано за відомими правилами:

Таблиця 2.3

№	Ai	P(ai)	Допоміжні стовпчики						
				2	3	4	5	6	7
1	е	0,072		I					
2	н	0,053		II					
3	к	0,028	II	I	I	I			
4	'У	0,021	II	I	I	II			
5	З	0,016	II	I	II	I			
6	ы	0,016	II	I	II	II			
7	ъ	0,014	II	II	I	I			
3	о	0,014	II	II	I	II	I		
Э	г	0,013	II	II	I	II	II		
10	к	0,009	II	II	II	I	I		
11	ш	0,006	II	II	II	1	II		
12	о	0,006	II	II	II	II	I		
13	Ц	0,004	II	II	II	II	II	I	
14	Щ	0,003	II	II	II	II	II	II	I
15	ф	0,002	II	II	II	II	II	II	II

Таблиця 2.4

№	Сообщение	Вероятность	Код Шеннона-Фано
1	е	0,072	ОО
2	н	0,053	01
3	к	0,028	1000
4	У	0,021	1001
5	З	0,016	1010
6	ы	0,016	1011
7	ъ	0,014	1100
8	б	0,014	11010
9	г	0,013	11011
10	*Х*	0,009	11100
11	ш	0,006	11101
12	ю	0,006	11110
13	Ц	0,004	111110
14	ш	0,003	1111110
15	ф	0,002	1111111

4) Записуємо кодове відображення алфавіту: **Fi(A) = {(е, 00), (н, 01), (к, 1000), (у, 1001), (з, 1010), (ы, 1011), (ъ, 1100), (б, 11010), (г, 11011), (х, 11100), (ш, 11101), (ю, 11110), (ц, 111110), (щ, 1111110), (ф, 1111111)}.**

Складаємо інформаційний пакет розміру M x L (9 x 8), заповнення якого ведемо справа наліво і зверху вниз, виходячи з отриманого кодового відображення вихідного алфавіту і заданій послідовності символів для передачі:

Таблиця 2.5

1	0	1	1	0	0	1	1		1
0	0	1	0	1	1	0	0		x
0	0	1	1	1	1	1	1		x_2
0	1	1	1	0	1	0	0		x_3
1	1	1	0	1	1	1	1		x_4
0	1	1	0	0	1	0	0		x_5
0	0	1	0	0	0	1	1		x_6
1	1	0	1	0	1	0	1		x_7
0	0	0	1	1	0	1	1		x_8

3. РОЗРОБКА АЛГОРИТМУ РОБОТИ ПРИСТРОЮ КОДУВАННЯ, ЩО ЗАБЕЗПЕЧУЄ ПЕРЕДАЧУ ДАНИХ З ДОСТОВІРНІСТЮ НЕ ГІРШЕ ЗАДАНОЇ

3.1 Розрахунок мінімальної кодової відстані в комбінаціях циклічного коду

Для побудови циклічного коду із заданою допустимої ймовірністю невиявлених помилок $P_{\text{НОдоп}}$ слід визначити мінімальну достатню кодову відстань d_{min} в комбінаціях шуканого циклічного коду. Як відомо, для симетричних каналів зв'язку з взаємонезалежними помилками[5]

$$P_{HO} \approx \frac{1}{2^r} C_n^{dmin} P_{\text{Э}}^{dmin} \qquad (3.1)$$

$x^{,7} + x^{,3} + x^{10}$	$x^9 + x^4 + x^2 + x + 1$
$x^7 + x^{12} + x^{10} + x^9 + x^8$	$x^8 + x^4 + x^3 + 1$

$x^{13} + x^{,2} + x^9 + x^8$

$x^{13} + x^8 + x^6 + x^5 + x^4$

$x^{12} + x^9 + x^6 + x^5 + x^4$

$X^{12} + x^7 + x^5 + x^4 + x^3$

$x^9 + x^7 + x^6 + x^3$

$x^9 + x^4 + x^2 + x + 1$

$x^7 + x^6 + x^4 + x^3 + x^2 + x$

$R(x) = x^7 + x^6 + x^4 + x^3 + x^2 + x + 1$

R(l,0) = 011011111

2) Для 2-ї групи:

$0(1,0) = 000111010; Q(x) = x^5 + x^4 + x^3 + x$

$Q(x)*x^9 = (x^5 + x^4 + x^3 + x)*x^9 = x^{14} + x^{13} + x^{]2} + x^{10}$

$R(x) = x^8 + x^4 + 1$

R(1,0)= 100010001

3) Для 3-ї групи:

$Q(l,0)=111111100;Q(x) = x^{fl} + x^7 + x^6 + x^i + x^4 + x^3 + x^2$

$Q(x)*x^9 = (x^8 + x^7 + x^6 + x^5 + x^4 + x^3 + x^2)*x^9 = x^{17} + x^{16} + x^{'5} +x^{14} + x^{13} + x^{12} + x^{11}$

$R(x) = x^7 + x^6 + x^2 + x + 1$

R(l,0) = 011000111

4) Для 4-ї групи:

$0(1,0) = 101100011; Q(x) = x^8 + x^6 + x^5 + x + 1$

$Q(x)*x^9 = (x^8 + x^6 + x^5 + x + 1)*x^9 = x^{17} + x^{15} + x^{14} + x^{!0} + x^9$

$R(x) = x^7 + x^5 + 1$

R(1,0) = 010100001

5) Для 5-ї групи:

$Q(1,0) = 011010001$; $Q(x) = x^7 + x^6 + x^4 + 1$

де C_n^{dmin} - кількість комбінацій n-розрядного коду з мінімальним кодовою відстанню d_{min}; r - довжина перевірочної частини коду.

Використовуючи таблицю 15 в [3], підбираємо таке d_{min} для заданого М = 9, щоб P_{HO}, обчислене за формулою (3.1) було менше або дорівнює $P_{HOдоп}$= 0,001. Приймаємо початкове d_{min} = 2. З таблиці, при наявних значеннях М і прийнятому значенні d_{min} знаходимо кількість контрольних розрядів r. Тоді довжина коду буде дорівнює n = М + г. За цими даними знаходимо P_{HO} і зіставляти його з даними $P_{HOдоп}$, якщо розрахункове P_{HO} більше, ніж $P_{HOдоп}$, то приймаємо d_{min} = d_{min} + 1 і повторюємо розрахунок до тих пір, поки розрахункове P_{HO} не стане менше заданого $P_{HOдоп}$

Результат влаштовує при d_{min} = 5, при цьому перевірочних розрядів необхідно взяти r = 9.

Для побудови циклічного коду необхідно вибрати утворює поліном P(x) ступенем r = 9. З таблиці 2 в [3] вибираємо поліном 9-го ступеня:

$$x^9 + x^4 + x^2 + x + 1.$$

Для обчислення перевірочних розрядів треба уявити інформаційну частину у вигляді полінома Q (x), помножити отриманий поліном на одночлен x^r і розділити цей результат на поліном, який утворюється. Залишок відділення буде шуканими перевірочними бітами:

1) Для 1-ї групи:

$$Q(1,0) = 100010010; Q(x) = x^8 + x^4 + x$$

$$Q(x)*x^9 = (x^8 + x^4 + x)*x^9 = x^{17} + x^{13} + x^{10}$$

$$Q(x)*x^9 = (x^7 + x^6 + x^4 + 1)*x^9 = x^{16} + x^{15} + x^{13} + x^9$$

$$R(x) = x^8 + x^6 + x$$

$$R(1,0) = 101000010$$

2) Для 6-ї групи:

$$Q(1,0) = 011111010;\ Q(x) = x^7 + x^6 + x^5 + x^4 + x^3 + x$$

$$Q(x) \ast x^9 = (x^7 + x^6 + x^5 + x^4 + x^3 + x) \ast x^9 = x^{16} + x^{15} + x^{14} + x^{13} + x^{12} + x^{10}$$

$$R(x) = x^8 + x^5 + x^4 + x^2$$

$$R(1,0) = 100110100$$

3) Для 7-ї групи:

$$Q(1,0) = 101010101;\ Q(x) = x^8 + x^6 + x^4 + x^2 + 1$$

$$Q(x) \ast x^9 = (x^8 + x^6 + x^4 + x^2 + 1) \ast x^9 = x^{17} + x^{15} + x^{13} + x^{11} + x^9$$

$$R(x) = x^8 + x^6 + x^4 + x^2$$

$$R(1,0) = 101010100$$

4) Для 8-ї групи:

$$Q(1,0) =101010111;\ Q(x) = x^8 + x^6 + x^4 + x^2 + x + 1$$

$$Q(x) \ast x^9 = (x^8 + x^6 + x^4 + x^2 + x + 1) \ast x^9 = x^{17} + x^{15} + x^{13} + x^{11} + x^{10} + x^9$$

$$R(x) = x^8 + x^6 + x^5 + x^4 + x^3 + x$$

$$R(1,0) = 101111010$$

Запишемо отримані циклічні кодові комбінації (їх число дорівнює ширині пакета, тобто 8), у яких інформаційна частина (М) займає старші розряди, а перевірочні біти (К) - молодші.

Таблиця 3.1

0	1	0	0	1	1	1	1		X_0
1	0	1	1	0	0	0	0		X_1
1	0	1	0	1	0	1	1		X_2
0	0	0	1	0	1	0	1		X_3
1	1	0	0	0	1	1	1		X_4
1	0	0	0	0	0	0	1		X_5
1	0	1	0	0	1	1	0		X_6
1	0	1	0	1	0	0	1		X_7
1	1	1	1	0	0	0	0		X_8
1	0	1	1	0	0	1	1		X_0
0	0	1	0	1	1	0	0		X_1
0	0	1	1	1	1	1	1		X_2
0	1	1	1	0	1	0	0		X_3
1	1	1	0	1	1	1	1		X_4
0	1	1	0	0	1	0	0		X_5
0	0	1	0	0	0	1	1		X_6
1	1	0	1	0	1	0	1		X_7
0	0	0	1	1	0	1	1		X_8

3.2 Оцінка виявляючих і коригувальних властивостей отриманого коду

Визначимо для отриманого інформаційного пакету розмірністю Lх (М + r) фактичну вірогідність невиявлення помилки $P_{НО}$ і мінімальна кодова відстань d_{min}. Для цього постоїмо канальну матрицю і матрицю кодових відстаней розмірністю LxL (8х8). У канальної матриці кожна клітинка містить умовну ймовірність переходу кодової послідовності a_i в послідовність b_j

$$P(b_j/a_i) = P_э^{di_j} \cdot (1 - P_э)^{n-d_{i,j}} \text{ ,} \qquad (3.2)$$

де $P_э$ = 0,1 - ймовірність помилки в одному розряді коду, n = 18 розрядність коду, $d_{i,j}$ кодова відстань переходу a_i в b_j.

Таблиця 3.2 – Матриця кодових відстаней

	а 1	а 2	а 3	а 4	а 5	а 6	а 7	а 8
а 1	0	9	8	10	11	12	9	8
а 2	9	0	11	9	10	5	10	11
а 3	8	11	0	10	9	10	9	12
а 4	10	9	10	0	11	10	11	10
а 5	11	10	9	11	0	9	6	7
а 6	12	5	10	10	9	0	9	10
а 7	9	10	9	11	6	9	0	5
а 8	8	11	12	10	7	10	5	0

Підставивши в формулу 3.2 значення для n и $P_э$, отримаємо:

$$P(b_j/a_i) = 0{,}1^d \cdot (1-0{,}1)^{(18-d)}$$

Таблиця 3.3 – Канальна матриця

	а 1	а 2	а 3	а 4	а 5	а 6	а 7	а 8	$P_{НО}(a_i)$
а 1		$3,87\cdot10^{-10}$	$3,49\cdot10^{-9}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$4,78\cdot10^{-12}$	$5,31\cdot10^{-13}$	$3,87\cdot10^{-10}$	$3,87\cdot10^{-9}$	$7,80\cdot10^{-9}$
а 2	$3,87\cdot10^{-10}$		$4,78\cdot10^{-12}$	$3,87\cdot10^{-10}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$2,54\cdot10^{-6}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$4,78\cdot10^{-12}$	$2,54\cdot10^{-6}$
а 3	$3,49\cdot10^{-9}$	$4,78\cdot10^{-12}$		$4,30\cdot10^{-11}$	$3,87\cdot10^{-10}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$3,87\cdot10^{-10}$	$5,31\cdot10^{-13}$	$4,35\cdot10^{-9}$
а 4	$4,30\cdot10^{-11}$	$3,87\cdot10^{-10}$	$4,30\cdot10^{-11}$		$4,78\cdot10^{-12}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$4,78\cdot10^{-12}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$5,69\cdot10^{-1}$
а 5	$4,78\cdot10^{-12}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$3,87\cdot10^{-10}$	$4,78\cdot10^{-11}$		$3,87\cdot10^{-10}$	$2,82\cdot10^{-7}$	$3,14\cdot10^{-8}$	$3,15\cdot10^{-7}$
а 6	$5,31\cdot10^{-13}$	$2,54\cdot10^{-6}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$3,87\cdot10^{-10}$		$3,87\cdot10^{-10}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$2,54\cdot10^{-6}$
а 7	$3,87\cdot10^{-10}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$3,87\cdot10^{-10}$	$4,78\cdot10^{-12}$	$2,82\cdot10^{-7}$	$3,87\cdot10^{-10}$		$2,54\cdot10^{-6}$	$2,83\cdot10^{-6}$
а 8	$3,49\cdot10^{-9}$	$4,78\cdot10^{-12}$	$5,31\cdot10^{-13}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$3,14\cdot10^{-8}$	$4,30\cdot10^{-11}$	$2,54\cdot10^{-6}$		$2,58\cdot10^{-6}$

Знаходимо ймовірність помилки, яку не можна виявити при передачі пакета:

- знаходимо ймовірність помилки, яку не можна виявити при передачі кожної кодової послідовності пакета:

$$P_{НО}(a_i) = \sum_{\substack{j=1 \\ i \neq j}}^{l} P(\text{ bj }/\text{ai}); \qquad (3.3)$$

Для всіх кодових послідовностей ймовірності невиявленої помилки наведені в окремій колонці канальної матриці.

Тоді ймовірність невиявленої помилки для всього пакета:

$$P_{НО}(L\times(M+r)) = \sum_{i=1}^{L} P(a_i)P_{НО}\cdot(\text{ bj }/\text{ai}) = \sum_{i=1}^{L} \frac{1}{L}\, P_{НО}(\text{ bj }/\text{ai}); \qquad (3.4)$$

$$P_{НО}(L\times(M+r)) = 1,25\cdot10^{-1}\cdot(7,80\cdot10^{-9} + 7,80\cdot10^{-9} + 7,80\cdot10^{-9} + 7,80\cdot10^{-9}$$
$$+ 7,80\cdot10^{-9} + 7,80\cdot10^{-9} + 7,80\cdot10^{-9} + 7,80\cdot10^{-9} = 6,24\cdot10^{-8} < P_{НОдоп}$$

3.3 Оцінка однозначності та ефективності виробленого стиснення

Для оцінки ефективності та однозначності виробленого стиснення:

1) Обчислюємо ентропію вихідного алфавіту H (A):

$$H(A) = -\sum_{i=1}^{|A|} P(a_i) log_2\ P(a_i)$$

H(A) = 0,072·(-3,796) + 0,053· (-4,238) + 0, · -(-5,158) + 0,021· (-5,573) + 0,016· (-5,966) +

0,016· (-5,966) + 0,014·(-6,158) + 0,014·(-6,158) + 0,013·(-6,265) + 0,009·(-6,796) +

0,006·(-7,381) + 0,006·(-7,381) + 0,004·(-7,966) + 0,003·(-8,381) + 0,002·(-8,966) = 1,429.

2) Знаходимо фактичний коефіцієнт стиснення отриманого блоку $\mu_{\text{факт}}$:

$$\mu_{\text{факт}} = \frac{N}{k\cdot H(A)} = \frac{L\cdot(M+r)}{k\cdot H(A)}$$

де k - кількість символів первинного алфавіту в отриманому блоці; - кількість символів первинного алфавіту в отриманому блоці; N – довжина (бит) блока.

$$\mu_{\text{факт}} = 4,1992.$$

4. ВИБІР СТРУКТУРНОЇ СХЕМИ СПІ І РОЗРОБКА ФУНКЦІОНАЛЬНОЇ СХЕМИ ОДНОГО КАНАЛУ, ЯКА КОДУЄ ПРИСТРОЇ

4.1 Синтез структурної схеми проектування телекомунікаційного пристрою

Повідомлення передаються від джерела інформації до адресата за допомогою технічних засобів, що утворюють систему передачі інформації. Скільки існує методів відображення інформації, стільки можна створити і способів її передачі. Розглянемо один з видів моделі системи передачі інформації (СПІ).

На рисунку 4.1 зображена орієнтовна структурна схема обраної моделі СПІ.

На рисунку 4.1:

ІІ – джерело інформації; БП - блок пам'яті; X / Y - пристрій усунення надмірності (архівування); БПІ - блок пакетування інформації; МБВІ - багатоканальний блок введення надмірності (кодує пристрій методом циклічних кодів); УСАП - універсальний синхронно-асинхронний передавач / приймач; БПВП - блок пам'яті вектора помилок; БФВП - блок формування вектора помилок; БВП - блок вектора перенесення; МБДК - багатоканальний блок декодування; БДПІ - блок депакетування інформації; Y / X-пристрій розархівації; ПІ - приймач інформації; БСІ - блок стиснення інформації; БРІ - блок розархівації інформації.[6]

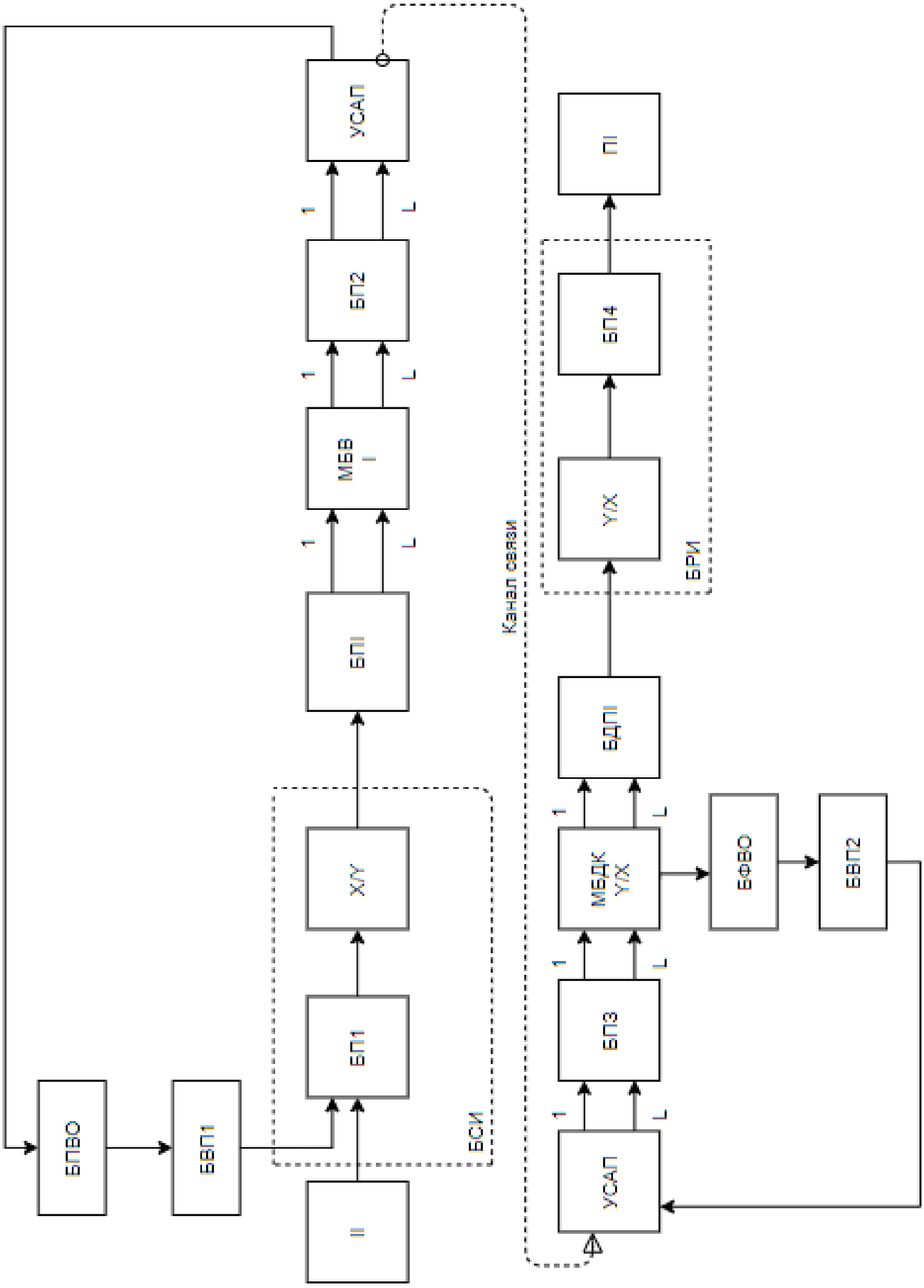

Рисунок 4.1 - Структурна схема СПІ.

4.1 Синтез функціональної схеми одного каналу кодуючого пристрою

Канал кодує пристрої на основі циклічних кодів є регістр зсуву з зворотніми зв'язками, структура якого визначається зворотнім утворюючим поліномом. Такий регістр зсуву будується (на базі D-тригерів) за такими правилами:

1) Число каскадів регістра вибирають рівним ступеня утворює полінома – r.

2) Кількість суматорів за модулем 2 береться на одиницю менше числа ненульових членів утворюючих поліном.

3) Входи всіх комірок регістра позначають x_i (i = 0 .. r - 1). Вихід останньої клітинки позначається x_r.

4) Суматори по модулю 2 встановлюються на вході тих комірок, для яких у формулі утворюючого полінома є нульове значення, при чому суматор з входу комірки x_0 переноситься на вихід останньої комірки x_r (для зняття необхідності застосування лінії затримки),

5) Вихід суматора на виході останньої комірки з'єднується з одним із входів інших суматоров.

6) Виходи попередніх комірок з'єднуються зі входами наступних через суматори або без них, в залежності від того, встановлені вони між комірками чи ні.

Застосовуючи зазначені правила, приймаємо (виходячи з обраного утворюючого полінома):

- число каскадів регістра: 9;
- кількість суматори за модулем: 3.

Синтезуємо функціональну схему одного каналу кодуючого пристрою, грунтуючись на вищепереліченому (рисунок 4.2).

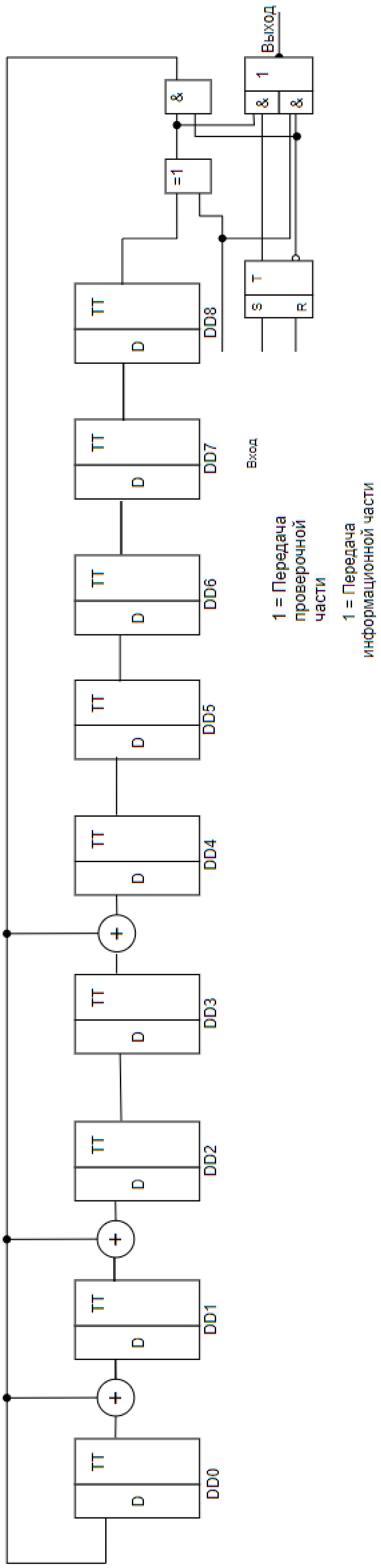

Рисунок 4.2 – Функціональна схема одного каналу

Для коду a_1 = (100010010), запишемо потактову роботу схеми (рисунок 4.2) при передачі перевірочної частини - отримання залишку R(x):

Таблиця 4.1

№	z	Q_1	Q_2	Q_3	Q_4	Q_5	Q_6	Q_7	Q_8		Q_9
x^8	1	1	1	1	0	1	0	0	0		0
x^7	0	0	1	1	1	0	1	0	0		0
x^6	0	0	0	1	1	1	0	1	0		0
x^5	0	0	0	0	1	1	1	0	1		0
x^4	1	1	1	1	0	0	1	1	0		1
x^3	0	1	0	0	1	1	0	1	1		0
x^2	0	0	1	0	1	1	1	0	1		1
x^1	1	0	0	1	0	0	1	1	0		1
x^0	0	1	1	1	1	1	0	1	1		0

Сигнали на виходах тригерів були отримані при емуляції роботи схеми (рисунок 4.2) програмою Multisim .

ВИСНОВОК

У даній роботі проведений синтез телекомунікаційного пристрою на основі циклічних кодів, що забезпечує передачу інформації з максимальною швидкістю при забезпеченні достовірності передачі даних не гірше заданої, при мінімальних апаратурних витратах. З цією метою були виконані наступні завдання.

1. Розроблено алгоритм роботи пристрою, що скасовує надмірність за допомогою заданого оптимального нерівномірного коду.

2. Розроблено алгоритм роботи і функціональна схема одного каналу пристрою кодування, що забезпечує передачу даних з достовірністю не гірше заданої.

3. Оцінено коригувальні та виявляючі здатності отриманого коду.

Телекомунікаційний пристрій на основі циклічних кодів задовольняє наступним технічним вимогам:

- тип каналу даних - симетричний;
- кількість слів в інформаційному блоці M = 9;
- довжина слова L = 8 біт;
- нерівномірний код – Шеннона-Фано;
- спосіб введення надмірності в інформаційний блок - циклічні коди;
- допустима ймовірність не виявлення помилки Рнодоп = $1{,}00 \cdot 10^{-3}$;
- ймовірність спотворення двійкового розряду Pe = $1{,}00 \cdot 10^{-1}$.

Поставлена задача виконана в повному обсязі.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Основы построения телекоммуникационных систем и сетей: Учебник для вузов / В.В. Крухмалев, В.Н. Гордиенко, А.Д. Моченов и др. – М.: Горячая линия-Телеком, 2014. – 510 с.
2. Олифер В.Г. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы: Учебник для вузов. / В.Г. Олифер, Н.А. Олифер. – СПб.: Питер, 2013. – 944 с.
3. Кожевников В.Л. Теорія інформації та кодування: навчальний посібник / В.Л. Кожевников, А.В. Кожевников. – Д.: Національний гірничий університет, 2013. – 108 с.
4. Scott A. Vanstone, Paul C. Van Oorschot, An introduction to error correcting codes with applications, ISBN 0-7923-9017-2.
5. David Terr. "Cyclic Code". MathWorld. (Сторінка оновлена 2019 р.).
6. Методичні вказівки до виконання курсового проекту "Пристрій захисту від помилок" по курсу "Системи передачі даних" / Укладачі Кулик І.А., Зубань О.Ю. – Суми, Видавництво СумДУ, 2008. – 73 с.
7. Золотарёв В.В. Помехоустойчивое кодирование. Методы и алгоритмы: Справочник / В.В. Золотарёв, Г.В. Овечкин. Под. Ред. чл.-кор. РАН Ю.Б. Зубарева. – М.: Горячая линия-Телеком, 2004. – 126с.
8. Усенко О.А. Приложения теории информации и криптографии в радиотехнических системах: учебное пособие. – Ростов-на-Дону; Таганрог: Издательство Южного федерального университета, 2017. – 170 с.