

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ

Харківський національний університет радіоелектроніки

Факультет Центр післядипломної освіти
(повна назва)

Кафедра Програмної інженерії
(повна назва)

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА

Пояснювальна записка

рівень вищої освіти другий (магістерський)

Дослідження методів створення кодеків

підвищеної стійкості до перешкод

(тема)

Виконав:

Студент 2 курсу, групи ІПЗзДМ-20-1
Рябкова Т.П.

(прізвище, ініціали)

Спеціальність

121 Інженерія програмного
забезпечення

(код і повна назва спеціальності)

Тип програми

освітньо-наукова

Керівник

проф. Шубін І.Ю.

(посада, прізвище)

Допускається до захисту

Зав. кафедри

(підпис)

З.В. Дудар

(прізвище, ініціали)

2022 р.

Харківський національний університет радіоелектроніки

Факультет _____ Центр післядипломної освіти
(повна назва)

Кафедра _____ Програмної інженерії
(повна назва)

Рівень вищої освіти _____ другий (магістерський)

Спеціальність _____ 121 Інженерія програмного забезпечення
(код і повна назва спеціальності)

Тип програми _____ освітньо-наукова
(освітньо-професійна або освітньо-наукова)

Освітня програма _____ Інженерія програмного забезпечення
(повна назва)

ЗАТВЕРДЖУЮ:

Зав.кафедри _____
(підпис)

« ____ » _____ 2022 р.

**ЗАВДАННЯ
НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ**

студентки _____ Рябковій Тетяні Петрівні
(прізвище, ім'я, по батькові)

1. Тема роботи _____ Дослідження методів створення кодеків підвищеної
стійкості до перешкод

затверджена наказом університету від _____ 24.03.2022 р. № _____ 31 Стз

2. Термін подання роботи до екзаменаційної комісії _____ 15 05 2022р.

3. Вихідні дані до роботи _____

4. Перелік питань, що потрібно опрацювати в роботі _____ *мета роботи, аналіз
проблемної галузі і постановка задачі, опис запропонованих
варіантів оптимізації, використовувані методи та алгоритми, опис
розробленої програмної системи, опис застосованих програмних рішень,
аналіз можливих застосувань*

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№	Назва етапів роботи	Терміни виконання етапів роботи	Примітка
1.	Аналіз предметної галузі	31 березня 2022	виконано
2.	Огляд існуючих методів	10 квітня 2022.	виконано
3.	Розробка алгоритмів, проектування та розробка ПЗ	15 квітня 2022	виконано
4.	Підготовка пояснювальної записки	20 квітня 2022	виконано
5.	Спецчастина	28 квітня 2022	виконано
6.	Підготовка презентації та доповіді	08 травня 2022	виконано
7.	Попередній захист	12 травня 2022	виконано
8.	Нормоконтроль, рецензування	13 травня 2022.	виконано
9.	Занесення роботи в електронний архів	14 травня 2022.	виконано
10.	Допуск до захисту в зав. кафедри	15 травня 2022	виконано

Дата видачі завдання 28 березня 2022р.

Студентка



(підпис)

Керівник роботи

(підпис)

проф. Шубін І.Ю.

(посада, прізвище, ініціали)

РЕФЕРАТ / ABSTRACT

Кваліфікаційна робота магістра містить: 114 с., 24 рис., 6 табл., 36 джерел.

СТІЙКІСТЬ ДО ПЕРЕШКОД, КОДЕКИ МУЛЬТИМЕДІЙНОЇ ІНФОРМАЦІЇ, ГІПЕРМЕДІА.

Об'єктом дослідження є методи лінгвістичних описів корпусів тексту.

Метою роботи є дослідження й розробка математичних методів і алгоритмів аналізу корпусів тестов, з метою формалізації для застосування в інтелектуальних системах .

Методи розробки – методи моделювання, методи кластерного аналізу, статистичний експеримент.

У результаті реалізовано алгоритм аналізу й обробки експертної інформації стосовно до завдання побудови машинних словників

RESISTANCE TO INTERFERENCE, CODES OF MULTIMEDIA INFORMATION, HYPERMEDIA.

The object of research is the methods of linguistic descriptions of text corpora.

The aim of the work is research and development of mathematical methods and algorithms for analysis of test cases, in order to formalize for use in intelligent systems.

Development methods – modeling methods, cluster analysis methods, statistical experiment.

As a result, the algorithm of analysis and processing of expert information in relation to the task of constructing machine dictionaries is implemented

Умови публікації пояснювальної записки

Я, _____ Рябкова Тетяна Петрівна _____

(прізвище, ім'я, по батькові)

студентка групи ІПЗзДМ-20-1 здобувачка вищої освіти на другому (магістерському) рівні

кафедра програмної інженерії,

(повна назва кафедри)

заявляю: моя кваліфікаційна робота на тему Дослідження методів створення кодеків підвищеної стійкості до перешкод,

(назва роботи)

що буде представлена до ЕК для публічного захисту, виконана самостійно, в ній не містяться елементи плагіату і вона може бути опублікована в електронному архіві відкритого доступу EIArKhNURE. Всі запозичення з друкованих та електронних джерел мають відповідні посилання.

Я ознайомена з діючим положенням «Про протидію академічному плагіату в ХНУРЕ», згідно з яким виявлення плагіату є підставою для відмови в допуску кваліфікаційної роботи до захисту та застосування дисциплінарних заходів.

ЗМІСТ

Вступ	8
1 Аналіз стану розв'язання проблеми та обґрунтування цілей дослідження	11
1.1 Аналіз існуючих математичних моделей	11
1.2 Аналіз кодів на основі КСО	21
1.3 Аналіз алгоритмів побудови кодових слів коду з КСО	24
1.4 Обґрунтування цілей дослідження	32
2 Опис проведених теоретичних досліджень	34
2.1 Алгоритми кодування і декодування для коду із КСО	34
2.2 Алгоритми самосинхронізації КСО	36
2.3 Аналітичні залежності ймовірностей характеристик перешкод	40
2.4 Розрахунок розподілу значень сигнальної ознаки	41
2.5 Графоаналітична модель коду із КСО	42
2.6 Принципи кодування та декодування для різних типів ІК	45
3 Опис розроблених моделей і методів.....	49
3.1 Алгоритм кодування кодом із КСО	49
3.2 Алгоритм декодування для коду із КСО	50
3.3 Алгоритм реалізації ПК й ПДК для коду із КСО	55
3.4 Алгоритм синхронізації кодеків ІК	57
3.5 Алгоритм забезпечення надійної синхронізації первинного коду	58
3.6 Алгоритм узагальнених каскадів кодування-декодування	65
3.7 Оцінка інформаційної надійності математичних моделей	66
4 Програмна реалізація системи	73
4.1 Побудова різнотипних математичних моделей ІК	73
4.2 Аналіз ефективності різнотипних моделей	75

5	Опис можливості використання отриманих результатів.....	82
	Висновки	87
	Перелік джерел посилання	89
	Додаток А Перелік джерел посилання за науковими напрямками керівника та науковців кафедри програмної інженерії	93
	Додаток Б Звіт результатів перевірки на унікальність тексту	94
	Додаток В Слайди презентації	96
	Додаток Г Листінг модуля	105
	Додаток Д Апробація роботи.....	111
	Додаток Е Експертний висновок результатів перевірки кваліфікаційної роботи на відповідність оформлення вимогам ДСТУ	113

ВСТУП

Розробка математичних моделей і алгоритмів, здатних реалізувати підвищену стійкість до перешкод сучасних інформаційних каналів (ІК), що структурно містять канали зв'язку (КЗ) і кодеки – пристрої кодування (ПК) і декодування (ПДК), – у першу чергу, диктується вимогами забезпечення достовірного прийому інформації, переданої в умовах обмежень і неконтрольованих зовнішніх впливів (зокрема, перешкод) з боку КЗ.

Питання побудови й аналізу математичних моделей КЗ різних типів розглянуті в цілій низці робіт. Математичні моделі ПК й ПДК для різних кодів і режимів роботи запропоновані й досліджені в багатьох роботах у нашій країні. Разом з тим, завданням моделювання й аналізу ІК у цілому як сукупності КЗ, ПК й ПДК приділена не достатня увага. Зокрема, мало досліджені недвійкові (K -іті) ІК, не враховані особливості роботи кодеків при послідовному і почерговому кодуванні різними кодами (каскадні ІК), що не дозволяє реалізувати ІК з необхідними показниками ймовірності прийому в умовах дії імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності, коли середній період проходження імпульсів перешкод як мінімум утворює менше часу передачі кодових посилок.

Крім того, відомі моделі розраховані на використання, як правило, синхронного послідовного інтерфейсу з послідовною почерговою побітовою або побайтовою передачею кодових сигналів, не враховують питання забезпечення синхронізації (синхронно-синфазних режимів) роботи кодеків.

Із цієї причини актуальне завдання синтезу математичних моделей і алгоритмів для ІК підвищеної стійкості до перешкод при надійній синхронно-синфазній роботі кодеків в умовах дії імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності.

У зв'язку із цим перспективними представляються алгоритмічні моделі з коригувальним первинним кодом $K_{\text{перв}}$ у перших каскадах кодування, кожен елемент якого кодується додатково в останньому каскаді кодування захисним

вторинним кодом $K_{\text{втор}}$ з кодовою сигнальною ознакою (КСО). Однак для коду із КСО не запропонована математична модель, відсутні алгоритми кодування й декодування й не вирішене завдання визначення ймовірностей результатів прийому (правильного й хибного прийомів і захисної відмови) по заданих статистичних характеристиках імпульсних випадкових перешкод у КЗ. Це також визначає актуальність теми роботи й необхідність проведених досліджень.

Метою роботи є розробка алгоритмів підвищення стійкості до перешкод ІК за одночасного забезпечення надійної синхронно-синфазної роботи кодеків в умовах дії в КЗ імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності за рахунок розробки нових математичних моделей, методів і алгоритмів роботи каскадних K -ітих ІК, заснованих на застосуванні захисного кодування кодом із КСО.

Поставлена мета досягається вирішенням наступних завдань:

- розробка математичної моделі коду із КСО;
- одержання для коду із КСО алгоритмів кодування й декодування;
- одержання для ІК з використанням коду із КСО аналітичних залежностей імовірностей результатів прийому від заданих статистичних характеристик імпульсних випадкових перешкод у КЗ, які можуть бути застосовані при впливі випадкових послідовностей імпульсів перешкод з довільними законами розподілу амплітуд;
- розробка математичних моделей каскадних K -ітих ІК, що відрізняються від існуючих застосуванням в останньому каскаді кодування коду із КСО, що в умовах дії в КЗ імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності дає можливість реалізації ІК підвищеної стійкості до перешкод;
- розробка програмного комплексу чисельного моделювання каскадних K -ітих ІК, зокрема із застосуванням коду із КСО синтезу, що дає можливість дослідження моделей каскадних K -ітих ІК підвищеної стійкості до перешкод з надійною синхронно-синфазною роботою кодеків.

Об'єктом дослідження є ІК, що функціонує в умовах дії імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності.

Предметом дослідження є математичні моделі й алгоритми, що дозволяють створювати каскадні K -ітні ІК підвищеної стійкості до перешкод за одночасного забезпечення надійної синхронно-синфазної роботи кодеків в умовах дії імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності.

Методи дослідження. У роботі використовуються загальні методи теорії кодування, лінійної алгебри, теорії ймовірностей і математичної статистики, дискретної математики, математичного аналізу, а також методи обчислювальної математики й імітаційного моделювання.

1 АНАЛІЗ СТАНУ РОЗВ'ЯЗАННЯ ПРОБЛЕМИ ТА ОБҐРУНТУВАННЯ ЦІЛЕЙ ДОСЛІДЖЕННЯ

1.1 Аналіз існуючих математичних моделей

Основним об'єктом дослідження є ІК, як складаються з ПК та ПДК (кодеків) та КЗ. Спрощена структурна схема ІК наведена на рис. 1.1.

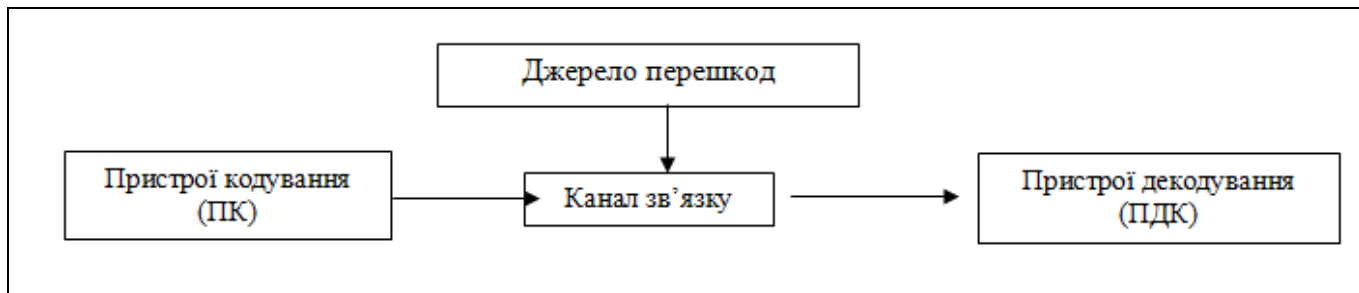


Рисунок 1.1 – Спрощена структурна схема ІК [1]

Математична модель ІК розглядається при наступних допущеннях:

- імпульсні випадкові перешкоди виникають тільки в КЗ і не виникають через некоректну роботу кодеків;

- перешкоди представляються як адитивний імпульсний випадковий потік інтенсивності $i_{pn} = f_{pn}/f_c \geq 3$ (i_{pn} – інтенсивність імпульсної випадкової перешкоди; f_{pn} , f_c – частоти імпульсної випадкової перешкоди й коду, відповідно), що еквівалентно використаному раніше визначенню інтенсивності випадкової імпульсної перешкоди за умови безперервної передачі кодових посилок від першого каскаду до другого каскаду кодування.

У загальному випадку розглядаються K -іті ІК, тобто ІК, що використовують K -іті коди (K -коди), алфавіт α яких містить K символів: $\alpha = \{0, 1, \dots, K - 1\}$. Через вплив імпульсних випадкових перешкод відбувається викривлення переданих символів, внаслідок чого виникають помилки прийому. У теорії кодування прийнято розрізняти два основні види помилок: помилки трансформації й помилки стирання. При виникненні помилок трансформації один символ алфавіту α переходить в інший алфавітний символ. При виникненні помилок стирання утворюється символ, не припустимий з погляду вихідного алфавіту (символ

стирання). Вважається, що для K -кодів існує $K - 1$ символ стирання: X_1, X_2, \dots, X_{K-1} (рис. 1.2).

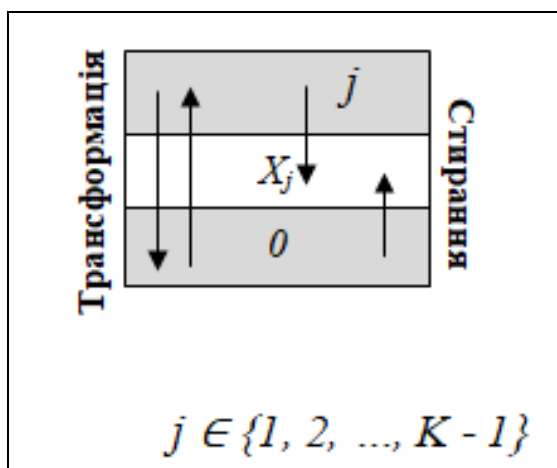


Рисунок 1.2. – Однократні посилки трансформації або стирання для K -коду [2]

Залежно від припустимих видів помилок, КК і КЗ поділяються на канали із трансформаціями, канали зі стираннями і канали загального виду, в яких можливі як помилки трансформації, так і помилки стирання.

Питання побудови й аналізу математичних моделей КЗ різних типів розглянуті в цілій низці робіт вітчизняних і закордонних авторів. Найбільше поширення одержали прості й широко використовувані моделі двійкових каналів з помилками трансформації (рис. 1.3) [2].

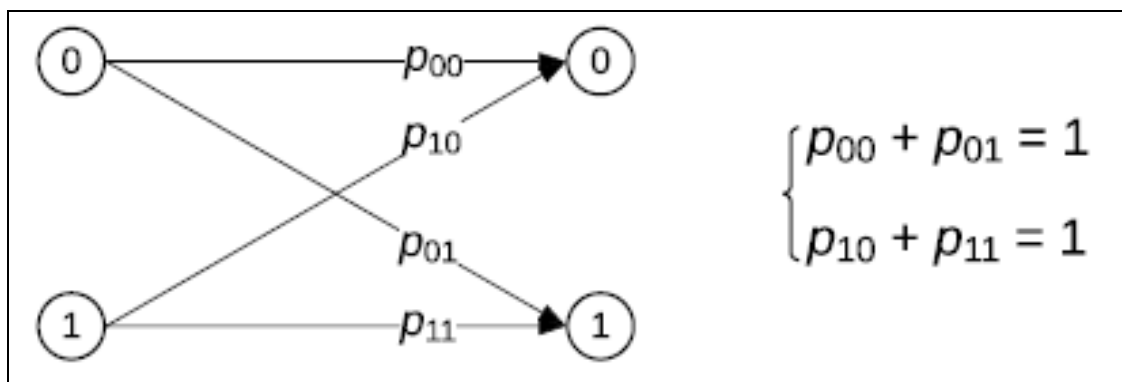


Рисунок 1.3 – Математична модель двійкового КЗ

Двійкові КЗ загального виду (рис. 1.4) також часто використовуються [3].

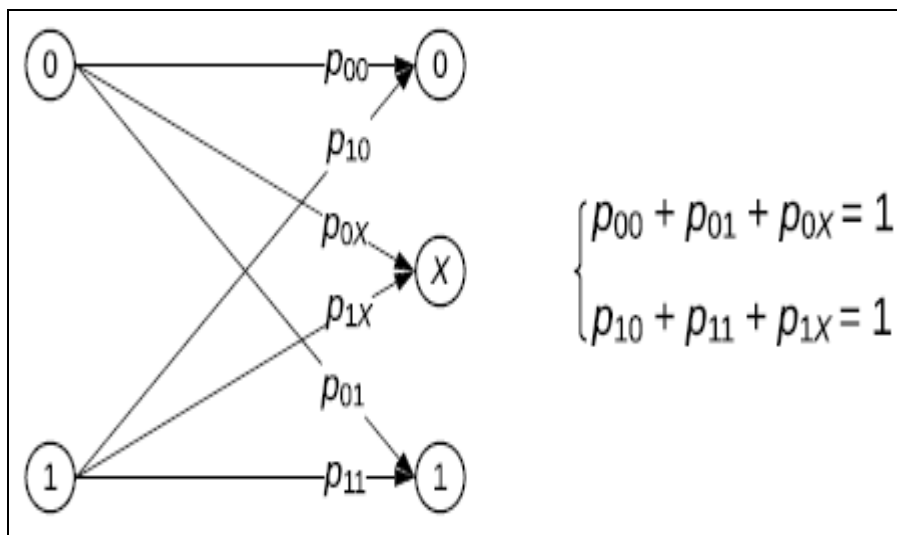


Рисунок 1.4 – Математична модель двійкового КЗ загального вигляду [4]

Якщо ймовірності переходів із символу 0 збігаються з імовірностями переходів із символу 1, тобто $p_{00} = p_{11} = q$ і $p_{01} = p_{10} = p$ (а також $p_{0X} = p_{1X}$ для моделей КЗ загального вигляду), тоді КЗ називається симетричним, а якщо ні, то – несиметричним.

Набагато рідше зустрічаються математичні моделі K -ітих каналів як з помилками тільки трансформації (рис. 1.5), так і загального вигляду (рис. 1.6) [5].

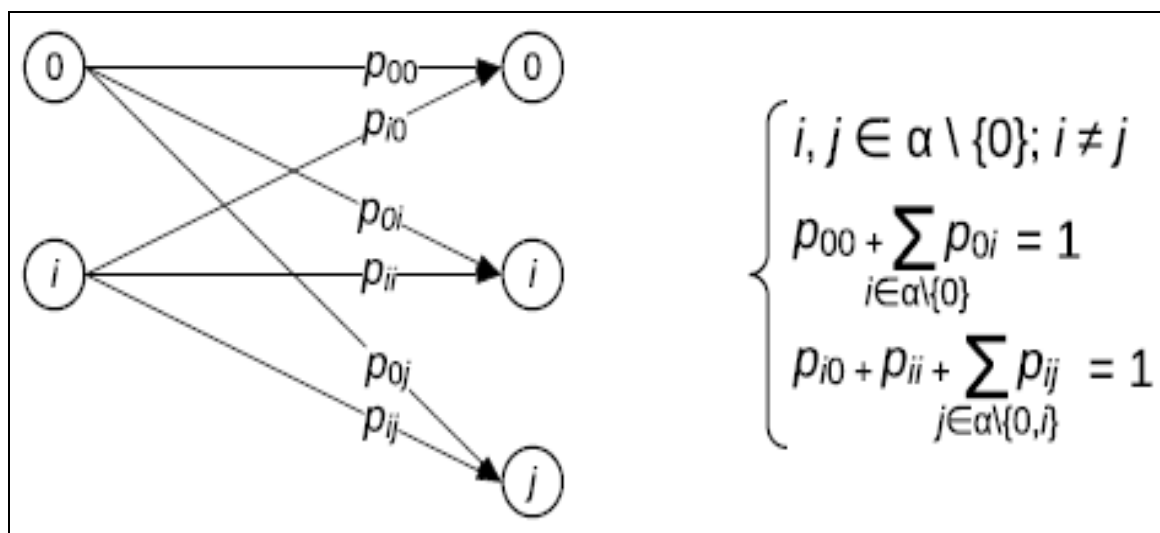


Рисунок 1.5 – Спрощена математична модель K -ітого КЗ із помилками трансформації [6]

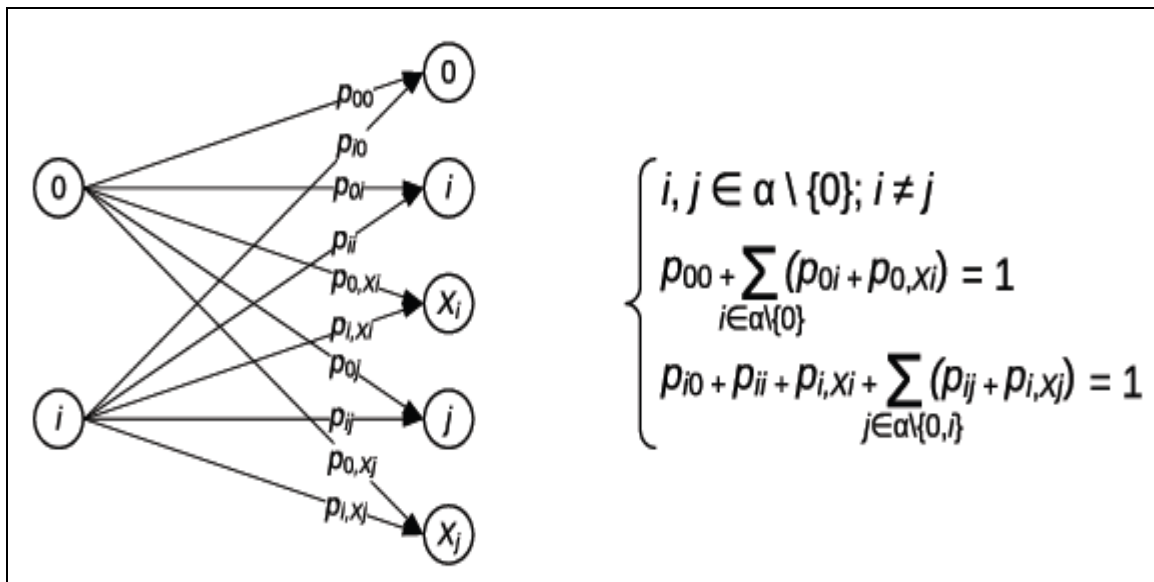


Рисунок 1.6 – Спрощена математична модель K -ітого КЗ загального вигляду

Ще одним типом КЗ є КЗ із пам'яттю, у яких ймовірності переходів символів один до одного залежать не тільки від переданого символу, але й від символів, прийнятих раніше [7].

Окремо слід сказати про математичні моделі каналів на базі альтернативної (не геммінгова) метрики K -кодів [8], геометрична інтерпретація якої представлена на рис. 1.7.

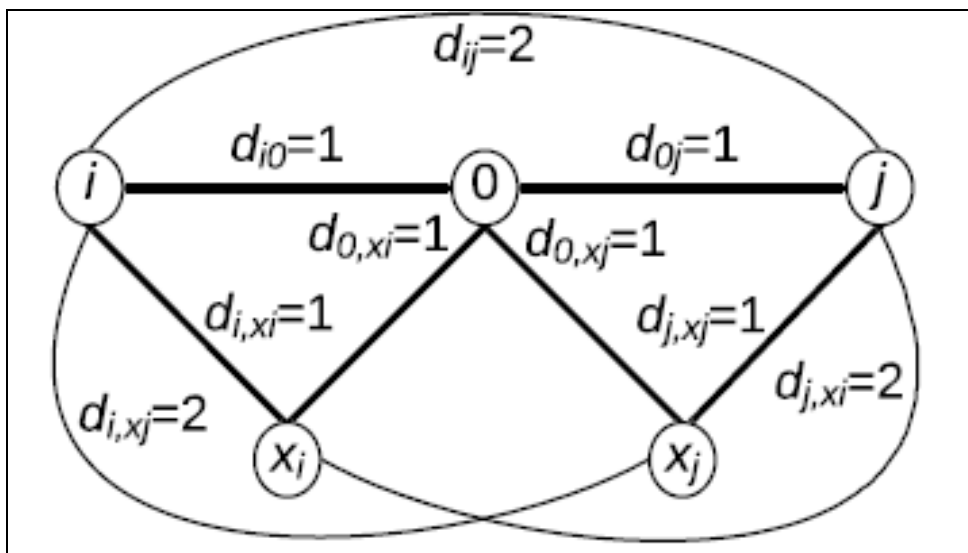


Рисунок 1.7 – Геометрична інтерпретація альтернативної метрики K/K_T -кодів ($d_{a,b}$ – кодові відстані між вершинами a та b графа, $a \neq b$) [8]

Основна перевага цих моделей – можливість забезпечення більш високих показників ймовірності прийому в порівнянні з моделями, що використовують

метрику Геммінга, за рахунок врахування метричних особливостей, що дозволяють реалізувати підвищену коригуюча здатність кодів. Особливий інтерес представляє використання моделей з альтернативною метрикою у поєднанні з кодами без нульової сигнальної ознаки – K_T -кодами, алфавіт яких складається з ненульових (т.зв. «токових») символів: $\alpha = \{1, 2, \dots, K - 1\}$. Надалі, скрізь, де відмінність між K -кодами й K_T -кодами не принципово, для позначення K -ітого коду буде використовуватися скорочення K/K_T -код.

Варто відзначити, що й перераховані класичні моделі, і моделі з альтернативною метрикою, по суті, є моделями КЗ, а не ІК, тобто не враховують особливостей роботи кодеків, що є їхнім істотним недоліком.

Математичні моделі ПК й ПДК для різних кодів і режимів роботи запропоновані й досліджені в багатьох роботах у нашій країні й за кордоном [9].

У роботах [10] досліджені лінійні алгебраїчні коди, головною особливістю яких є лінійна залежність їх кодових слів, тобто будь-яка лінійна комбінація кодових слів також є кодовим словом. Окремо серед лінійних кодів слід виділити циклічні коди, що набули широке поширення [11]. Зокрема, до циклічних кодів відносяться відомі коди Ріда-Соломона й коди Боуза-Чоудхурі-Хоквінгема (БЧХ-коди).

Однією з головних характеристик, що впливають на стійкість до перешкод коду є його надлишковість, чисельно обумовлена коефіцієнтом надлишковості $R_k = k_{K/K_T} / n_{K/K_T}$, де n_{K/K_T} – довжина кодових слів K/K_T -коду, а k_{K/K_T} – кількість контрольних розрядів у кожному з кодових слів. Іншої важливою характеристикою коду є його мінімальна кодова відстань d_{\min} , що визначається як мінімальна відстань між будь-якими двома кодовими комбінаціями (КК): $d_{\min} = \min_{a, b \in A, a \neq b} d(a, b)$, де A – набір кодових слів коду, $d(a, b)$ – кодова відстань між КК a і b , яке визначається використовуваною метрикою. Відома нерівність [12], зв'язуюча мінімальна кодова відстань коду з кількістю помилок трансформації, що виявляються (r) та виправляються (s), а помилок, що також, помилок стирання (e), що виправляються:

$$d_{min} \geq r + s + e + 1, s \leq r. \quad (1.1)$$

Залежно від режимів роботи кодеків, можливі кілька варіацій нерівності (1.1). Так, якщо ПДК працює в режимі виявлення помилок трансформації, то вираз (1.1) перепишеться як:

$$d_{min} \geq r + 1. \quad (1.2)$$

Якщо всі виявлені помилки виправляються (тобто $r = s$), то нерівність (1.1) прийме вигляд:

$$d_{min} \geq 2s + 1. \quad (1.3)$$

Якщо ж код працює в режимі виправлення тільки помилок стирання, то вираз (1.1) перетвориться в нерівність:

$$d_{min} \geq e + 1. \quad (1.4)$$

З виразу (1.3) і (1.4) випливає, що $e \leq d_{min} - 1, s \leq \left\lfloor \frac{d_{min}-1}{2} \right\rfloor$ ($\lfloor \cdot \rfloor$ – операція округлення вниз до найближчого цілого числа), тобто при тому самому значенні мінімальної кодової відстані d_{min} коригуючий код здатний виправляти у два рази більше помилок стирання, ніж помилок трансформації. Це пов'язане з тим, що при виникненні помилки стирання утворюється символ, не припустимий з погляду вихідного алфавіту, і сама його поява вказує на факт наявності помилки. При виникненні помилки трансформації вихідний символ перетвориться в інший припустимий символ, отже, для виправлення помилки потрібно спочатку обчислити її положення усередині прийнятої КК, що вимагає більшої коригуючої здатності коду.

Ще одним важливим класом коригуючих кодів є згорткові коди [13]. Згорткові коди характеризуються тим, що перевіркові символи розташовуються в певному порядку між інформаційними, а процеси кодування й декодування здійснюються в безперервному режимі. У зв'язку із цим поняття мінімальної кодової відстані стає не застосовним до згорткового коду, тому що відсутній явний поділ інформаційного потоку на кодові слова. Однак поняття надлишковості залишається припустимим, насамперед, тому, що перевіркові символи додаються з певною періодичністю: до кожного m інформаційного символу додається k контрольних, отже, для згорткових кодів коефіцієнт надлишковості визначається як $R = k/(k + m)$.

Хоча існують процедури побудови кодів, що виправляють велику кількість помилок, через складність реалізації кодеків на практиці найчастіше застосовуються корегуючі коди з невеликою кодовою відстанню, здатні виправляти одну-дві помилки трансформації. При впливі перешкод великої інтенсивності на одну кодову послідовність припадає три й більше імпульсів перешкод, що дозволяє укласти, що більшість моделей коригуючих кодів мають не достатню стійкість до перешкод для виправлення великої кількості помилок трансформації. Можливим вирішенням могло б стати використання моделей з помилками стирання – як показано вище, у цьому випадку при тому ж самому d_{min} можливе виправлення вдвічі більшої кількості помилок стирання у порівнянні з помилками трансформації, однак більшість існуючих моделей КК передбачають появу саме помилок трансформації.

Для усунення зазначеного недоліку був запропонований принцип каскадного кодування (рис. 1.8). Ідеї каскадного кодування розвивалися в роботах [15].

Підвидом каскадних кодів вважаються також коди-добутки (двомірні коди), кодовими словами яких є всі двомірні таблиці-матриці з рядками, що є кодовими словами коду C_1 і стовпцями, що є кодовими словами коду C_2 (рис. 1.9).

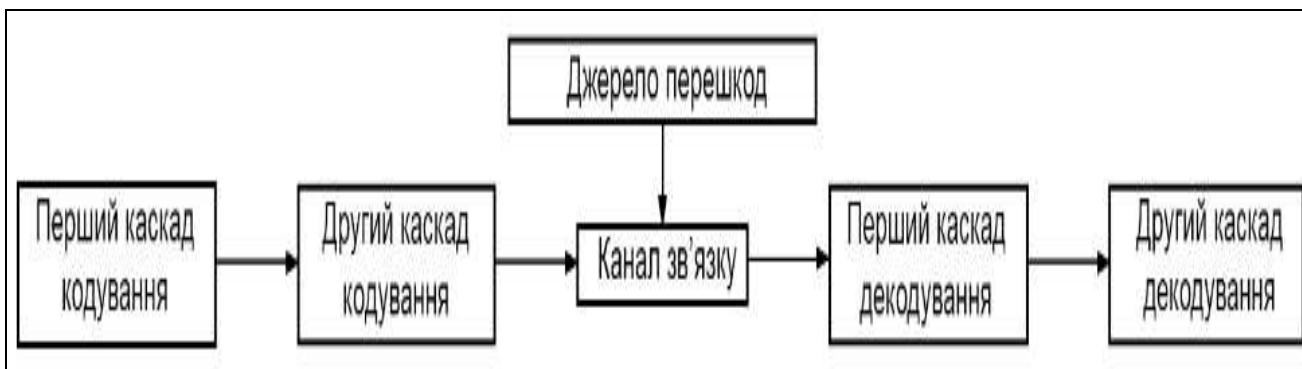


Рисунок 1.8 – Каскадне кодування із застосуванням первинного й вторинного кодів [15]

На рис. 1.9 m_1, k_1 – довжини інформаційної й контрольної частин коду C_1 , відповідно; m_2, k_2 – довжини інформаційної і контрольної частин коду C_2 , відповідно [16].

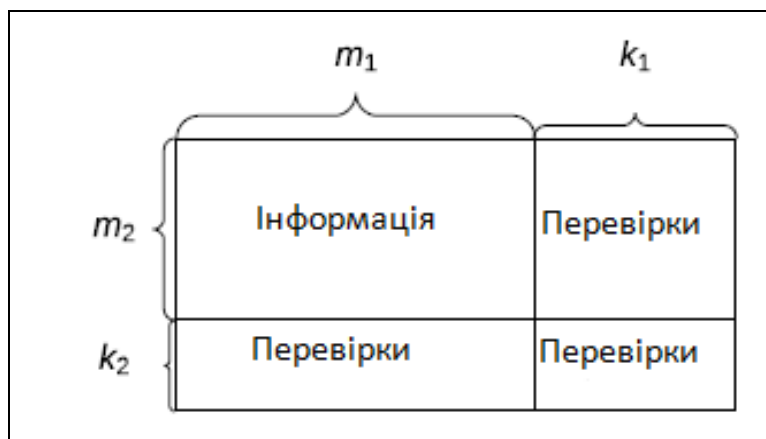


Рисунок 1.9 – Код-добуток

Можливі два способи кодування таким кодом: спочатку m_2 рядків закодувати кодом C_1 , а потім $m_1 + k_1$ стовпців, що вийшли, – кодом C_2 ; або навпаки, спочатку закодувати m_1 стовпців кодом C_2 , а, що потім вийшли $m_2 + k_2$ рядків – кодом C_1 . Для визначеності далі будемо вважати, що використовується другий спосіб кодування. Також коди-добутки узагальнюються на багатомірний випадок.

Хоча стійкість до перешкод каскадних моделей значно перевершує стійкість до перешкод моделей з використанням єдиного коригуючого коду, при великій інтенсивності перешкод навіть застосування каскадних кодів не завжди буває

достатньо для забезпечення необхідного рівня інформаційної надійності [17]. Часто це пов'язано з використанням двійкових кодів, у той час як моделі з більш стійкими до перешкод K -ітими кодами досліджені не повною мірою.

Крім того, відомі моделі, розраховані на використання, як правило, синхронного послідовного інтерфейсу з послідовною почерговою побітовою або побайтовою передачею кодових сигналів, не враховують питання забезпечення синхронізації (синхронно-синфазних режимів) роботи кодеків.

Із цієї причини актуальне завдання синтезу математичних моделей і алгоритмів для ІК підвищеної стійкості до перешкод при надійній синхронно-синфазній роботі кодеків в умовах дії імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності.

У зв'язку із цим перспективними представляються моделі з K -м коригувальним первинним кодом $K_{перв}$ у перших каскадах кодування, кожен елемент якого кодується додатково в останньому каскаді кодування захисним вторинним кодом $K_{втор}$ з кодовою сигнальною ознакою (КСО). При багатокаскадному кодуванні в якості $K_{перв}$ розглядається код передостаннього щабля [17]. Не зменшуючи спільності, будемо вважати, що в ІК використовується двоступінчасте кодування із застосуванням деякого K -ітого коригуючого первинного коду $K_{перв}$ на першому щаблі й захисного вторинного коду $K_{втор}$ із КСО на другому щаблі кодування.

Згідно рис. 1.10 $ПК_{K_{перв}}$, $ПК_{K_{втор}}$ і $ПДК_{K_{перв}}$, $ПДК_{K_{втор}}$ – кодуючі і декодучі пристрої (кодеки) первинного й вторинного кодів, соответственно; Q , B и B' , Q' – вихідні кодові комбінації пристроїв, що кодують, $ПК_{K_{перв}}$ первинного і $ПК_{K_{втор}}$ вторинного кодів і вхідні перекручені перешкодами E кодові комбінації декодувальних пристроїв $ПДК_{K_{втор}}$ вторинного й $ПДК_{K_{перв}}$ первинного кодів, відповідно.



Рисунок 1.10 – Типова (а) і запропонована (б) схеми каскадного K -ітого ІК

Сигнальна ознака – це той або ті параметри сигналу, які містять передану інформацію. Відомо п'ять первинних сигнальних ознак: амплітудний, часовий, частотний, фазовий і полярний. Під вторинною (захисною) сигнальною ознакою прийнято розуміти певну комбінацію або структуру над одним з первинних сигнальних ознак. У якості основної захисної сигнальної ознаки Р.І. Юргенсон запропонував використовувати кодову сигнальну ознаку, при якій інформація міститься в строго синхронізованій за часом кодовій комбінації елементів, які передаються за допомогою кожної з первинних сигнальних ознак [18].

Основною ідеєю коду із КСО є заміна вихідних алфавітних символів K -ітого первинного коду $K_{\text{перв}}$ двійковими послідовностями вторинного коду $K_{\text{втор}}$ з фіксованими міжсимвольними інтервалами. При цьому передача сигналів по реальному КЗ здійснюється послідовностями імпульсів принципово малої тривалості τ з фіксованими інтервалами між ними, кратними заданому інтервалу часу Δt ($\Delta t \gg \tau$) (рис. 1.11).

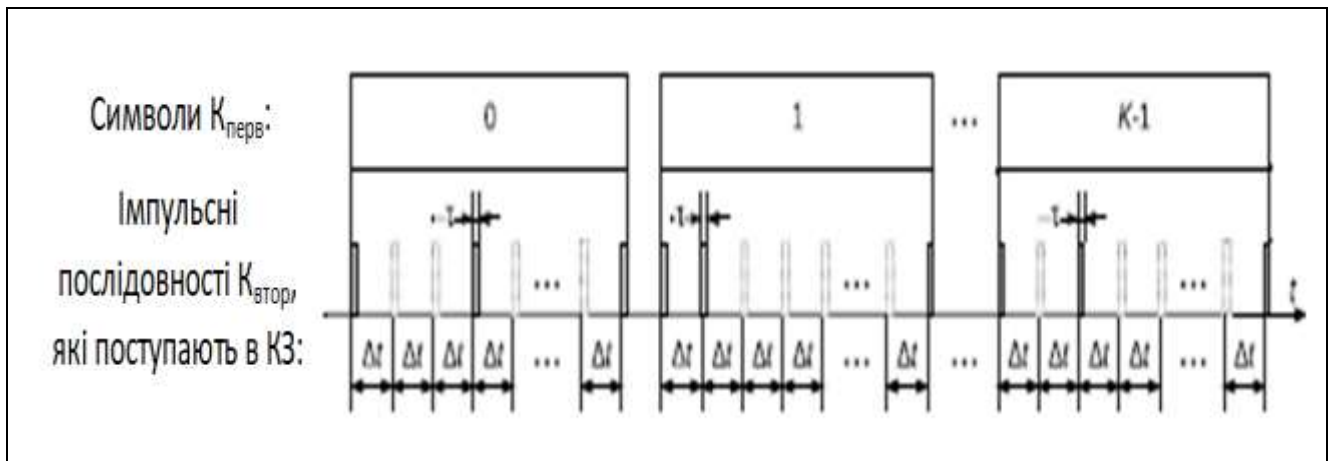


Рисунок 1.11 – Представлення символів первинного коду $K_{\text{перв}}$ за допомогою кодових слів (послідовностей) вторинного коду $K_{\text{втор}}$ з їх наступною передачею по КЗ серією робочих імпульсів невеликої тривалості

Дотепер захисний код із КСО досліджений не повністю. Зокрема, для коду із КСО не запропонована математична модель, відсутні алгоритми кодування й декодування й не вирішене завдання визначення ймовірностей наслідків прийому (правильного й хибного прийомів і захисної відмови) по заданих статистичних характеристиках перешкод, що також визначає актуальність теми роботи й необхідність проведених досліджень.

1.2 Аналіз кодів на основі КСО

Код на основі КСО є комбінаторним нелінійним кодом, що не розділиться, з постійною вагою. Його кодові слова - двійкові послідовності довжини n , що починаються і закінчуються символами одиниць. Усі послідовності мають однакову вагу m_1 , тобто. містять m_1 одиничних символів кожна [19]. Набір кодових слів коду з КСО позначається через $A = \{A_i\}_{i \in \alpha}$. У випадку $K_A = |\alpha|$ кодових слів $K_{\text{втор}}$ – за кількістю символів в алфавіті $K_{\text{перв}}$. Позиції одиничних символів у кодових словах позначаються через:

$$\mu_{iu} (i \in \alpha, 1 \leq u \leq m_l, 1 \leq \mu_{iu} \leq n),$$

при цьому одиничні символи на позиціях 1 і n називаються крайовими, а решта одиничних символів – внутрішніми. Також допускається попереднє перетворення K/K_T -коду в двійковий код (наприклад, представляючи кожен символ $K_{\text{втор}} L = \lceil \log_2 K_A \rceil$ двійковими розрядами, де символ $\lceil \cdot \rceil$ – операція округлення до найближчого цілого числа), що дозволяє синтезувати всього два кодових слова $K_{\text{втор}}$. Для простоти міркувань перетворення K/K_T -коду в двійковий код вважатиметься частиною первинного коду $K_{\text{перв}}$.

Набір кодових слів A вторинного коду $K_{\text{втор}}$ з КСО у разі використання трійкового первинного коду $K_{\text{перв}}$ ($K_A = 3, \alpha = \{0, 1, 2\}$):

$$A_0 = 11000001,$$

$$A_1 = 10001001,$$

$$A_2 = 10000011.$$

Принцип кодування захисним кодом $K_{\text{втор}}$ з КСО полягає у поданні кожного символу первинного коду $K_{\text{перв}}$ тривалості T_{op} у вигляді n -розрядного двійкового кодового слова $K_{\text{втор}}$ (n -розрядної двійкової послідовності) з фіксованими міжрозрядними (міжсимвольними) відстанями (затримками). Фізично (в КЗ) передаються лише одиничні символи кодового коду $K_{\text{втор}}$. Таким чином, у ПК $_{K_{\text{втор}}}$ вторинного коду відбувається формування послідовності з m_l робочих імпульсів принципово малої тривалості $\tau \ll T_{op}$, що займають тимчасові позиції, що відповідають за номерами одиничним символам кодового слова $K_{\text{друг}}$. При цьому перший робочий імпульс формується з деякою фіксованою початковою затримкою Δt_0 щодо часу T_0 надходження сигналу символу $K_{\text{перв}}$ на кодер $K_{\text{втор}}$, а наступні робочі імпульси через інтервали часу, величини яких кратні деякому значенню елементарної затримки Δt . Положення одиничних робочих імпульсів задається позиціями одиничних символів кодових словах (рис. 1.12).

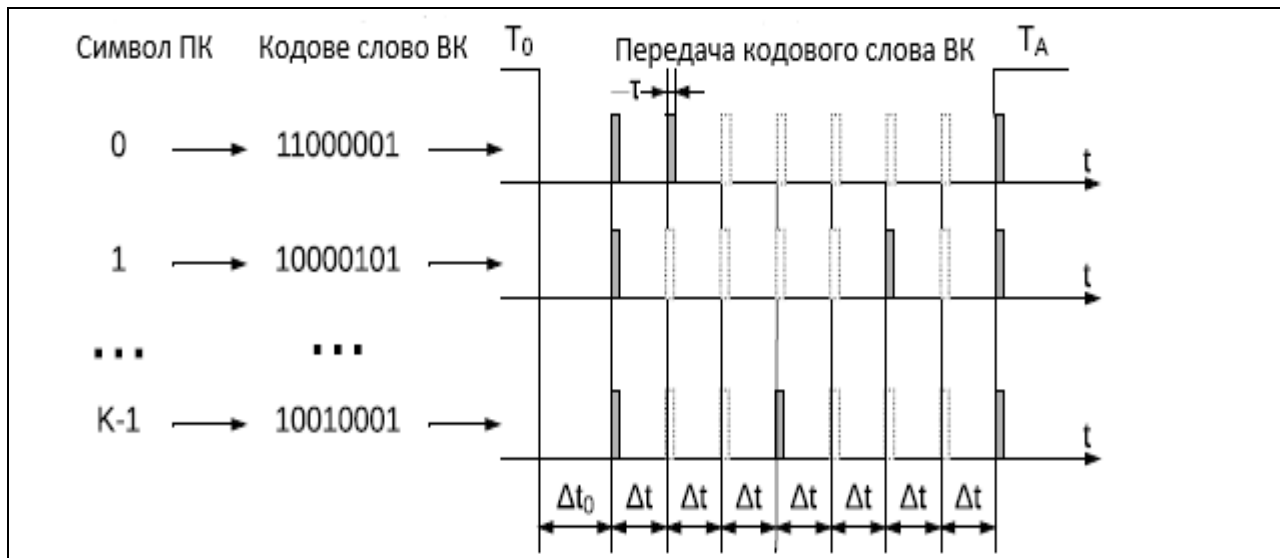


Рисунок 1.12 – Подання символів первинного коду $K_{\text{перв}}$ у вигляді КК вторинного коду $K_{\text{втор}}$ і їх передача робочими імпульсами $K_{\text{втор}}$ невеликої тривалості

Формування u -го робочого імпульсу відбувається на момент часу

$$T_{iu} = \Delta t_0 + (\mu_{iu} - 1)\Delta t$$

відносно моменту часу T_0 , а формування всієї послідовності завершується за час T_A ,

$$T_A = \Delta t_0 + (n - 1)\Delta t < T_{\text{оп}}.$$

Кожен вступник ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ робочий імпульс $K_{\text{втор}}$ спочатку затримується на інтервал часу Δt_0 , а потім $n - 1$ раз на інтервал часу Δt і таким чином, відтворюється n разів у моменти часу

$$T_j = \Delta t_0 + (j - 1)\Delta t, 1 \leq j \leq n.$$

Декодування символу $K_{\text{перв}}$ здійснюється в ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ у момент часу T^* , якщо в цей момент часу було відтворено m_1 робочих імпульсів з часовими затримками T_{iu} , $1 \leq u \leq m_1$, щодо надходження відповідних вихідних робочих імпульсів $K_{\text{втор}}$ в ПДК $_{K_{\text{втор}}}$, де значення T_{iu} обчислюються за формулою з тією відмінністю, що при

декодуванні в ПДК_{Квтор} розряди кодів слів К_{втор} з КСО умовно нумеруються зворотному прийнятому в ПК_{Квтор}. Іншими словами, символ К_{перв} декодується в ПДК_{Квтор}, якщо була відновлена послідовність робочих імпульсів К_{втор}, ідентична з погляду часових затримок послідовності, що формується ПК_{Квтор} для символу К_{перв}.

При цьому, якщо в момент часу T^* були одночасно декодовані два і більше символи К_{перв} або навпаки, не було декодовано жодного символу, то у ПДК_{Квтор} виникає захисна відмова з формуванням особливого символу Y К_{перв}, єдиного для всіх КК К_{втор} та аналогічного символу стирання у каналах зі стиранням.

1.3 Аналіз алгоритмів побудови кодів слів коду з КСО

За відсутності часових затримок у КЗ перший робочий імпульс послідовності надходить на вхід ПДК_{Квтор} через інтервал часу після надходження символу К_{перв} на вхід ПК_{Квтор}. Таким чином, формування результату на ПДК_{Квтор} відбувається в момент часу T_A після надходження на вхід ПДК_{Квтор} першого робочого імпульсу послідовності (2.1) і в момент часу T_B після надходження сигналу відповідного символу К_{перв} на ПК_{Квтор}, де T_B обчислюється за формулою

$$T_B = T_A + \Delta t_0 = 2\Delta t_0 + (n - 1)\Delta t.$$

Для забезпечення високого рівня стійкості до перешкод значення величин затримок Δt_0 і Δt повинні бути строго фіксованими і однаковими для ПК_{Квтор} і ПДК_{Квтор} вторинного коду, а також має виконуватися умова $\Delta t_0 \neq k\Delta t$, при $k \in \mathbb{N}$.

На основі проведеного аналізу сформульовано три базові властивості кожного з кодів слів A_i ($i \in \alpha$) вторинного коду К_{втор} з КСО:

- кодове слово $A_i \in K_{\text{втор}}$ має довжину $n \geq 5$;
- кодове слово $A_i \in K_{\text{втор}}$ містить рівно m_l одиничних символів, $3 \leq m_l \leq n - 2$;
- кодове слово $A_i \in K_{\text{втор}}$ починається і закінчується одиничними символами,

тобто $\mu_{i1} = 1$, $\mu_{im1} = n$.

Крім виконання базових властивостей, для забезпечення високої стійкості до перешкод вводяться додаткові обмеження на весь набір кодових слів в цілому. Одне з таких обмежень – вимога відсутності циклічних зсувів, при якому низька КК вторинного коду $K_{\text{втор}}$ не може бути циклічним зсувом КК $K_{\text{втор}}$. Математично ця вимога формулюється наступним чином.

Нехай дана деяка числова послідовність $B = (b_1, b_2, \dots, b_m)$ довжиною m . Назва її k -е циклічне зрушення ($1 \leq k \leq m - 1$) нову послідовність $L_k(B) = (b_{k+1}, b_{k+2}, \dots, b_m, b_1, \dots, b_k)$.

У наборі кодових слів відсутні циклічні зрушення при виконанні умови:

$$(\forall i_1, i_2 \in \alpha, i_1 \neq i_2 \quad \forall t: 1 \leq t \leq n - 1) \quad A_{i_1} \neq L_t(A_{i_2}).$$

Виконання умови відсутності циклічних зсувів дозволяє уникати подібності різних КК вторинного коду $K_{\text{втор}}$ з КСО при асинхронному прийомі, коли через вплив перешкод префікс або суфікс коректної комбінації, що передається, сприймається як частина помилкової комбінації, приводячи до хибного прийому.

Таким чином, якщо набір кодових слів $K_{\text{втор}}$ з КСО із виконанням умови відсутності циклічних зсувів для трійкового $K_{\text{перв}}$ ($K_A = 3$, $\alpha = \{0, 1, 2\}$):

$$A_0 = 11000001,$$

$$A_1 = 10001001,$$

$$A_2 = 10000011.$$

Альтернативним обмеженням, що пропонується, є інтервальна умова. Воно вимагає унікальності попарних різниць номерів позицій із символами одиниць за всім КК вторинного коду $K_{\text{втор}}$, крім лише різниці номерів пар позицій $(1, n)$.

Кожне кодове слово $K_{\text{втор}} A_i \in A$ породжує набір попарних інтервалів як різниць номерів позицій із символами одиниць $S_i = (\mu_{iu1} - \mu_{iu2})_{1 \leq u1 \leq u2 \leq m1}$. Загалом деякі елементи в цьому наборі можуть повторюватися.

Набір кодів слів A , називають таким, що відповідають інтервальній умові, якщо вірні два твердження:

– для кожного кодового слова $K_{\text{втор}} A_i$ його породжений набір попарних інтервалів не містить елементів, що повторюються, тобто $|\{s\}_{s \in S_i}| = |S_i|$;

– виконується рівність $S_{i1} \cap S_{i2} = \{n - 1\}$ при $i_1 \neq i_2$.

Перше твердження вимагає відсутності однакових інтервалів в окремо взятому кодовому слові $A_i K_{\text{втор}}$. Друге твердження встановлює таке ж обмеження на весь набір A , допускаючи лише повторення різниці позицій, сформованої парою одиниць (μ_{i1}, μ_{im1}) кожного кодового слова $A_i K_{\text{втор}}$.

Якщо набір кодів слів $K_{\text{втор}}$ із КСО із виконанням інтервальної умови у випадку використання трійкового $K_{\text{перв}}$ ($K_A = 3, \alpha = \{0, 1, 2\}$):

$$A_0 = 11000001,$$

$$A_1 = 10000101,$$

$$A_2 = 10010001.$$

У даному виразі $S_1 = (1, 6, 7), S_2 = (5, 2, 7), S_3 = (3, 4, 7)$.

Враховуючи вищесказане, математична модель коду на основі КСО представляється однієї з наступних двох систем співвідношень:

$$\begin{cases} |A| \leq C_{n-2}^{m_1-2}, n \geq 5, 3 \leq m_1 \leq n - 2; \\ T_{iu} = \Delta t_0 + (\mu_{iu} - 1)\Delta t, 1 \leq u \leq m_1, 1 \leq \mu_{iu} \leq n; \\ (\forall i_1, i_2 \in \alpha, i_1 \neq i_2 \quad \forall k, 1 \leq k \leq n - 1) \quad A_{i_1} \neq L_k(A_{i_2}), \end{cases}$$

або

$$\begin{cases} |A| \leq C_{n-2}^{m_1-2}, n \geq 5, 3 \leq m_1 \leq n-2; \\ T_{iu} = \Delta t_0 + (\mu_{iu} - 1)\Delta t, 1 \leq u \leq m_1, 1 \leq \mu_{iu} \leq n; \\ \forall i \in \alpha \quad |\{s\}_{s \in S_i}| = |S_i|; \\ (\forall i_1, i_2 \in \alpha, i_1 \neq i_2) \quad S_{i_1} \cap S_{i_2} = \{n-1\}. \end{cases}$$

Система співвідношень використовується у випадку виконання умови відсутності циклічних зсувів, а система співвідношень – у випадку виконання інтервальної умови.

З урахуванням уведених обмежень синтез набору кодових слів коду із КСО є нетривіальним завданням. Для її рішення створено дві програми для ЕОМ [19], вхідними даними яких є потужність множини кодових слів K_A та вага m_l кожної із КК. На виході генерується набір кодових слів A мінімальної довжини n . Одна програма синтезує набір кодових слів при відсутності циклічних зсувів, інша – з виконанням інтервальної умови. .

Можна помітити, що для набору A кодових слів вторинного коду $K_{\text{втор}}$, представленого в прикладі 3, крім виконання інтервальної умови виконується й вимога відсутності циклічних зсувів. Це не випадковість. Дана властивість виконується завжди, що доводиться в наступній теоремі.

Про зв'язок інтервальної умови й умови відсутності циклічних зсувів. Щоб набір кодових слів A відповідав інтервальній умові, необхідне виконання вимоги відсутності циклічних зсувів. Використаємо метод доказу від протилежного. Припустимо, що існують два кодові слова $A_{i_1}, A_{i_2} \in A, i_1 \neq i_2$ таких, що $A_{i_1} = L_k(A_{i_2})$ при певному $k, 1 \leq k \leq n-1$. За визначенням циклічного зсуву:

$$(a_{i_1 1}, a_{i_1 2}, \dots, a_{i_1 n}) = (a_{i_2, k+1}, a_{i_2, k+2}, \dots, a_{i_2 n}, a_{i_2 1}, \dots, a_{i_2 k}).$$

Дорівняємо відповідні елементи тут і далі x – позиція деякого символу в слові A_{i_1} , а y – позиція цього ж символу в кодовому слові A_{i_2} до операції циклічного зсуву:

$$a_{i_1 x} = a_{i_2, (x+k-1) \bmod n+1} = a_{i_2 y}, 1 \leq x, y \leq n.$$

Для індексів символів виконується наступна рівність:

$$y = (x + k - 1) \bmod n + 1.$$

Тоді x :

$$\begin{aligned} (x + k - 1) \bmod n &= y - 1, \\ (x - 1 + k) \bmod n &= (y + n - 1) \bmod n, \\ ((x - 1) \bmod n + k \bmod n) \bmod n &= (y + n - 1) \bmod n, \\ x - 1 &= ((y + n - 1) \bmod n - k \bmod n + n) \bmod n, \\ x &= (y + n - 1 + n - k) \bmod n + 1. \end{aligned}$$

Таким чином,

$$x = (y + n - k - 1) \bmod n + 1.$$

Звідси одержано формулу для символів кодового слова A_{i_2} :

$$a_{i_2 y} = a_{i_1, (y+n-k-1) \bmod n+1}.$$

Розглянемо два випадки. Нехай $1 \leq k < n - 1$. Відзначимо, що значення до повинне бути обране таким чином, щоб $a_{i_2, k+1} = a_{i_2 k} = 1$, тому що кодове слово A_{i_1} повинно починатися й закінчуватися одиничними символами. По третій

властивості кодових слів $a_{i_2 n} = 1$, а звідси, $a_{i_2 n} = a_{i_2, k+1} = 1$. Отже, $S_{i_2} \ni n - (k + 1) = n - k - 1$. Обчислено індекси символів $a_{i_2, k+1}$ і $a_{i_2 n}$ у кодовім слові A_{i_1} . Знайдемо позицію символу $a_{i_2, k+1}$ у кодовому слові A_{i_1} :

$$x_1 = (k + 1 + n - k - 1) \bmod n + 1 = 1.$$

Знайдемо позицію символу $a_{i_2 n}$ у кодовому слові A_{i_1} :

$$x_2 = (n + n - k - 1) \bmod n + 1 = (n - k - 1) \bmod n + 1 = n - k.$$

Отримано, що $a_{i_2, k+1} = a_{i_1 1} = 1$, $a_{i_2 n} = a_{i_1, n-k} = 1$. Враховуючи $k < n - 1$, то $n - k > 1$, та позиції x_1 та x_2 не співпадають. Відповідно, $S_{i_1} \ni x_1 - x_2 = (n - k) - 1 = n - k - 1$. Отримано протиріччя з інтервальною умовою.

Нехай $k = n - 1$. Для формування коректного кодового слова A_{i_1} повинне виконуватися $a_{i_2, k} = 1$. Це значить, що $S_{i_2} \ni k - 1 = (n - 1) - 1 = n - 2$. Індекси символів $a_{i_2 1}$ та $a_{i_2 k}$ у слові A_{i_1} . Знайдено позицію символу $a_{i_2 1}$ у слові A_{i_1} :

$$x_2 = (k + n - k - 1) \bmod n + 1 = (n - 1) \bmod n + 1 = n.$$

Якщо $a_{i_2, 1} = a_{i_1 2} = 1$, $a_{i_2 k} = a_{i_1 n} = 1$ тому, $S_{i_1} \ni n - 2$. Знову отримано протиріччя з інтервальною умовою. Використовується набір кодових слів вторинного коду $K_{\text{втор}}$ із КСО, що задовольняє інтервальній умові.

Якщо набір кодових слів A вторинного коду $K_{\text{втор}}$ із КСО задовольняє інтервальній умові, то всі позиції одиничних символів у кодових словах із цього набору, за винятком позицій 1 і n , різні. Дійсно, нехай є два кодові слова A_{i_1}, A_{i_2} , $\in A$, $i_1 \neq i_2$ зі співпадаючими позиціями одиничних символів $\mu_{i_1 u_1} = \mu_{i_2 u_2} = \mu$, до

того ж $\mu \neq 1$, $\mu \neq n$. У цьому випадку $S_{i_1} \cap S_{i_2} = \{\mu - 1, n - \mu, n - 1\}$, що суперечить інтервальній умові. Якщо набір кодів слів A вторинного коду $K_{\text{втор}}$ із КСО задовольняє інтервальній умові, то в цьому наборі досягається максимально можлива мінімальна кодова відстань, тобто $d_{\min}(A) = (d_{\min})_{\max}$.

У кодових словах з набору A всі позиції одиничних символів, крім 1 і n , різні. Виходить, у кожному кодовому слові A_i існує рівно $m_1 - 2$ унікальних позицій одиниць, присутніх тільки в даному кодовому слові. Отже, $d(A_{i_1}, A_{i_2}) = 2(m_1 - 2)$ для будь-яких двох кодів слів A_{i_1} і A_{i_2} при $i_1 \neq i_2$. А виходить, $d_{\min}(A) = \min_{i_1, i_2 \in \alpha, i_1 \neq i_2} d(A_{i_1}, A_{i_2}) = 2(m_1 - 2)$. З іншого боку, в [20] було показано, що $(d_{\min})_{\max} = 2(m_1 - 2)$, що в сукупності дає підсумкове твердження.

ІК може реалізовувати як синхронний, так і асинхронний інтерфейс залежно від сценарію використання. У випадку реалізації синхронного інтерфейсу в ПДК_{Кперв} первинного коду фіксуються моменти прийому символів $K_{\text{перв}}$. Це значить, що кодові слова $K_{\text{втор}}$, прийняті поза цими моментами, не впливають на результат прийому. Незалежно від реалізованого інтерфейсу, вимога виконання інтервальної умови набором кодів слів $K_{\text{втор}}$ гарантує певний рівень стійкості до перешкод, а саме вірна наступна теорема.

Якщо набір кодів слів A вторинного коду $K_{\text{втор}}$ із КСО задовольняє інтервальній умові, то для виникнення хибного прийому необхідний вплив як мінімум $m_1 - 1$ імпульсів перешкод на передане кодове слово $K_{\text{втор}}$.

Нехай передавалося деяке кодове слово A_c $K_{\text{втор}}$, а декодоване хибне кодове слово $A_f \neq A_c$ $K_{\text{втор}}$. Знайдемо мінімально необхідну кількість імпульсів перешкод для здійснення даного події. Розглянемо три випадки, що відрізняються за часом декодування хибного кодового слова на ПДК_{Квтор} вторинного коду:

- декодування відбулося в момент часу T_ϵ ;
- декодування відбулося в один з моментів часу $T_\epsilon \pm k\Delta t$, $k = 1, 2, \dots, n - 1$;
- декодування відбулося в будь-який інший момент часу. Відзначимо, що випадки 2 і 3 впливають на результат прийому тільки при асинхронній роботі

кодека первинного коду $K_{\text{перв}}$, коли моменти декодування символів $K_{\text{перв}}$ не фіксовані, а виходить, не фіксовані й моменти прийому КК $K_{\text{втор}}$.

Для виникнення хибного прийому до моменту часу T_6 на ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ вторинного коду $K_{\text{втор}}$ через дію перешкод повинне декодуватися хибне слово A_f , і в той же час не повинне декодуватися коректне слово A_c (тому що одночасне декодування приведе до захисної відмови). Виходить, повинні виконатися три умови:

- вірно прийнято обидві крайові одиниці;
- у результаті дії перешкод сформовані всі внутрішні одиниці хибного кодового слова A_f ;
- трансформувалася в нуль як мінімум одна внутрішня одиниця кодового слова A_c .

При виконанні інтервальної умови всі позиції внутрішніх одиниць у кодових словах вторинного коду різні. Виходить, на всіх позиціях внутрішніх одиниць A_f у кодовому слові A_c знаходяться нулі. Отже, для формування $m_l - 2$ внутрішніх одиничних символів кодового слова A_f потрібне вплив як мінімум $m_l - 2$ імпульсів перешкод. По тій же причині жоден з імпульсів перешкод, що сформували одиниці хибного кодового слова, не може привести до трансформації в нуль якої-небудь одиниці правильного кодового слова, і для цього потрібна дія щонайменше одного додаткового імпульсу перешкоди. Отримуємо, що для виникнення хибного прийому до моменту часу T_B необхідний вплив як мінімум $m_l - 1$ імпульсів перешкод.

Декодування в кожен з моментів часу $T_6 \pm k\Delta t$, ($k = 1, 2, \dots, n - 1$) характеризується тим, що моменти формування деяких робочих імпульсів A_c збігаються з очікуваними моментами появи робочих імпульсів A_f , звідси, деякі одиниці кодового слова A_c можуть бути сприйняті ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ як одиниці кодового слова A_f . Однак, оскільки $k \neq 0$, крайові одиниці в A_c і A_f різні. У загальному випадку прийом кодового слова A_f формується з e_c робочих імпульсів, що є робочими імпульсами кодового слова A_c , і e_f імпульсів, утворених перешкодами. Для декодування хибного кодового слова A_f повинно бути сформовано рівно m_l

робочих імпульсів $K_{\text{вгор}}$, отже, враховуючи, що деякі імпульси перешкод можуть накладатися на робочі імпульси правильного кодового слова A_c , повинна виконуватися нерівність

$$e_c + e_f \geq m_1.$$

Якщо $e_f \leq m_1 - 2$, у цьому випадку буде отримано, що $e_c \geq m_1 - e_f = m_1 - (m_1 - 2) = 2$, тобто як мінімум два робочі імпульси переданого кодового слова A_c були сприйняті як очікувані робочі імпульси хибного кодового слова A_f , звідки робимо висновок, що $T_{fu_2} - T_{fu_1} = T_{cv_2} - T_{cv_1}$ при деяких значеннях $1 \leq u_1 < u_2 \leq m_1$, $1 \leq v_1 < v_2 \leq m_1$. Отже, $\mu_{fu_2} - \mu_{fu_1} = \mu_{cv_2} - \mu_{cv_1} = \Delta\mu$. А оскільки крайові одиниці в A_c і A_f відрізняються, $\Delta\mu \neq n - 1$. Звідси випливає, $S_c \cap S_f \supset \{\Delta\mu, n - 1\}$, що суперечить інтервальній умові. Отже, вихідне припущення $e_f \leq m_1 - 2$ не вірно, а вірно зворотнє твердження $e_f > m_1 - 2$. Тобто, для виникнення хибного прийому необхідний вплив щонайменше $m_1 - 1$ імпульсів перешкод.

1.4 Обґрунтування цілей дослідження

Проведений у розділі аналіз стану питання дозволяє зробити висновок про ключовий недолік усіх згаданих математичних моделей КЗ і ІК – їх нездатності забезпечити необхідний рівень інформаційної надійності в умовах дії імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності, тобто, дані моделі в більшості випадків не можуть бути успішно використані для синтезу ефективних ІК.

Випадок якщо всі одиниці кодового слова A_f повинні бути сформовані перешкодами, що вимагає впливу щонайменше m_1 імпульсів перешкод.

Подальше дослідження питання виявило необхідність підвищення стійкості до перешкод ІК при одночасній забезпеченні надійної синхронно-синфазної роботи кодеків в умовах дії в КЗ імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності за рахунок розробки нових математичних моделей, методів і алгоритмів роботи ІК, заснованих на застосуванні захисного кодування кодом із КСО.

Враховуючи поставлену мету й проведений аналіз, були сформульовані наступні завдання:

- розробка математичної моделі коду із КСО;
- одержання для коду із КСО алгоритмів кодування й декодування;
- одержання для ІК з використанням коду із КСО аналітичних залежностей імовірностей наслідків прийому від заданих статистичних характеристик імпульсних перешкод у КС, які застосовуються при впливі випадкових послідовностей імпульсів перешкод з довільними законами розподілу амплітуд;
- розробка програмного комплексу чисельного моделювання каскадних K -ітих ІК, зокрема із застосуванням коду із КСО, що дає можливість синтезу і дослідження моделей каскадних K -ітих ІК підвищеної стійкості до перешкод з надійною синхронно-синфазною роботою кодеків.

2 ОПИС ПРОВЕДЕНИХ ТЕОРЕТИЧНИХ ДОСЛІДЖЕНЬ

2.1 Алгоритми кодування й декодування для коду із КСО

Реалізація математичної моделі вимагає наявності алгоритмів кодування й декодування для коду із КСО. У якості інформаційного навантаження для $K_{\text{втор}}$ із КСО виступають КК первинного коду $K_{\text{перв}}$. Не зменшуючи спільності, процеси кодування й декодування розглядаються на прикладі деякого довільного кодового слова $K_{\text{перв}}$ $Q = (q_1, q_2, \dots, q_{n_{K/K_T}})$ ($q_\omega \in \alpha, 1 \leq \omega \leq n_{K/K_T}$) довжини n_{K/K_T} .

Кодування кодового слова Q $K_{\text{перв}}$ відбувається посимвольно. Кожен символ q_ω $K_{\text{перв}}$ перетворюється в кодове слово A_{q_ω} $K_{\text{втор}}$, яке передається по КЗ за допомогою m_1 робочих імпульсів $K_{\text{втор}}$, які генеруються у моменти часу $T_{q_\omega u}$ відносно часу надходження символу q_ω на ПК $_{K_{\text{втор}}}$.

Під час передачі по КЗ КК вторинного коду $K_{\text{втор}}$ піддаються впливу перешкод, у результаті чого в ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ надходять КК' $K_{\text{втор}}$. При декодуванні кожної КК' $K_{\text{втор}}$ можливі дві ситуації. Якщо декодування успішне, то на виході ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ формується сигнал, відповідний до декодованого символу $K_{\text{перв}}$. При цьому можлива ситуація, коли був декодований хибний символ $K_{\text{перв}}$, тобто відбувся неправильний прийом, і виникла помилка трансформації вихідного символу, яка повинна виправлятися вже коригуючим $K_{\text{перв}}$. Якщо ж у результаті дії перешкод декодування вторинного коду $K_{\text{втор}}$ не можливо, то в ПДК $K_{\text{втор}}$ виникає захисна відмова з формуванням особливого символу Y $K_{\text{перв}}$, єдиного для всіх КК $K_{\text{втор}}$ і аналогічного символу стирання в каналах зі стиранням, що дає можливість реалізації ПДК $K_{\text{перв}}$ за алгоритмом Елаеса-Юргенсона з гарантованим виправленням символів Y $K_{\text{перв}}$ за аналогією з помилками стирання в каналах зі стиранням.

Називають одиничним вектором символу $i \in \alpha$ $K_{\text{перв}}$ вектор I_i довжини K_A , усі елементи якого дорівнюють 0, крім елемента в позиції i , який дорівнює 1. Інакше кажучи:

$$I_i = (\underbrace{0, 0, \dots, 0}_{i\text{-позицій}}, 1, \underbrace{0, 0, \dots, 0}_{K_A-i\text{-позицій}}).$$

Перед проведенням процедури кодування вихідні дані перетворюються: кожен символ q_ω $K_{\text{перв}}$ замінюється на відповідний йому одиничний вектор I_{q_ω} . З отриманих векторів складається матриця Q , що містить n_{K/K_T} рядків і K_A стовпців:

$$Q = (q_1, q_2, \dots, q_{n_{K/K_T}}) \Rightarrow \mathbf{Q} = \begin{pmatrix} I_{q_1} \\ I_{q_2} \\ \vdots \\ I_{q_{n_{K/K_T}}} \end{pmatrix}.$$

Потім складається матриця кодових слів A , i -ий рядок якої являє собою кодове слово A_i , записане у вигляді вектора. Матриця A містить K_A рядків і n стовпців. У випадку використання K -коду матриця A має вигляд:

$$\mathbf{A} = \begin{pmatrix} a_{01} & a_{02} & \dots & a_{0n} \\ a_{11} & a_{12} & \dots & a_{1n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{K-1,1} & a_{K-1,2} & \dots & a_{K-1,n} \end{pmatrix},$$

а у разі K_T -коду:

$$\mathbf{A} = \begin{pmatrix} a_{11} & a_{12} & \dots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \dots & a_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{K-1,1} & a_{K-1,2} & \dots & a_{K-1,n} \end{pmatrix}.$$

Для проведення операції кодування матриці Q і A перемножуються:

$$\mathbf{B} = \mathbf{Q} \cdot \mathbf{A} = \begin{pmatrix} b_{11} & b_{12} & \dots & b_{1n} \\ b_{21} & b_{22} & \dots & b_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ b_{n_{K/K_T},1} & b_{n_{K/K_T},2} & \dots & b_{n_{K/K_T},n} \end{pmatrix}.$$

Елемент $b_{\omega j}$ ($1 \leq j \leq n$) матриці \mathbf{B} визначається за формулою:

$$b_{\omega j} = \sum_{i \in \alpha} I_{q_{\omega} i} a_{ij} = a_{q_{\omega} j}.$$

Останній перехід в цій формулі можливий по визначенню одиничного вектора – в $I_{q_{\omega}}$ тільки елемент $I_{q_{\omega} q_{\omega}}$ є ненульовим. Кожен рядок у матриці \mathbf{B} являє собою результат кодування одного символу $K_{\text{перв}}$ – відповідне йому кодове слово $K_{\text{втор}}$. Передача матриці \mathbf{B} у КЗ проводиться рядково (послідовно з першого рядка по останній).

Формула схожа з формулою кодування для алгебраїчних кодів, причому матриця кодів слів \mathbf{A} відіграє роль утворюючої матриці групового коду \mathbf{G} . Повної відповідності між цими формулами ні, тому що по побудові код із КСО є комбінаторним і не належить класу алгебраїчних.

2.2 Алгоритми самосинхронізації КСО

У загальному випадку при реалізації послідовного синхронного інтерфейсу необхідне забезпечення синхронізації кожного з каскадів ІК. Однак код на основі КСО має важливу властивість – він є таким, що синхронізується самостійно, а отже, не потребує особливих заходів для забезпечення синхронно-синфазній роботи (див. рис. 2.1).

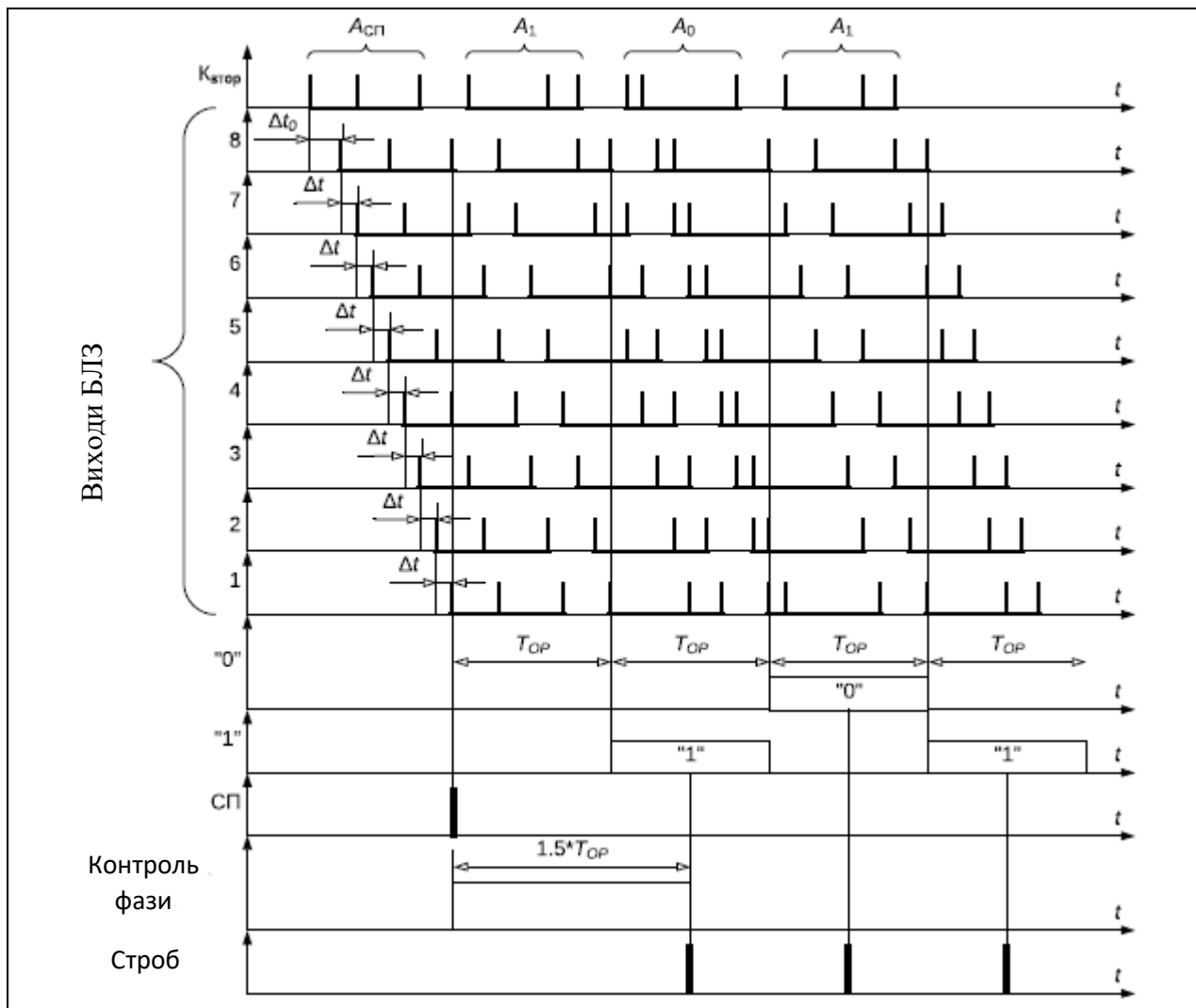
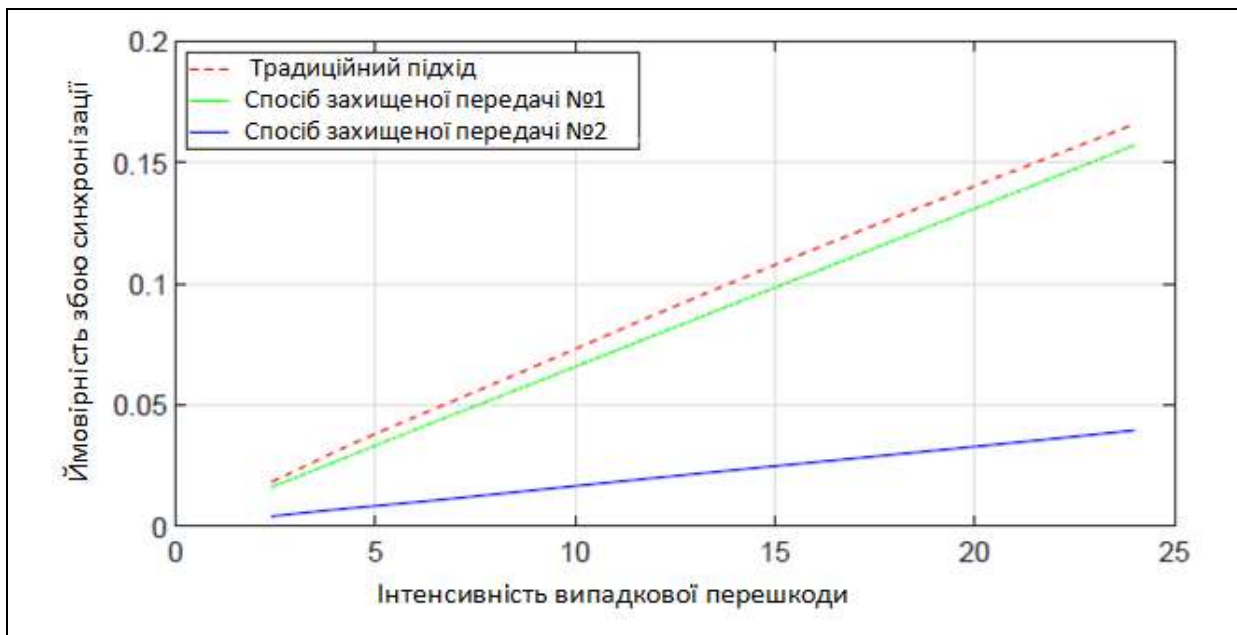


Рисунок 2.1 – Часова діаграма роботи ПДК_{Квтор} вторинного коду із КСО

Код на основі КСО є таким, що синхронізується самостійно. Оскільки інформація передається по КЗ у вигляді кодових слів $K_{\text{втор}}$, достатньо провести часовий аналіз для довільного кодового слова A_i $K_{\text{втор}}$. Представлення кодове слово A_i $K_{\text{втор}}$ у вигляді часового ряду $A_i(t)$, що містить n елементів, при цьому ненульовими є тільки m_1 членів ряду, що відповідають одиничним символам кодового слова A_i $K_{\text{втор}}$. Ці m_1 членів ряду відповідають часовим моментам T_{iu} генерації одиничних робочих імпульсів кодового слова A_i у ПК_{Квтор} вторинного коду (див. рис. 2.2):

$$A_i(t) = \sum_{u=1}^{m_1} a_{i\mu_{iu}} (t - T_{iu}) = \sum_{u=1}^{m_1} a_{i\mu_{iu}} (t - \Delta t_0 - (\mu_{iu} - 1)\Delta t).$$



Рисунк 2.2 – Ймовірність збою прийому СП при використанні різних способів забезпечення синхронізації первинного коду $K_{\text{перв}}$

Позначено через $B_i(t)$ часовий ряд, одержуваний при декодуванні кодового слова A_i $K_{\text{втор}}$ на ПДК $_{K_{\text{втор}}}$. Оскільки при декодуванні в ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ розряди кодових слів $K_{\text{втор}}$ із КСО умовно нумеруються в порядку, зворотному прийнятому в ПК $_{K_{\text{втор}}}$:

$$B_i(t) = \sum_{u=1}^{m_1} b_{i\mu_{iu}} (t - \Delta t_0 - (n - \mu_{iu})\Delta t).$$

Тривалість декодування результату збігається із тривалістю кодування й становить інтервал часу T_A . – завершення декодування відбувається в момент часу, що відстоїть на інтервал часу T_A від моменту одержання ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ першого робочого імпульсу кодового слова A_i і на інтервал часу T_B від моменту часу T_0 надходження символу первинного коду $K_{\text{перв}}$ на ПК $_{K_{\text{втор}}}$, підставляючи $t = T_B$:

$$\begin{aligned} B_i(T_B) &= \sum_{u=1}^{m_1} b_{i\mu_{iu}} (2\Delta t_0 + (n - 1)\Delta t - \Delta t_0 - (n - \mu_{iu})\Delta t) = \\ &= \sum_{u=1}^{m_1} b_{i\mu_{iu}} (\Delta t_0 + (\mu_{iu} - 1)\Delta t). \end{aligned}$$

Впливає, що m_I одиничних робочих імпульсів $b_{i\mu_{iu}}$, відповідних до позицій μ_{iu} декодуємого кодового слова B_i , завжди утворюють послідовність, ідентичну за тривалостями часових затримок вихідної послідовності, формованої ПК_{К_{втор}} для кодового слова A_i К_{втор}. Даний факт гарантує синхронно-синфазний режим роботи кодеків К_{втор}.

Проаналізовано вплив перешкод на синхронізацію. Нехай E_i — модель сигналу перешкод, що діє на кодове слово A_i . Умовний вплив перешкоди поділяється на асинхронну (E_i^{ns}) і синхронну (E_i^s) складові стосовно часових інтервалів формування робочих імпульсів К_{втор}, тобто до інтервалів часу з початком у моменти часу T_j , і тривалістю τ (рис. 2.3).

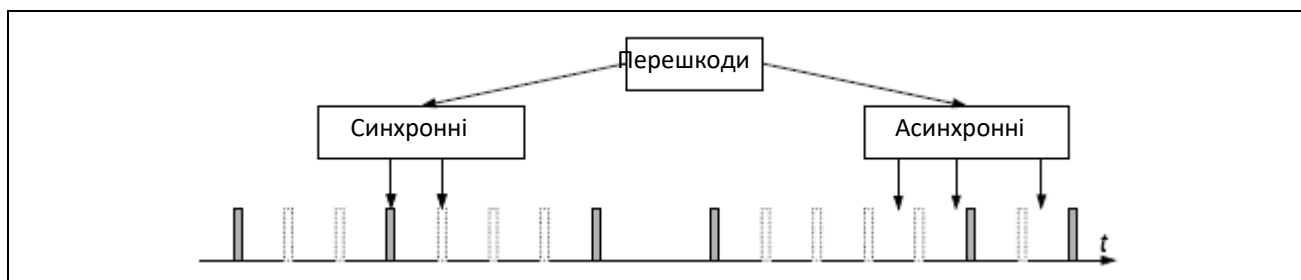


Рисунок 2.3 – Схематичне подання потоку перешкод у вигляді синхронної й асинхронної складових

Асинхронна складова не впливає на робочі імпульси К_{втор}, а виходить, може бути виключена з розгляду.

Синхронна складова може трансформувати або стирати передані символи К_{втор}, преутворюючи часовий ряд $B_i(t)$, що задається формулою (2.19), у часовий ряд, змінений дією перешкод: $B'_i(t) = B_i(t) + E_i^s(t)$, де $E_i^s(t)$ – подання у вигляді часового ряду синхронної складової E_i^s перешкод, обумовлене формулою

$$E_i^s(t) = \sum_{j=1}^n e_j(t - \Delta t_0 - (n - j)\Delta t).$$

Впливає, що перешкоди не змінюють час появи робочих імпульсів $K_{\text{втор}}$ у ПДК $_{K_{\text{втор}}}$. Таким чином, синхронна складова перешкод може змінювати передані символи $K_{\text{втор}}$, але не впливає на синхронізацію. Наявність між робочими імпульсами вторинного коду $K_{\text{втор}}$ строго фіксованих часових інтервалів Δt_0 і Δt , крім забезпечення синхронізованого режиму роботи кодеків $K_{\text{втор}}$, дозволяє також суттєво зменшити міжсимвольні захисні інтервали первинного коду $K_{\text{перв}}$, а в деяких випадках зовсім виключити їх із транспортного потоку [23].

2.3 Аналітичні залежності ймовірностей характеристик перешкод

Потрібним є провести оцінки достовірності прийому передачі коду із КСО. Оскільки вплив перешкод у КЗ має випадкову природу, не можна точно передбачити конкретний результат прийому. У зв'язку із цим прийнято говорити про імовірнісну оцінку інформаційної надійності ІК, яка кількісно характеризується ймовірностями наслідків прийому: правильного прийому (p_{cr}), хибного прийому (p_{fr}), а також захисної відмови (p_{pf}).

Перешкоди моделюються адитивними випадковими імпульсними впливами інтенсивності i_{pn} , підпорядковуються закону Пуассона – ймовірність впливу $k_{pn} \geq 0$ імпульсів перешкод на переданий символ $K_{\text{перв}}$ виражається формулою

$$p(k_{pn}) = \frac{(i_{pn})^{k_{pn}}}{k_{pn}!} e^{-i_{pn}}.$$

Розглядається самий критичний для роботи ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ вторинного коду випадок, коли тривалість імпульсів перешкод збігається із тривалістю τ робочих імпульсів вторинного коду $K_{\text{втор}}$. Якщо більш широкий імпульс перешкоди впливає на кілька робочих імпульсів $K_{\text{втор}}$, то він розглядається як кілька незалежних імпульсів перешкод з відповідною ймовірністю появи.

Робочі імпульси $K_{\text{втор}}$ із КСО можуть передаватися за допомогою кожного з первинних сигнальних ознак: амплітудного, часового, частотного, фазового, полярного. Вважається, що на виході ПК $_{K_{\text{втор}}}$ вторинного коду $K_{\text{втор}}$ із КСО значення сигнальної ознаки переданого робочого імпульсу $K_{\text{втор}}$ дорівнює A_s . При впливі адитивних імпульсних перешкод значення сигнальної ознаки змінюється: якщо значення сигнальної ознаки перешкоди рівно A_{pn} , то підсумкове значення A'_s сигнальної ознаки робочого імпульсу буде рівно $A'_s = A_s + A_{pn}$. При декодуванні отриманого сигналу на ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ вторинного коду відбувається розпізнавання прийнятого символу в першій вирішальній схемі (РС-1) з порогом h : якщо значення сигнальної ознаки $A'_s < h$, то вважається, що прийнятий нульовий символ $K_{\text{втор}}$, а якщо $A'_s > h$ – то одиничний [24]. При цьому робиться допущення про довільний розподіл значень сигнальної ознаки перешкод A_{pn} .

2.4 Розрахунок розподілу значень сигнальної ознаки

Нехай значення сигнальної ознаки імпульсів випадкових перешкод розподілені нормально з математичним очікуванням μ і дисперсією σ^2 :
 $p(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}}$. Сума незалежних нормальних величин з параметрами $(\mu_1\sigma_1^2), (\mu_2\sigma_2^2), \dots, (\mu_k\sigma_k^2)$ – також нормальна величина з параметрами $(\mu_1 + \mu_2 + \dots + \mu_k, \sigma_1^2 + \sigma_2^2 + \dots + \sigma_k^2)$. У нашому випадку $\mu_1 = \mu_2 = \dots = \mu_{k_{pn}} = \mu, \sigma_1 = \sigma_2 = \dots = \sigma_{k_{pn}} = \sigma$. Отже, $\xi^{(k)}$ є нормально розподіленою величиною з параметрами $(k_{pn}\mu, k_{pn}\sigma^2)$, тобто її щільність розподілу $p^{(k_{pn})}(x)$ обчислюється за формулою

$$p^{(k_{pn})}(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sqrt{k_{pn}}\sigma} e^{-\frac{(x-k_{pn}\mu)^2}{2k_{pn}\sigma^2}}.$$

Функція розподілу $F^{(k_{pn})}(x)$ гаусівської випадкової величини не виражається в елементарних функціях, можливо лише її подання у вигляді інтеграла від щільності розподілу:

$$F^{(k_{pn})}(x) = \int_{-\infty}^x p^{(k_{pn})}(x) dx = \frac{1}{\sqrt{2\pi} \sqrt{k_{pn}} \sigma} \int_{-\infty}^x e^{-\frac{(\xi - k_{pn}\mu)^2}{2k_{pn}\sigma^2}} d\xi.$$

$$p(x) = \begin{cases} \lambda e^{-\lambda x}, & x \geq 0; \\ 0, & x < 0. \end{cases}$$

Нехай значення сигнальної ознаки імпульсів випадкових перешкод розподілені експоненційно з параметром розподілу λ

2.5 Графоаналітична модель коду із КСО

Для обчислення ймовірностей наслідків прийому вторинного коду $K_{\text{втор}}$ із КСО необхідно пов'язати появу символу i $K_{\text{перв}}$ на вході ПК $_{K_{\text{втор}}}$ з появою символів $j \in \alpha \cup \{Y\}$ $K_{\text{перв}}$ на виході ПДК $_{K_{\text{втор}}}$, для чого будується графоаналітична модель (ГАМ) коду із КСО.

Аналіз алгоритму 2 декодування коду із КСО дозволяє зробити висновок, що результат прийому кодового слова A_i $K_{\text{втор}}, i \in \alpha$, що передається, визначається трьома ключовими факторами:

– результатом прийому крайових одиничних символів кодових слів вторинного коду $K_{\text{втор}}$;

– результатом прийому внутрішніх одиничних символів правильного (що передається) кодового слова A_i вторинного коду $K_{\text{втор}}$;

– результатом прийому внутрішніх одиничних символів кожного з $K_A - 1$ можливих неправильних кодових слів $A_f, f \in \alpha, f \neq i$, вторинного коду $K_{\text{втор}}$.

Для формалізації впливу перерахованих вище факторів в наслідок прийому символу, що передається, $i \in \alpha$ первинного коду $K_{\text{перв}}$ розроблені допоміжна ГАМ, що описує зазначені ключові фактори, і повна ГАМ для ІК із застосуванням коду із КСО, що пов'язує ймовірності появи символів первинного алфавіту α на вході та на виході ІК. Допоміжна ГАМ (рис 2.4) має один вхід і два виходи, що відповідають результату «подія не досягнута» (позначений вершиною) і «подія відбулася» (досягається по ланцюжку вершин $j \in [1, 2, \dots, m]$),

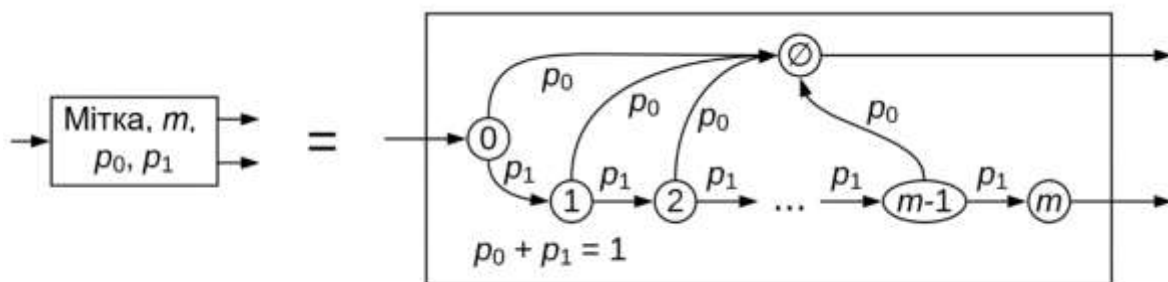


Рисунок 2.4 – Допоміжна ГАМ для опису ключових факторів прийому кодового слова $K_{\text{втор}}$

Кожна з міток відповідає за подію «прийняті перші j одиничних символів $K_{\text{втор}}$ з m наявних, відповідно», де $m = 2$ при описі прийому крайових одиниць $m = m_1 + 2$ при описі прийому внутрішніх одиниць правильного або неправильного кодового слова $K_{\text{втор}}$. Імовірності p_0 і p_1 ($p_0 + p_1 = 1$) характеризують виникнення нульового та одиничного символів $K_{\text{втор}}$ на позиції, що розглядається, відповідно. Мітка служить для відмінності декількох допоміжних ГАМ у рамках основної ГАМ.

Основна ГАМ складається з $K_A - 1$ послідовних секцій, що складаються з допоміжних ГАМ: секції S за оцінкою впливу імпульсів перешкод на прийом

крайових одиничних символів кодових слів вторинного коду $K_{\text{втор}}$ і K_A секцій S_j ($j \in \alpha$) за оцінкою впливу імпульсів перешкод на прийом внутрішніх одиничних символів кодового слова A_j , $K_{\text{втор}}$, відповідно.

Початкова, сама ліва вершина ГАМ $i \in \alpha$ відповідає початковому символу i $K_{\text{перв}}$, усі інші вершини характеризують поточний результат прийому: вершини $j \in \alpha$ визначають прийом алфавітних символів, вершина Y – виникнення захисної відмови, а вершина \emptyset – стан, в якому результат прийому поки не відомий і буде визначений пізніше.

Мітка «S» позначає допоміжну ГАМ, що відповідає за прийом крайових одиниць, а мітки « $j_2|j_1$ », ($j_2 \in \alpha$; $j_1 \in \alpha \cup \emptyset$) – допоміжні ГАМ, що відповідають за прийом внутрішніх одиниць символу $j_2 K_{\text{перв}}$, за умови, що на теперішній момент результат прийому – j_1 .

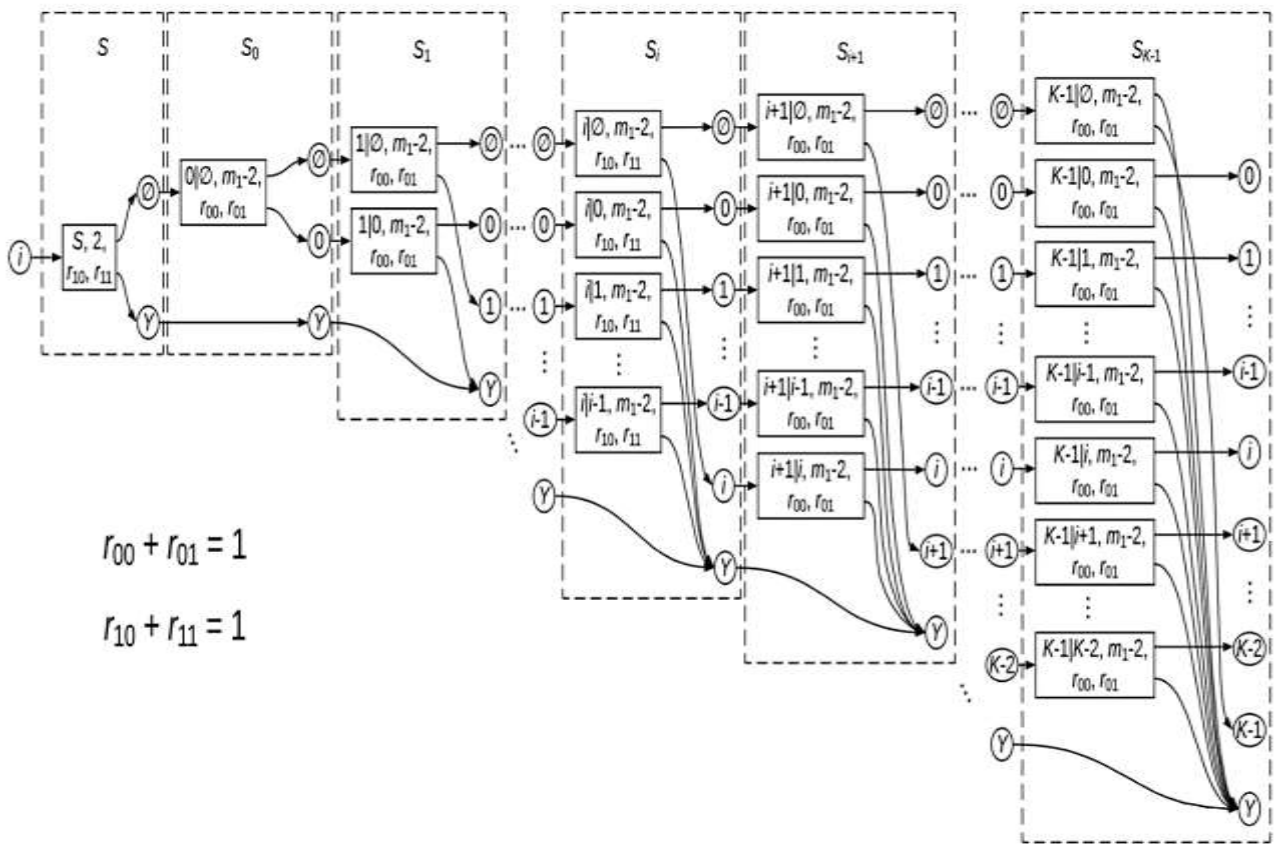


Рисунок 2.5 – Спрощена основна ГАМ для коду із КСО

Наведена ГАМ дозволяє обчислити ймовірність декодування символу $j \in \alpha \cup \{Y\}$ первинного коду $K_{\text{перв}}$ на виході ІК по відомій ймовірності появи символу $i \in \alpha$ первинного коду $K_{\text{перв}}$ на вході ІК і заданим ймовірностям трансформації одиничних і нульових символів вторинного коду $K_{\text{втор}}$ один в одного. Таким чином, ГАМ визначає залежність ймовірностей наслідків прийому коду із КСО від статистичних характеристик імпульсних перешкод у КЗ і дає можливість отримання аналітичного представлення зазначених залежностей.

2.6 Принципи кодування та декодування для різних типів ІК

Залежно від припустимих видів помилок, розглядаються два типи ІК: тільки з помилками трансформації та ІК загального вигляду, у яких припустимі як помилки трансформації, так і помилки стирання символів.

Принципи кодування для ІК тільки з помилками трансформації та для ІК загального вигляду однакові: кодування відбувається за алгоритмом. Можлива структурна схема КП для коду із КСО наведена на рис. 2.5.

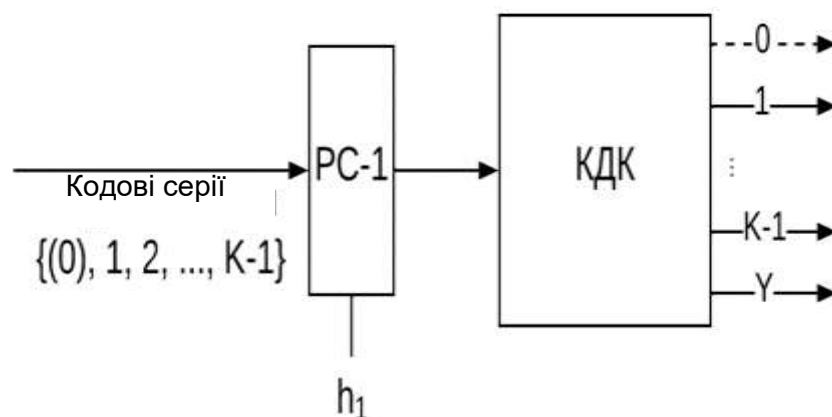


Рисунок 2.5 – Схема ДКП коду із КСО для ІК тільки з помилкам трансформації.

На рис. 2.5 пунктиром позначені елементи, відсутні при використанні K_T -коду. У дужках вказані кодові серії, відсутні для K_T -коду

Підходи до декодування для кожного з типів ІК трохи відрізняються. В ІК тільки з помилками трансформації для розпізнавання символів $K_{\text{втор}}$ у ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ вторинного коду використовується однопорогова РС-1 з єдиним пороговим значенням h_1 : робочі імпульси $K_{\text{втор}}$ зі значенням сигнальної ознаки $A'_s \geq h_1$ ідентифікуються як одиничні символи, а зі значенням $A'_s < h_1$ – як нульові. Для декодування використовується єдиний КДК, що працює за алгоритмом 2.

Для ІК загального вигляду в ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ вторинного коду застосовується двопорогова РС-1 з порогоми $h_1 < h_2$, між якими знаходиться зона стирання: робочі імпульси $K_{\text{втор}}$ зі значенням сигнальної ознаки $A'_s \geq h_2$ інтерпретуються як одиничні символи, зі значенням $A'_s < h_1$ – як нульові, а зі значенням зі діапазону $h_1 \leq A'_s < h_2$ – як символи стирання $X K_{\text{втор}}$. Для подальшого декодування моделюється Элайесовский декодер із двох паралельно працюючих КДК. У КДК-I символи стирання $X K_{\text{втор}}$ інтерпретуються як нульові, а в КДК-II – як одиничні. Результати декодування в кожному з КДК поєднуються: символ $i \in \alpha K_{\text{перв}}$ декодується в ПДК $_{K_{\text{втор}}}$, якщо він декодувався хоча б в одному КДК. Захисна відмова в ПДК $_{K_{\text{втор}}}$, що представляється символом $Y K_{\text{перв}}$, формується в тому випадку, якщо в кожному із КДК відбулася захисна відмова []. Покажемо коректність даного підходу, для чого доведемо дві наступні леми.

Через $A(t)$ позначають значення сигнальної ознаки на вході ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ у момент часу t . Враховуючи описаний підхід до декодування для моделі ІК загального вигляду, то символ i первинного коду $K_{\text{перв}}$ розпізнався в момент часу t_r у деякому КДК $_{K_{\text{втор}}}$, якщо

$$\begin{cases} \forall u : 1 \leq u \leq m_1 & A(t_r - T_{iu}) \geq h_2 & \text{для КДК-I;} \\ \forall u : 1 \leq u \leq m_1 & A(t_r - T_{iu}) \geq h_1 & \text{для КДК-II,} \end{cases}$$

Фізичний зміст даних нерівностей полягає в появі сигналу в момент часу t_r на кожному відповідному до одиничного символу кодового слова A_i виході МЛЗ розглянутого КДК, тобто на виходах з номерами μ_{iu} .

Якщо в момент часу t_r у якомусь КДК $_{K_{\text{втор}}}$ розпізнався єдиний символ $i K_{\text{перв}}$, то цей же символ i декодується в КДК. Якщо ж у момент часу t_r у результаті дії перешкод було розпізнано кілька символів одночасно або ж не було розпізнано зовсім, то декодування неможливо, і сформується сигнал захисної відмови, представлений символом $Y K_{\text{перв}}$.

Розпізнавання символу $i K_{\text{перв}}$ первинного коду в КДК-I у момент часу t_r мажорує розпізнавання того ж символу в момент часу t_r у КДК-II. Інакше кажучи, якщо символ $i K_{\text{перв}}$ розпізнано в КДК-I у момент часу t_r , то він розпізнається й у КДК-II в той же момент часу (можливо, одночасно з деякими іншими символами). І навпаки, якщо символ $i K_{\text{перв}}$ не розпізнався в КДК-II у момент часу t_r , то він не розпізнається й у КДК-I у той же момент часу.

Має місце твердження про неможливість декодування різних символів). Одночасне декодування символу $i_2 \in \alpha$ первинного коду $K_{\text{перв}}$ тільки в КДК-II і символу $i_1 \in \alpha, i_1 \neq i_2, K_{\text{перв}}$ тільки в КДК-I не можливо. Якщо символ $i_1 K_{\text{перв}}$ декодувався в КДК-I у момент часу t_r , значить, це єдиний символ, який розпізнався в КДК-I у цей момент часу. За лемою про мажорованість, символ i_1 розпізнається й у КДК-II (можливо, одночасно з деякими іншими символами $K_{\text{перв}}$, наприклад, i_2). А якщо в якомусь КДК одночасно розпізналися два або більше символів, то фіксується захисна відмова з формуванням символу $Y K_{\text{перв}}$. Отже, декодування символу $i_1 \neq i_2$ у КДК-II у момент часу t_r не можливо.

Виникнення правильного приймання в одному КДК і одночасно неправильного приймання в іншому КДК не можливо, так само як не можливо й виникнення неправильного приймання двох різних символів первинного коду $K_{\text{перв}}$ у різних КДК.

На основі наведених даних можна сформулювати алгоритм об'єднання результатів декодування, отриманих у різних КДК.

Алгоритм «Об'єднання результатів декодування різних КДК» – для об'єднання результатів декодування КДК-I і КДК-II необхідно виконати такі кроки:

Крок 1: захисна відмова в КДК-I? Якщо ні, то результат декодування в $ПДК_{K_{втор}}$ вторинного коду збігається з результатом декодування в КДК-I.

Крок 2: захисна відмова в КДК-II? Якщо ні, то результат декодування в $ПДК_{K_{втор}}$ вторинного коду збігається з результатом декодування в КДК-II.

Крок 3: результат декодування – захисна відмова, що представляється символом $Y_{K_{перв}}$.

3 ОПИС РОЗРОБЛЕНИХ МОДЕЛЕЙ І МЕТОДІВ

3.1 Алгоритм кодування кодом із КСО

На основі наведених даних можна сформулювати алгоритм кодування кодом із КСО.

Алгоритм «Алгоритм кодування кодом із КСО». Для проведення кодування кодом із КСО необхідно виконати наступні кроки:

Крок 1 – перетворити вхідні дані у кодове слово Q .

Крок 2 – виконати кодування V .

Схема алгоритму наведена на рис. 3.1.

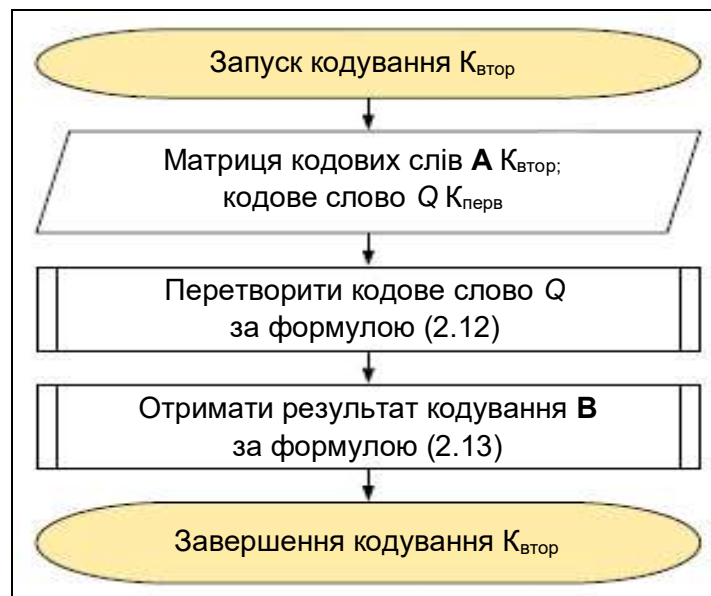


Рисунок 3.1 – Схема алгоритму кодування кодом із КСО

Принцип дії алгоритму «Кодування кодом із КСО» – нехай $K_{\text{перв}}$ – трійковий ($K_A = 3, \alpha = \{0,1, 2\}$). Візьмемо набір кодових слів $K_{\text{втор}}$ A , представлений у прикладі 3. У цьому випадку матриця A буде мати вигляд:

$$\mathbf{A} = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}.$$

Нехай $n_{K/K_T} = 4$ і $Q = 1021$. Перетворивши кодове слово й записавши його у вигляді матриці одиничних векторів:

$$\mathbf{Q} = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 \end{pmatrix}.$$

Проводиться кодування –будується матриця \mathbf{V} :

$$\mathbf{V} = \mathbf{Q} \cdot \mathbf{A} = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}.$$

3.2 Алгоритм декодування для коду із КСО

Аналітично процедуру декодування також зручно описати з використанням матриць. Складемо матрицю \mathbf{V}' як матрицю прийнятих символів $K_{\text{вгор}}$. Розмір отриманої матриці збігається з розміром вихідної матриці \mathbf{V} : n_{K/K_T} рядків на n стовпців. При відсутності перешкод у КС $\mathbf{V}' = \mathbf{V}$, однак у випадку наявності перешкод $\mathbf{V}' = \mathbf{V} \oplus \mathbf{E}$, де \oplus – операція додавання за модулем два, \mathbf{E} – матриця векторів помилок.

Першим кроком декодування є побудова матриці подоби \mathbf{S} за формулою

$$\mathbf{S} = \mathbf{V}' \cdot \mathbf{A}^T,$$

де T – операція транспонування матриці.

Елемент s_{ω_i} обчислюється за формулою

$$s_{wi} = \sum_{j=1}^n b'_{wj} a_{ij}.$$

Для K -кодів формула (2.15) детально розкривається як

$$\mathbf{S} = \mathbf{B}' \cdot \mathbf{A}^T = \begin{pmatrix} b'_{11} & b'_{12} & \dots & b'_{1n} \\ b'_{21} & b'_{22} & \dots & b'_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ b'_{n_{K/K_T},1} & b'_{n_{K/K_T},2} & \dots & b'_{n_{K/K_T},n} \end{pmatrix} \times \begin{pmatrix} a_{01} & a_{12} & \dots & a_{K-1,1} \\ a_{02} & a_{12} & \dots & a_{K-1,2} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{0n} & a_{1n} & \dots & a_{K-1,n} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} s_{10} & s_{11} & \dots & s_{1,K-1} \\ s_{20} & s_{21} & \dots & s_{2,K-1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ s_{n_{K/K_T},0} & s_{n_{K/K_T},1} & \dots & s_{n_{K/K_T},K-1} \end{pmatrix},$$

а для K_T -кодів – у вигляді

$$\mathbf{S} = \mathbf{B}' \cdot \mathbf{A}^T = \begin{pmatrix} b'_{11} & b'_{12} & \dots & b'_{1n} \\ b'_{21} & b'_{22} & \dots & b'_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ b'_{n_{K/K_T},1} & b'_{n_{K/K_T},2} & \dots & b'_{n_{K/K_T},n} \end{pmatrix} \times \begin{pmatrix} a_{11} & a_{22} & \dots & a_{K-1,1} \\ a_{12} & a_{22} & \dots & a_{K-1,2} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{1n} & a_{2n} & \dots & a_{K-1,n} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} s_{11} & s_{12} & \dots & s_{1,K-1} \\ s_{21} & s_{22} & \dots & s_{2,K-1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ s_{n_{K/K_T},1} & s_{n_{K/K_T},2} & \dots & s_{n_{K/K_T},K-1} \end{pmatrix}.$$

Операція множення матриць для одержання матриці S виконується над полем цілих чисел Z , на відміну від попередніх операцій множення матриць, що розглядалися над полем Z_2 . Таким чином, матриця подоби S – недвійкова.

Матриця S містить n_{K/K_T} рядків і K_A стовпців. Позначимо її рядки через S_ω , $1 \leq \omega \leq n_{K/K_T}$. Далі матриця S розглядається рядково. Рядок S_ω відповідає декодуванню символу q_ω слова Q $K_{\text{перв}}$, а кожний її елемент $s_{\omega i}$ відбиває ступінь подоби отриманого результату кодовому слову A_i вторинного коду $K_{\text{втор}}$, i , відповідно, символу i первинного коду $K_{\text{перв}}$. Більш точно, елемент $s_{\omega i}$ чисельно дорівнює кількості одиниць у прийнятому рядку V'_ω , що збіглися з відповідними одиницями в кодовому слові A_i .

Матриця S є аналогом матриці синдромів для алгебраїчних (зокрема, групових) кодів. Вона дозволяє оцінити вплив перешкод на передану по K_3 інформацію.

$$(\forall \omega : 1 \leq \omega \leq n_{K/K_T} \quad \forall i \in \alpha) \quad s_{\omega i} \leq m_1$$

Для доказу оцінки застосовується урахування тільки одиничних позицій кодового слова A_i $K_{\text{втор}}$.

$$s_{\omega i} = \sum_{j=1}^n b'_{wj} a_{ij} = \sum_{u=1}^{m_1} b'_{w\mu_{iu}} a_{i\mu_{iu}} = \sum_{u=1}^{m_1} b'_{w\mu_{iu}} \leq m_1.$$

Для фінального декодування рядка V'_ω будується матриця результату R за формулою:

$$\mathbf{R} = (r_{wi}), r_{wi} = \begin{cases} 1, & \text{если } s_{wi} = m_1; \\ 0, & \text{если } s_{wi} < m_1. \end{cases}$$

Матриця R аналізується рядково. Якщо в рядку r_w зустрілася тільки одна одиниця (позначено її стовпець індексом i_0), то робиться висновок, що $q_w = i_0$, отже, у рядку w декодований символ i_0 . Якщо у w -му рядку виявилось дві й більше одиниць, або не виявилось зовсім, то це означає, що через дію перешкод однозначне декодування не можливе. У цьому випадку в ПДК_{Квтор} вторинного коду $K_{втор}$ забезпечується захисна відмова, реалізований через формування символу Y первинного коду $K_{перв}$, аналогічного символу стирання в каналах з помилками стирання.

На основі наведених даних можна сформулювати алгоритм декодування коду із КСО. Схема алгоритму наведена на рис. 3.2.

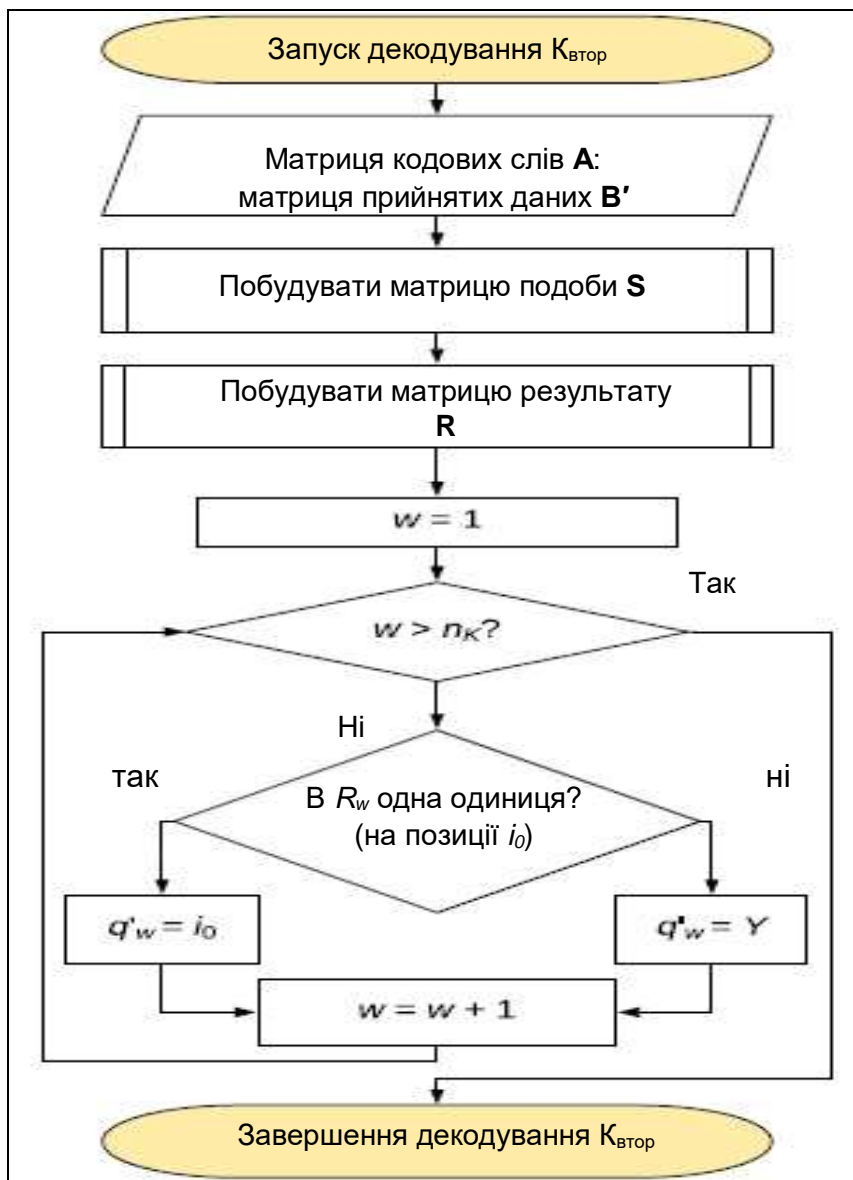


Рисунок 3.2 – Схема алгоритму декодування коду із КСО

Алгоритм декодування коду із КСО. Для проведення декодування коду із КСО необхідно виконати наступні кроки:

- побудувати матрицю подоби S ;
- побудувати матрицю результату R ;
- проаналізувати матрицю R рядково: якщо в ω -му рядку тільки одна одиниця (у стовпці i_0), то $q_\omega = i_0$, інакше $q_\omega = Y$.

Обчислення декодування коду із КСО:

$$\mathbf{B} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}.$$

Додаються до нього помилки, задані наступною матрицею:

$$\mathbf{E} = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}.$$

У цьому випадку матриця \mathbf{B}' буде мати вигляд:

$$\mathbf{B}' = \mathbf{B} \oplus \mathbf{E} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}.$$

Для декодування отриманої матриці \mathbf{B}' спочатку обчислюється матриця подоби S :

$$\mathbf{S} = \mathbf{B}' \cdot \mathbf{A}^T = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix} \times \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}^T = \begin{pmatrix} 2 & 3 & 2 \\ 3 & 2 & 3 \\ 3 & 2 & 2 \\ 1 & 2 & 1 \end{pmatrix}.$$

Потім, враховуючи, що $m_i = 3$, будується матриця результату \mathbf{R} :

$$\mathbf{R} = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}.$$

Матриця \mathbf{R} аналізується рядково. Отримуємо, що в 1-му рядку, незважаючи на вплив трьох імпульсів перешкод, коректно декодувався символ 1 $K_{\text{перв}}$. В 2-му рядку утворювалися одиниці в стовпцях 0 і 2, а виходить, у результаті впливу перешкод декодування не можливо, і фіксується захисна відмова з формуванням символу Y $K_{\text{перв}}$, який повинен оброблятися в ПДК $_{K_{\text{перв}}}$ первинного коду $K_{\text{перв}}$. В 3-му рядку вплив двох імпульсів перешкод призвів до неправильного прийому, і некоректно декодувався символ 0 $K_{\text{перв}}$, який повинен виправлятися в ПДК $_{K_{\text{перв}}}$ первинного коду. В 4-му рядку в матриці результату не утворювалося жодної одиниці, і, як і для 2-го рядка, фіксується захисна відмова з формуванням символу Y $K_{\text{перв}}$. Таким чином, декодована комбінація має вигляд $Q' = 1Y0Y$.

3.3 Алгоритм реалізації ПК й ПДК для коду із КСО

Для процесів кодування й декодування коду із КСО наводяться схеми можливої реалізації ПК (рис. 3.3) і основної структурної одиниці ПДК – каскаду декодування (КДК) (рис. 3.4). Розробка елементів і пристроїв обчислювальної

техніки не є метою даної роботи, тому наведені лише приблизні схеми, що демонструють основну ідею реалізації ПК й КДК для коду із КСО.

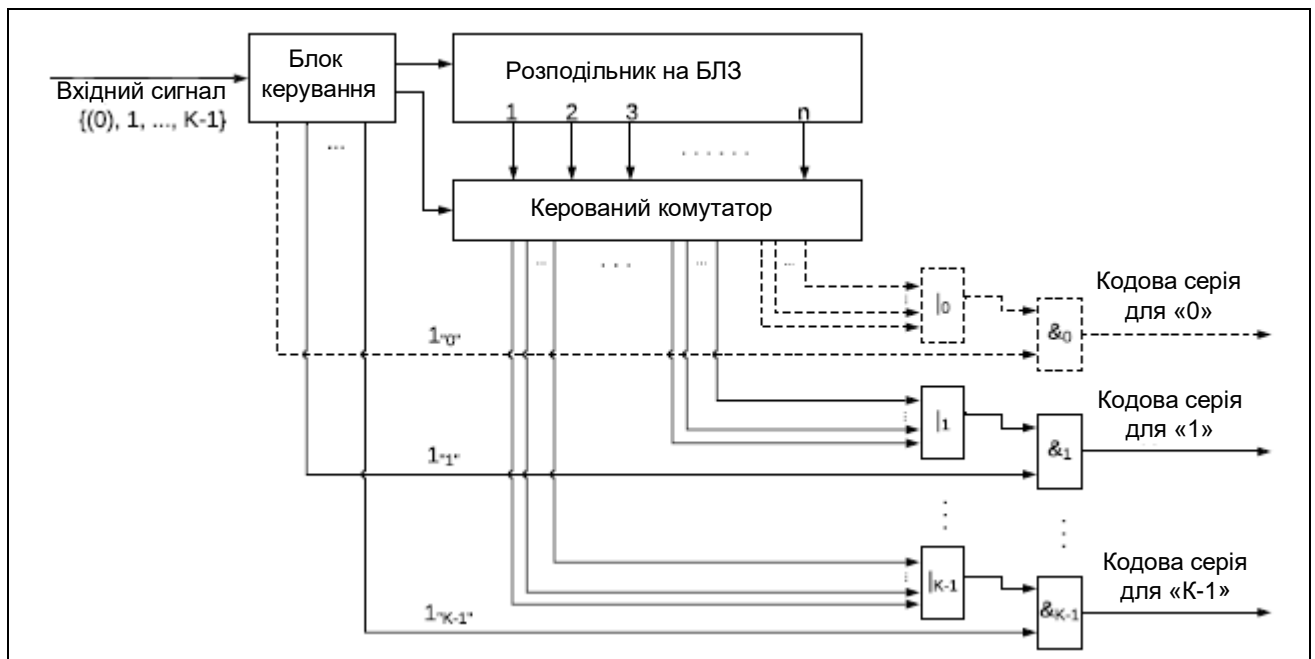


Рисунок 3.3 – Блок-схема ПК коду із КСО

На рис. 3.3 пунктиром позначені елементи, що відсутні при використанні K_T - $K_{перв}$. У дужках зазначені вхідні символи, відсутні для K_T - $K_{перв}$ і кон'юнкторів у КДК. Логіка комутацій визначається видом кодових слів $K_{втор}$, точніше, номерами позицій з одиничними символами: i -й кон'юнктор у ПК (диз'юнктор у КДК) комутується з виходами розподільника з номерами μ_{iu} . Блоки керування, вихідні кон'юнктори в ПК, аналізатор у КДК забезпечують формування керуючих, синхронізуючих і вихідних сигналів ПК й КДК.

Ключовим елементом ПК й КДК є розподільник на багатовідвідних лініях затримки (БЛЗ), що має n виходів, пронумерованих $1 \div n$ у ПК й $n \div 1$ у КДК. На перших один по одному виходах сигнал затримується на інтервал Δt_0 щодо моменту часу надходження сигналу на вхід розподільника. На всіх наступних виходах сигнали затримуються на інтервал Δt від моментів часу їх появи на попередніх виходах. Керовані комутатори слугують для комутації виходів розподільників із входами диз'юнкторів у ПК.

Аналізатор заснований на мажоритарному елементі. Якщо сигнал надходить на два або більше його входів одночасно, або навпаки, повністю відсутній, то на

виході генерується сигнал захисної відмови, представлений символом Y $K_{\text{перв}}$, аналогічним символу стирання в каналах зі стиранням. І навпаки, якщо сигнал, що надходить, єдиний, то цей сигнал перенаправляється на відповідний вихід КДК.

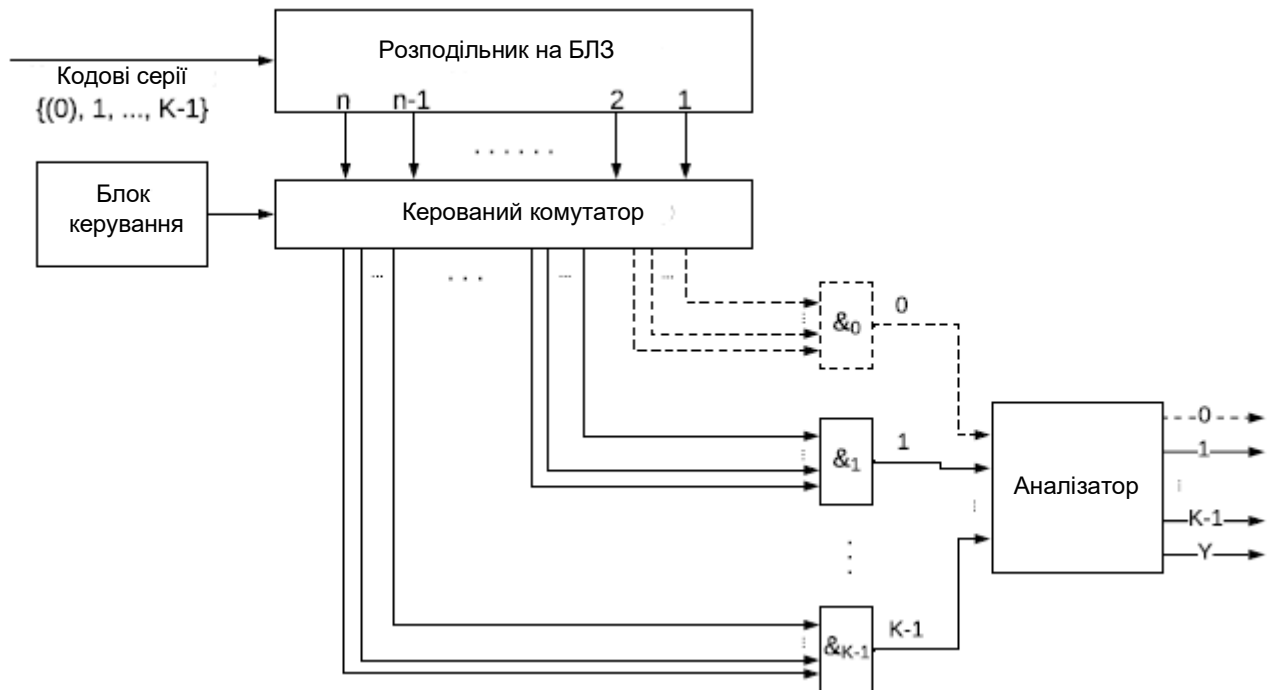


Рисунок 3.4 — Блок-схема КДК коду із КСО

На рис. 3.4 пунктиром позначені елементи, відсутні при використанні K_T - $K_{\text{перв}}$. У дужках зазначені кодові серії, відсутні для K_T - $K_{\text{перв}}$.

3.4 Алгоритм синхронізації кодеків ІК

Більшість ІК у сучасних системах передачі даних реалізують послідовний синхронний інтерфейс, що означає послідовну почергову побітову або побайтову передачу даних.

Реалізація синхронного інтерфейсу вимагає введення спеціальних моделей щодо забезпечення синхронно-синфазної роботи кодеків відповідних каскадів.

Як правило, для забезпечення синхронізації використовуються спеціальні синхроімпульси (синхропосилання, СП), які обробляються особливим чином: при

одержанні СП у ПДК ініціюється генерація стробуючих імпульсів, що фіксують час обробки й декодування наступних інформаційних символів.

Синхронізація може бути зовнішньої й внутрішньої. Зовнішня синхронізація має на увазі присутність окремого ІК для передачі СП. Прикладом такого підходу є застосування синхронізаційних технік з використанням Державної системи забезпечення єдності вимірювань, що дозволяють синхронізувати час на передавачі й приймачі з використанням системи GPS. Цей підхід ефективний, але досить дорогий і важкий у реалізації, тому рідко використовується тільки в складних системах (космічний зв'язок, метеорологія, морський і повітряний транспорт).

При внутрішній синхронізації СП, як правило, представляється у вигляді певної заздалегідь заданої інформаційної комбінації й передається по тому самому КЗ, що й основна інформація. При такому підході СП, як і основна інформація, зазнає впливу перешкод, що вимагає введення особливих заходів щодо забезпечення її надійної передачі. Як правило, для передачі синхросигналів використовуються коди з більшою надлишковістю, тому що при викривленні СП прийому відразу блоку інформації стає неможливим.

3.5 Алгоритм забезпечення надійної синхронізації первинного коду

Подання СП первинного коду $K_{\text{перв}}$ у вигляді особливої інформаційної комбінації дозволяє використовувати захисний вторинний код $K_{\text{втор}}$ для надійної передачі СП. Існує два способи подання СП $K_{\text{перв}}$ за допомогою $K_{\text{втор}}$, що дозволяють надійно й прозоро для кодеків $K_{\text{перв}}$ передавати СП по КЗ:

Крок 1. СП $K_{\text{перв}}$ посимвольно кодується за допомогою $K_{\text{втор}}$. При такому способі подання СП $K_{\text{перв}}$ набір кодових слів $K_{\text{втор}}$, а також структури ПК й ПДК $K_{\text{втор}}$ залишаються незмінними. Однак у ПДК $K_{\text{втор}}$ вторинного коду потрібне особливе декодування СП саме як спеціальної комбінації.

Крок 2 – СП $K_{\text{перв}}$ кодується повністю, для чого в набір кодів слів $K_{\text{втор}}$ вводиться окреме кодове слово $A_{СП}$, утворюючи розширений набір кодів слів $K_{\text{втор}}$ $A^* = \{A_i\}_{i \in \alpha} \cup A_{СП}$. Для забезпечення потрібного рівня стійкості до перешкод розширений набір A^* кодів слів $K_{\text{втор}}$ повинен задовольняти тим же вимогам, що й основний набір A кодів слів $K_{\text{втор}}$: повинні виконуватися три базові властивості кодів слів, а також додаткова умова відсутності циклічних зсувів або інтервальна умова. При прийомі комбінації $A_{СП}$ ПДК $_{K_{\text{втор}}}$ вторинного коду формує сигнал СП $K_{\text{перв}}$, який передається в ПДК $_{K_{\text{перв}}}$ первинного коду. Цей спосіб дозволяє використовувати стандартні методи декодування $K_{\text{втор}}$ і не ускладнювати ПДК $_{K_{\text{втор}}}$. До недоліків даного підходу можна віднести необхідність формування розширеного набору кодів слів $K_{\text{втор}}$ і, як наслідок, збільшення довжини n кодів слів при тому ж інформаційному обсязі набору.

Якщо розширений набір кодів слів A^* вторинного коду $K_{\text{втор}}$ із КСО при використанні двійкового первинного коду $K_{\text{перв}}$ ($K_A = 2$, $\alpha = \{0, 1\}$) з виконанням інтервальної умови:

$$A_0 = 11000001,$$

$$A_1 = 10000101,$$

$$A_{СП} = 10010001.$$

Даний набір кодів слів $K_{\text{втор}}$ повністю збігається з набором кодів слів прикладу 3, але остання КК використовується для передачі СП замість передачі символу $2 K_{\text{перв}}$.

Схеми алгоритмів розширених ПК й КДК для $K_{\text{втор}}$ із КСО, що враховують наявність окремої КК $K_{\text{втор}}$ для кодування СП, наведені на рис. 3.6 і 3.7, відповідно.

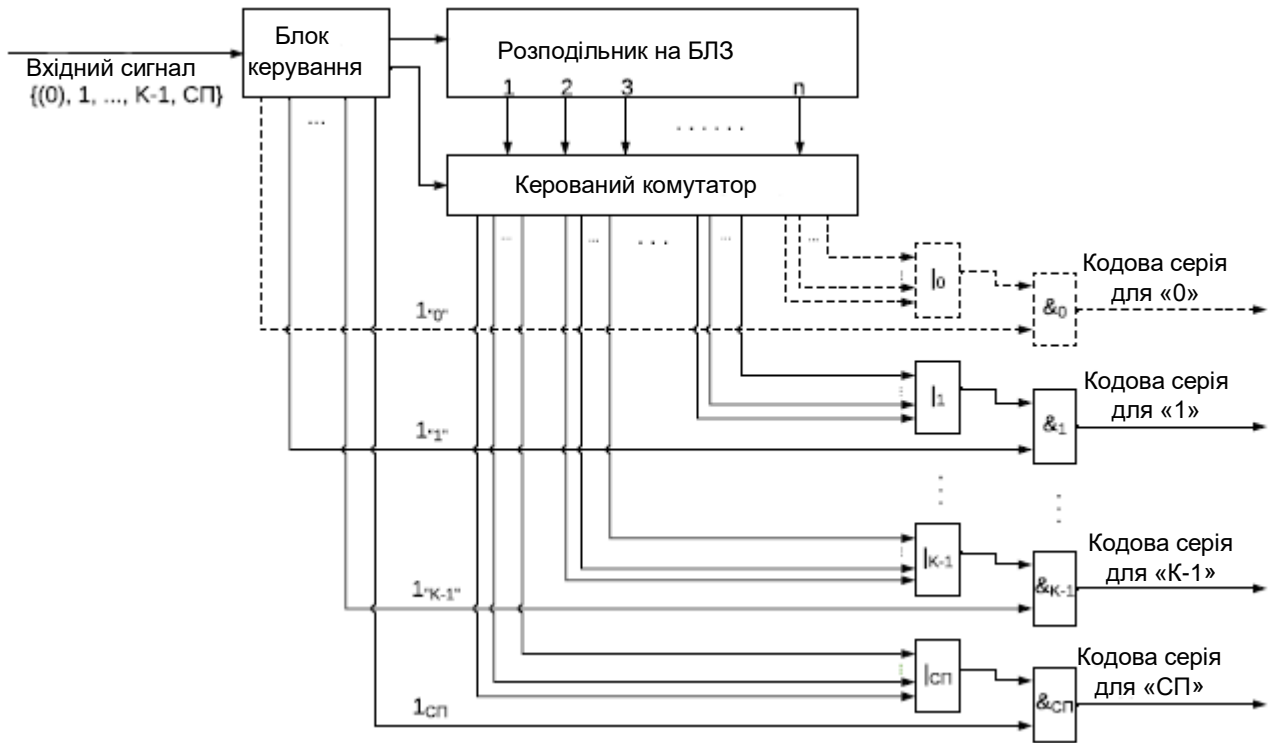


Рисунок 3.6 –Схема розширеного ПК коду із КСО

Пунктиром позначені елементи, відсутні при використанні K_T -коду. У дужках зазначені вхідні символи, відсутні для K_T -коду

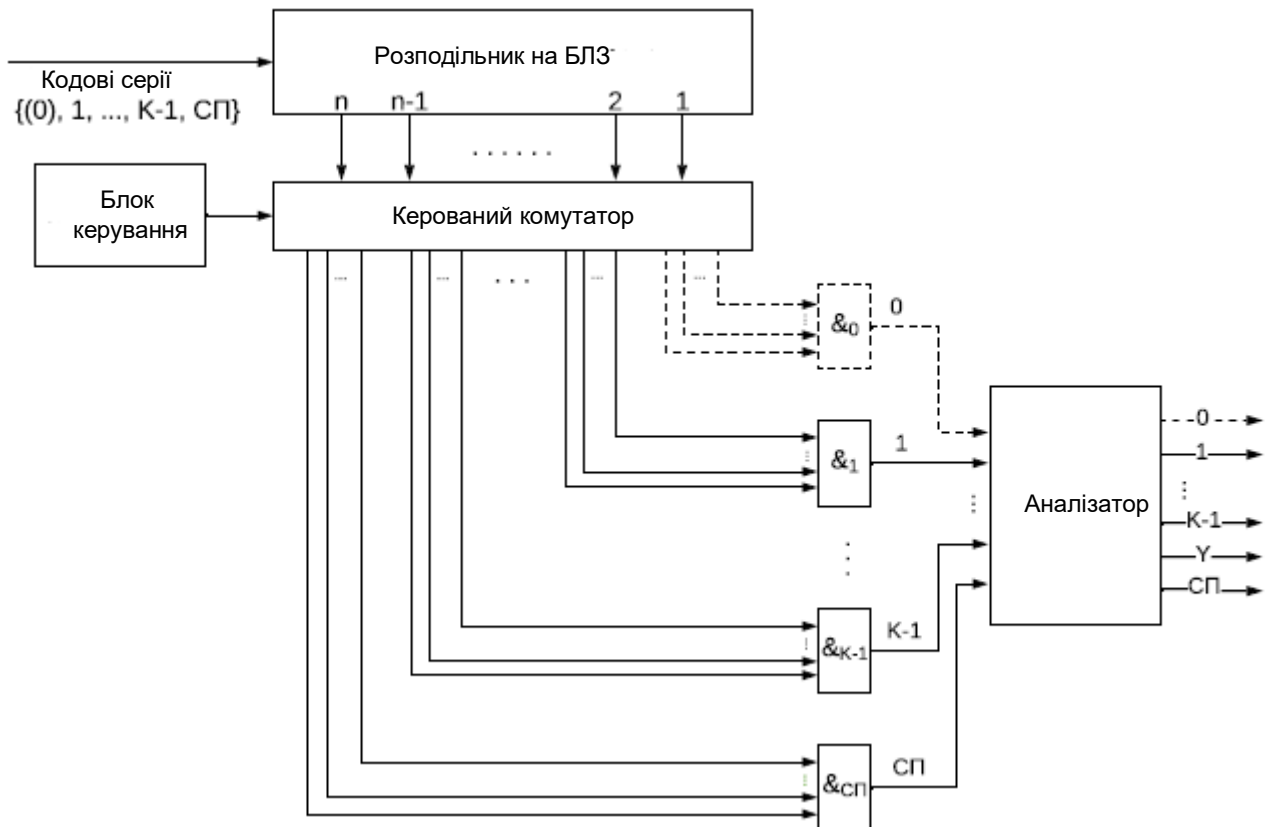


Рисунок 3.7 –Схема розширеного КДК коду із КСО

Пунктиром позначені елементи, відсутні при використанні K_T -коду. У дужках зазначені кодові серії, відсутні для K_T -коду

При синхронній передачі повідомлення з використанням коду на основі КСО). Нехай узятий двійковий первинний код $K_{\text{перв}}$ ($K_A = 2$, $\alpha = \{0, 1\}$). У цьому випадку потрібен розширений набір кодових слів вторинного коду $K_{\text{втор}}$, що складається з трьох кодових слів: для передачі алфавітних символів з множини α і для передачі СП. Використаємо набір кодових слів із прикладу 6. Синхронна передача продемонстрована на прикладі кодового слова $K_{\text{перв}}$ $Q = 101$. Часова діаграма роботи ПК наведена на рис. 3.8.

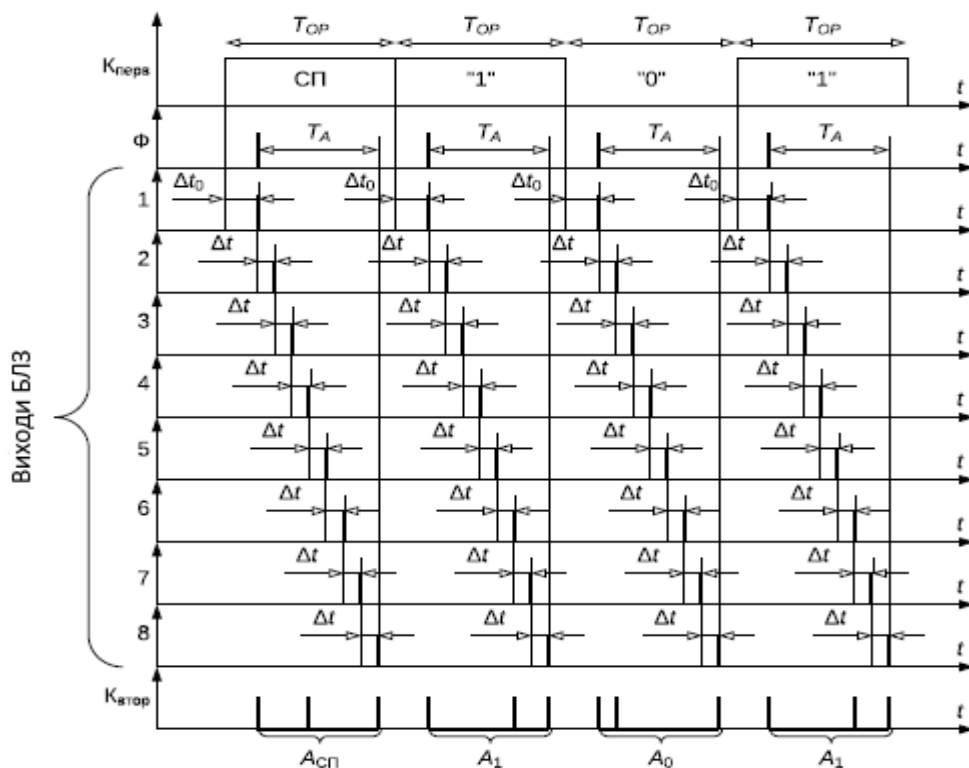


Рисунок 3.8 – Часова діаграма роботи ПК $_{\text{втор}}$ вторинного коду із КСО (СП – синхропосилання; Φ – формувач імпульсу)

Для розробки програмного комплексу чисельного моделювання[23] проведено порівняння стійкості до перешкод різних методів забезпечення синхронізації для двійкового $K_{\text{перв}}$ ($K_A = 2$, $\alpha = \{0, 1\}$). Порівняння проводилося для $K_{\text{перв}}$ без використання захисного $K_{\text{втор}}$, а також для двох способів з використанням $K_{\text{втор}}$ на основі КСО, описаних вище: у першому випадку за допомогою $K_{\text{втор}}$ посимвольно кодувалася СП у вигляді синхробайта 4716.

Така СП задається, зокрема, у стандарті цифрового телебачення DVB-T2. У другому випадку використовувався розширений набір кодових слів $K_{\text{втор}}$, у якому для кодування СП застосовувалося окреме кодове слово $A_{\text{СП}} K_{\text{втор}}$.

Аналіз результатів моделювання показує, що використання окремої КК $K_{\text{втор}}$ для кодування СП $K_{\text{перв}}$ значно перевершує альтернативи в плані стійкості до перешкод.

Можлива структурна схема ПДК коду із КСО для ІК загального виду наведена на рис. 3.9. Диз'юнктори $|_i$ призначені для формування вихідного сигналу при декодуванні символу i $K_{\text{перв}}$ хоча б в одному КДК. Різні алфавітні символи не можуть одночасно декодуватися у дві різні КДК, тому загальний аналізатор не потрібен й замінений кон'юнктором $\&_Y$ символу Y $K_{\text{перв}}$.



Рисунок 3.9 –Схема алгоритму об'єднання результатів декодування, отриманих у двох КДК

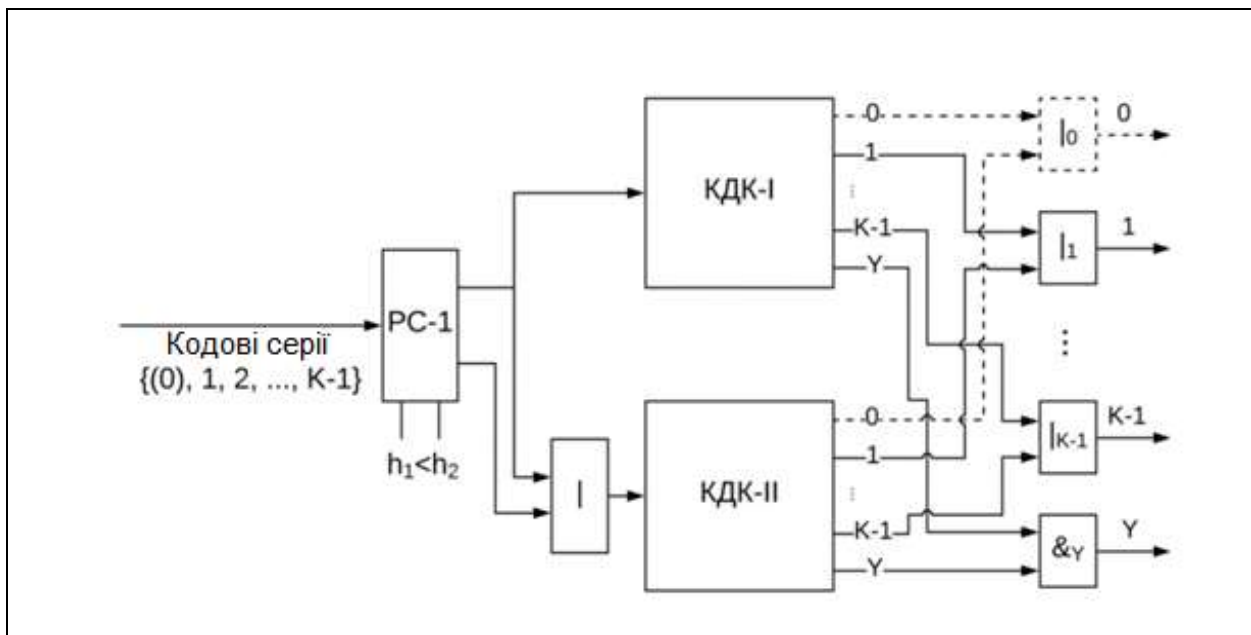


Рисунок 3.10 – Схема коду із КСО для ІК загального виду

Пунктиром позначені елементи, відсутні при використанні K_T -коду. У дужках зазначені кодові серії, відсутні для K_T -коду

Таким чином, розглянуті підходи до синтезу набору кодових слів для коду із КСО на основі вимоги відсутності циклічних зсувів і на основі інтервальної умови. Доведена теорема про зв'язок інтервальної умови з вимогою відсутності циклічних зсувів. Розроблена математична модель коду із КСО, що відрізняється від відомих моделей можливістю заміни передачі по КЗ елементів первинного коригувального коду $K_{\text{перв}}$, що дозволяють парировати імпульсні випадкові перешкоди великої інтенсивності. Розроблені алгоритми кодування й декодування для коду із КСО, що відрізняються гарантованим виправленням у $\text{ПДК}_{K_{\text{перв}}}$ первинного коду помилок захисної відмови, що виникають у $\text{ПДК}_{K_{\text{втор}}}$ вторинного коду, що в умовах дії в КЗ імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності дозволяє зменшити ймовірність неправильного прийому не менше, ніж на два порядки.

Для ІК з використанням коду із КСО отримано аналітичні залежності ймовірностей наслідків прийому від заданих статистичних характеристик імпульсних випадкових перешкод у КЗ.

Сучасні ІК мають різноманітну структуру. Кількість, вид і коригувальна здатність використовуваних кодеків визначаються функціональним призначенням системи. Таким чином, ІК різняться потужністю алфавіту K , використовуваною метрикою, кількістю каскадів і видом застосовуваних коригувальних кодів. Для аналізу стійкості до перешкод існуючих ІК і дослідження можливості підвищення їх інформаційної надійності за рахунок застосування захисного коду необхідно мати можливість побудови математичних моделей, що враховують перераховані особливості.

У розділі запропоновано підхід до розробки таких моделей, що полягає у виставі моделі ІК як набору узагальнених каскадів кодування-декодування, що забезпечує можливість синтезу ІК високої стійкості до перешкод, здатної працювати в умовах дії перешкод великої інтенсивності.

Крім цього, у розділі запропоновано багатопараметричний відносний нормований критерій ефективності, що забезпечує можливість порівняльної оцінки синтезованих моделей ІК між собою.

3.6 Алгоритм узагальнених каскадів кодування-декодування

Для обліку/врахування особливостей сучасних ІК пропонується будувати їхні математичні моделі як набір узагальнених каскадів кодування-декодування. Подібний підхід дозволяє комбінувати найбільш ефективні існуючі рішення з ідеями захисного кодування.

При обраному підході кожна модель ІК M_φ представляється як послідовний набір узагальнених каскадів:

$$M_\varphi = \{Z_{\varphi v}\}_{v \in [1..N_\varphi]},$$

де N_φ – кількість узагальнених каскадів φ -ї моделі,

v – номер каскаду,

$N_{\varphi v}$ – v -й каскад φ -ї моделі.

При цьому каскад з номером $v = 1$ буде називатися зовнішнім каскадом, а каскади з номерами $v \in [2 \dots N_\varphi]$ – внутрішніми. До узагальнених каскадів, крім стандартних каскадів коригувальних і захисних кодів, також будуть ставитися і КЗ із тією або іншою метрикою. Таким чином, розглядаються узагальнені каскади таких типів: коригувальний K/K_T -код, що характеризується довжиною n_{K/K_T} кодових слів, довжиною m_{K/K_T} інформаційної частини коду, мінімальною кодовою відстанню d_{min} , а також кількістю помилок трансформації, які можна виявити (r), помилок, які можна виправити ($s \leq r$), помилок стирання, які можна виправити (e), пов'язаних з мінімальною кодовою відстанню нерівністю.

КЗ із метрикою Геммінга або альтернативною кодовою метрикою, головними параметрами якої є наявність або відсутність помилок стирання переданих символів, а також наявність або відсутність нульової сигнальної ознаки у використовуваному алфавіті:

- захисний код на основі КСО, що характеризується вагою m_1 і довжиною кодових слів n . Передбачається, що використовуваний набір кодових слів коду із КСО задовольняє інтервальній умові 4. Слід зазначити, що всі представлені раніше результати для коду із КСО інваріантні відносно кількості каскадів у моделі ІК, а значить, припустимі до використання при побудові багатокаскадних різнотипних моделей ІК;

- перетворення K/K_T -коду в двійковий код, коли кожний K -тий символ $i \in \alpha$ первинного коду $K_{перв}$ представляється як запис числа i у двійковій системі числення за допомогою $L = [\log_2 K_A]$ двійкових розрядів;

- код-добуток, для якого задані параметри складових його кодів $C_1(n_{K/K_T,1}, m_{K/K_T,1}, d_{min,1}, r_1, s_1, e_1)$ і $C_1(n_{K/K_T,2}, m_{K/K_T,2}, d_{min,2}, r_2, s_2, e_2)$.

Комбінуючи узагальнені каскади в допустимих поєднаннях, можна одержувати математичні моделі різнотипних ІК, що враховують особливості ІК існуючих систем.

3.7 Оцінка інформаційної надійності математичних моделей різнотипних ІК

Як і у випадку коду із КСО, інформаційна надійність математичної моделі ІК M_φ характеризується ймовірностями наслідків прийому: правильного (p_{cr}) иложного (p_{fr}) приймань, атакже захисної відмови (p_{pr}). Дані ймовірності обчислюються як аналітичні залежності від статистичних характеристик перешкод.

Оскільки насамперед розглядається випадок перешкод великої інтенсивності, то кількість імпульсів перешкод, що впливають на передані кодові комбінації, передбачається довільним за умови, що потік імпульсних випадкових перешкод підпорядковується закону розподілу Пуассона.

Фізична природа перешкод може бути різноманітною, тому статистичні характеристики перешкод розглядаються в узагальненому вигляді, а саме як послідовність ймовірностей

$$p_g = (p_p, p_s, p_e, p_{se}) (0 \leq p_p, p_s, p_e, p_{se} \leq 1, p_p + p_s + p_e + p_{se} = 1),$$

атомарних впливів одного імпульсу перешкоди, де:

– p_p – ймовірність «зберігаючого» впливу, тобто такого, що не змінює символ початкового алфавіту або символ стирання;

– p_s – ймовірність «трансформуючого» впливу, тобто алфавітний символ, що переводить початковий алфавітний символ у деякий інший алфавітний символ

(у який саме, залежить від використовуваної метрики моделі) або ж такого, що переводить символ стирання у символ 0;

– p_e – ймовірність впливу, що «стирає», тобто такого, що переводить алфавітний символ в «свій» (відповідний) символ стирання й навпаки, символ стирання в «свій» алфавітний символ;

– p_e – імовірність впливу, що «трансформує і стирає», такого, що переводить алфавітний символ в «чужий» (невідповідний) символ стирання. Цей вид впливу відповідає багаторазовій перешкоді й виноситься в окрему категорію, що пов'язано з алгоритмами декодування символу, що стирає, у каналі зі стираннями: прийнятий символ стирання паралельно декодується у дві КДК, причому в один із КДК символ стирання надходить як 0, а в інший — як «свій» алфавітний символ. При цьому передбачається, що хоча б в один із КДК надійшов правильний початковий символ. З появою на місці деякого алфавітного символу «чужого» символу стирання, останнє припущення не виконується, і в кожний із КДК надходить символ, відмінний від початкового. Тому для відновлення початкової комбінації, крім обробки помилки стирання, необхідне додаткове виправлення ще й помилки трансформації, що вимагає більш високої коригувальної здатності коду.

Кожний внутрішній узагальнений каскад моделі ІК, починаючи з каскаду з найбільшим номером, виконує перетворення вхідних узагальнених ймовірностей p_g у вихідні узагальнені ймовірності p'_g . При цьому типи впливів залишаються такими, як і були: «зберігаючий», «трансформуючий», «такий, що стирає» і «такий, що трансформую та стирає». Підсумкові ймовірності наслідків прийому обчислюються як окремі функції зовнішнього каскаду кодування, що залежать від його узагальнених вхідних ймовірностей.

Обчислення вихідних узагальнених ймовірностей для КЗ відбувається за таким алгоритмом:

Алгоритм «Отримання вихідних узагальнених ймовірностей для КЗ». Для отримання вихідних узагальнених ймовірностей для каскаду-КЗ, необхідно виконати такі кроки:

Крок 1 – побудувати матрицю P_1 ймовірностей переходів алфавітних символів один в одного під впливом рівно одного імпульсу перешкоди за вхідними ймовірностями p_g .

Крок 2: побудувати матрицю P ймовірностей переходів символів один в одного при впливі довільної кількості імпульсів перешкод з урахуванням інтенсивності i_{pn} їх появи.

Крок 3: підтримати вихідні узагальнені ймовірності p'_g за матрицею впливів P , отриманої на попередньому кроці.

Крок 1 залежить від метрики коду – побудовані матриці P_1 різні для КЗ із метрикою Геммінга й КЗ із альтернативною кодовою метрикою. Крок 2 виконується однаково для всіх видів КЗ. Крок 3 залежить від наявності або відсутності нульової сигнальної ознаки на вході КЗ. При відсутності нульової сигнальної ознаки у вхідному алфавіті КЗ його поява на виході КЗ трактується як поява символу стирання.

У кодовій метриці Геммінга не існує відмінності між нульовим і ненульовими символами, а також між символами стирання, важливо лише, однакові символи чи ні. Використовуючи цей принцип, побудуємо матрицю P_1 за наявності й за відсутності стирань у КЗ.

Для КЗ без помилок стирання з кодовою метрикою Геммінга матриця P_1 має таку структуру:

$$\begin{array}{ccccc}
 & 0 & 1 & \dots & K-1 \\
 0 & p_p & \frac{p_s}{K-1} & \dots & \frac{p_s}{K-1} \\
 1 & \frac{p_s}{K-1} & p_p & \dots & \frac{p_s}{K-1} \\
 \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\
 K-1 & \frac{p_s}{K-1} & \frac{p_s}{K-1} & \dots & p_p
 \end{array}$$

Для КЗ із помилками стирання й кодовою метрикою Геммінга матриця P_1 має вигляд:

$$\begin{array}{cccccccc}
 & 0 & 1 & 2 & \dots & K-1 & X_1 & X_2 & \dots & X_{K-1} \\
 0 & p_p & p_t & p_t & \dots & p_t & p_t & p_t & \dots & p_t \\
 1 & p_t & p_p & p_t & \dots & p_t & p_t & p_t & \dots & p_t \\
 2 & p_t & p_t & p_p & \dots & p_t & p_t & p_t & \dots & p_t \\
 \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\
 K-1 & p_t & p_t & p_t & \dots & p_p & p_t & p_t & \dots & p_t \\
 X_1 & p_t & p_t & p_t & \dots & p_t & p_p & p_t & \dots & p_t \\
 X_2 & p_t & p_t & p_t & \dots & p_t & p_t & p_p & \dots & p_t \\
 \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\
 X_{K-1} & p_t & p_t & p_t & \dots & p_t & p_t & p_t & \dots & p_p
 \end{array} ,$$

$$\text{де } p_t = \frac{p_s + p_e}{2K-2}.$$

Для КЗ без помилок стирання з альтернативною кодовою метрикою матриця \mathbf{P}_1 має таку структуру:

$$\begin{array}{cccc}
 & 0 & 1 & \dots & K-1 \\
 0 & p_p & \frac{p_s}{K-1} & \dots & \frac{p_s}{K-1} \\
 1 & p_s & p_p & \dots & 0 \\
 \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\
 K-1 & p_s & 0 & \dots & p_p
 \end{array} .$$

Для КЗ із помилками стирання й альтернативною кодовою метрикою матриця \mathbf{P}_1 .

Для одержання вихідних узагальнених імовірностей (крок 3) проводиться підсумовування за всіма допустимими початковими алфавітними символами (крім нульового символу у випадку K_T -кодів і символи стирання) імовірностей переходів символів один в одного за довільної кількості імпульсів перешкод. При цьому передбачається, що на вході каскаду поява допустимих алфавітних

символів рівноймовірна. У загальному випадку це не завжди так, але для оцінки стійкості до перешкод ІК дане спрощення не є принциповим.

Для класичного КЗ без помилок стирання формули вихідних узагальнених імовірностей виглядають таким чином:

$$\begin{cases} p'_p = \frac{1}{K} \sum_{i=0}^{K-1} \mathbf{P}_{ii}; \\ p'_s = \frac{1}{K} \sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=0, j \neq i}^{K-1} \mathbf{P}_{ij}; \\ p'_e = 0; \\ p'_{se} = 0. \end{cases}$$

Для класичного КЗ із помилками стирання присутній поділ на «свої» та «чужі» символи стирання, причому для нульового символу всі символи стирання є «своїми»:

$$\begin{cases} p'_p = \frac{1}{K} \sum_{i=0}^{K-1} \mathbf{P}_{ii}; \\ p'_s = \frac{1}{K} \sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=0, j \neq i}^{K-1} \mathbf{P}_{ij}; \\ p'_e = \frac{1}{K} \left(\sum_{i=1}^{K-1} \mathbf{P}_{0X_i} + \sum_{i=1}^{K-1} \mathbf{P}_{iX_i} \right); \\ p'_{se} = \frac{1}{K} \sum_{i=1}^{K-1} \sum_{j=1, j \neq i}^{K-1} \mathbf{P}_{iX_j}. \end{cases}$$

Для КЗ без використання нульової сигнальної ознаки, поява нуля рівносильна появі «свого» символу стирання, а поява символу стирання $X_1 (i \in \alpha)$ трактується як поява символу i .

Ключовою відмінністю є зміна залежностей виразів. Якщо початкові формули залежали від величини порога h , то при використанні узагальнених імовірностей дана залежність стає некоректною, оскільки в явному вигляді

граничне значення відсутнє. Замість цього за вхідними узагальненими ймовірностями можна відразу обчислити ймовірності $r_{i,1-i}, i \in \{0,1\}$ трансформації символів $K_{\text{втор}}$ 0 і 1 один в одного. Однак вирази для $r_{i,1-i}$ будуть різнитися для різних КДК (єдиного КДК в ІК тільки з помилками трансформації; КДК-I і КДК-II в ІК загального виду). Тому коректно індексувати вираз $r_{i,1-i}$ номером КДК $dcn \in \{0,1,2\}$. Номер 0 позначає єдиний КДК для ІК тільки з помилками трансформації, номери 1 і 2 – КДК-I і КДК-II, відповідно, для ІК загального виду. Аналіз алгоритмів роботи ДКУ коду із КСО для різних видів ІК дозволяє укласти, що для КДК-I стирання робочого символу $K_{\text{втор}}$ трактується як нульовий символ, для КДК-II – як одиничний,

У якості третього критеріального параметра обрана структурна складність кодків моделі, коефіцієнт ефективності за яким $\eta_{\varphi 3}$ записується як:

$$\eta_{\varphi 3} = \sum_{v=1}^{N_{\varphi}} \lambda(Z_{\varphi v}),$$

де $\lambda(Z)$ – структурна складність узагальненого каскаду Z ,

Значення залежить від типу каскаду й наявності помилок стирання:

- для КЗ $\lambda(Z) = 1$;
- для коду із КСО $\lambda(Z) = n + 2$ за наявності помилок стирання в ІК і $A \lambda(Z) = n + 1$ за їх відсутності;
- для перетворення K -ітого коду у двійковий $\lambda(Z) = 1$;
- для коригувального коду $\lambda(Z) = e + 1$, оскільки виправлення кожної помилки стирання вимагає розпаралелювання процесу декодування, що значно збільшує його складність;
- для коду-добутку $\lambda(Z) = 1 + \lambda(C_1) + \lambda(C_2)$.

Тобто, якщо $\forall \varphi : \eta_{\varphi 3} \geq 1$, отже, $\beta_3 < 0$.

Таким чином, запропоновано алгоритм синтезу математичних моделей різнотипних ІК, заснований на комбінуванні узагальнених каскадів кодування-

декодування, що дає можливість синтезу завадостійких моделей ІК з використанням захисного коду з КСО, що в умовах дії в КЗ імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності дозволяє підвищити інформаційну надійність каскадних K -ітих ІК у середньому на 1–2%, що суттєво при великому обсязі інформації, що передається.

Розроблено порівняльний критерій ефективності моделей ІК, що відрізняється від відомих застосовністю як до класичних моделей ІК, так і до моделей ІК з альтернативною метрикою і моделей з використанням коду на основі КСО, що дозволяє проводити кількісну порівняльну оцінку моделей каскадних K -ітих ІК.

4 ПРОГРАМНА РЕАЛІЗАЦІЯ СИСТЕМИ

4.1 Побудова різнотипних математичних моделей ІК

Представлені результати ефективності різнотипних математичних моделей ІК на прикладі моделі ІК для бездротової системи передачі даних з датчиків тиску БПЛА і її модифікацій.

Програмний експеримент починається з обчислення ефективності вихідної еталонної моделі, а також досліджуються можливості побудови більш ефективних модифікацій даної моделі за рахунок варіювання кількості каскадів кодування-декодування, використання різних метрик КЗ і режимів роботи кодеків, а також застосування захисного коду на основі КСО.

У початковій системі передачі даних з датчиків тиску використовується однокаскадний ІК із трійковим коригувальним первинним кодом $K_{\text{перв}}$ ($K = 3, \alpha = \{0, 1, 2\}$), що мають байтову структуру. Довжина його кодових слів – $n_{K/K_T} = 8$, причому $k_{K/K_T} = m_{K/K_T} = 4$. Такий код має мінімальна кодова відстань $d_{\text{min}} = 4$ і здатний або виявляти дві й виправляти одну помилку трансформації, або виправляти по одній помилці трансформації й стирання, або ж виправляти три помилки стирання.

Дана модель ІК буде вважатися еталонною і для зручності матиме номер 1.

На додаток до еталонної моделі, побудуємо декілька її варіацій за рахунок зміни кількості каскадів, настроювань кодеків, використання різних метрик КЗ, а також застосування захисного кодування. Варіації початкової моделі будуть нумеруватися 2-8, відповідно.

Початкова модель ІК, а також кожна з її варіацій представляються у вигляді (3.1). У результаті виходить такий набір математичних моделей.

Двокаскадна модель із хеммінговою метрикою КЗ і кодеком $K_{\text{перв}}$ у режимі обробки (виявлення й виправлення) помилок трансформації ($e = 0$).

Двокаскадна модель з альтернативною метрикою КЗ і кодеком K_T -коду в комбінованому режимі: обов'язкове виправлення всіх виявлених помилок трансформації ($s = r > 0$), виправлення помилок стирання ($e > 0$).

Двокаскадна модель з альтернативною метрикою КЗ і кодеком K_T -коду в режимі виправлення тільки помилок стирання ($r = s = 0, e > 0$).

Трикаскадна модель із хеммінговою метрикою КЗ, захисним кодом на основі КСО із $m_1 = 3$ і кодеком $K_{\text{перв}}$ у комбінованому режимі ($s = r > 0, e > 0$).

Трикаскадна модель із хеммінговою метрикою КЗ, захисним кодом на основі КСО із $m_1 = 3$ і кодеком $K_{\text{перв}}$ у режимі виправлення тільки помилок стирання ($r = s = 0, e > 0$).

Чотирикаскадна модель із хеммінговою метрикою КЗ, захисним кодом на основі КСО із $m_1 = 3$, попереднім посимвольним перетворенням K -ітого коду у двійковий код за допомогою $L = [\log_2 K]$ двійкових символів і кодеком $K_{\text{перв}}$ у комбінованому режимі $s = r > 0, e > 0$).

Трикаскадна модель із хеммінговою метрикою КЗ, коригуючими кодами у першому й другому каскадах кодування, обидва кодеки в комбінованому режимі ($s = r > 0, e > 0$).

Двокаскадна модель із хеммінговою метрикою КЗ, використанням коду-добутку, що складається з двох коригувальних кодів, перший з яких у режимі обробки помилок трансформації ($e = 0$), другий у комбінованому режимі ($s = r > 0, e > 0$).

Для об'єктивності результатів зовнішній узагальнений каскад кожної з моделей змінюється незначно, а саме, для кожної моделі без змін залишаються довжина n_{K/K_T} кодових слів, довжини m_{K/K_T} його інформаційної та k_{K/K_T} контрольної частин, значення мінімальної кодової відстані d_{\min} і, як наслідок коригувальна здатність коду. Разом з тим, режими роботи кодеків відрізняються кількістю помилок трансформації, що можна виявити (r), таких, що можна виправити ($s \leq r$) і помилок стирання, що можна виправити (e) в межах коригувальної здатності коду, яка визначається нерівністю (1.1). Якщо зовнішній

каскад моделі представлений кодом-добутком, то зазначені обмеження встановлюються для коду C_1 , що його складає.

4.2 Аналіз ефективності різнотипних моделей

Проведемо аналіз ефективності обраних математичних моделей ІК по кожному із критеріальних параметрів цілком.

Початкових характеристик достатньо для оцінки ефективності моделей ІК по другому (рис. 4.1) і третьому (рис. 4.2) критеріальним параметрам.

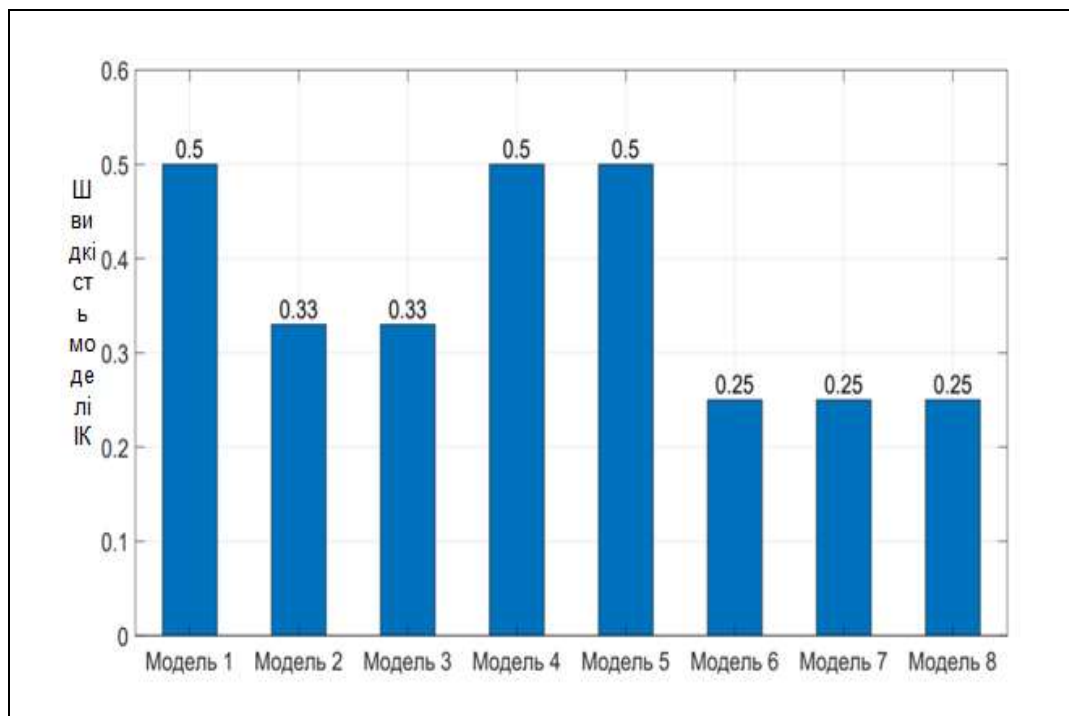


Рисунок 4.1 – Швидкість моделей ІК з трійковим кодом

На результати оцінки за критеріальним параметром $\eta_{\varphi 1}$ і за критерієм ефективності повністю значно впливає вибір вагових коефіцієнтів β_c , які повинні виставлятися залежно від вимог конкретної задачі. Так, якщо, в першу чергу, важлива швидкодія, то найбільшим за модулем повинен бути коефіцієнт β_2 , якщо найбільш значуща простота реалізації кодеків – то коефіцієнт β_3 . У даній

програмній реалізації ключовим параметром є інформаційна надійність ІК, тому значення вагових

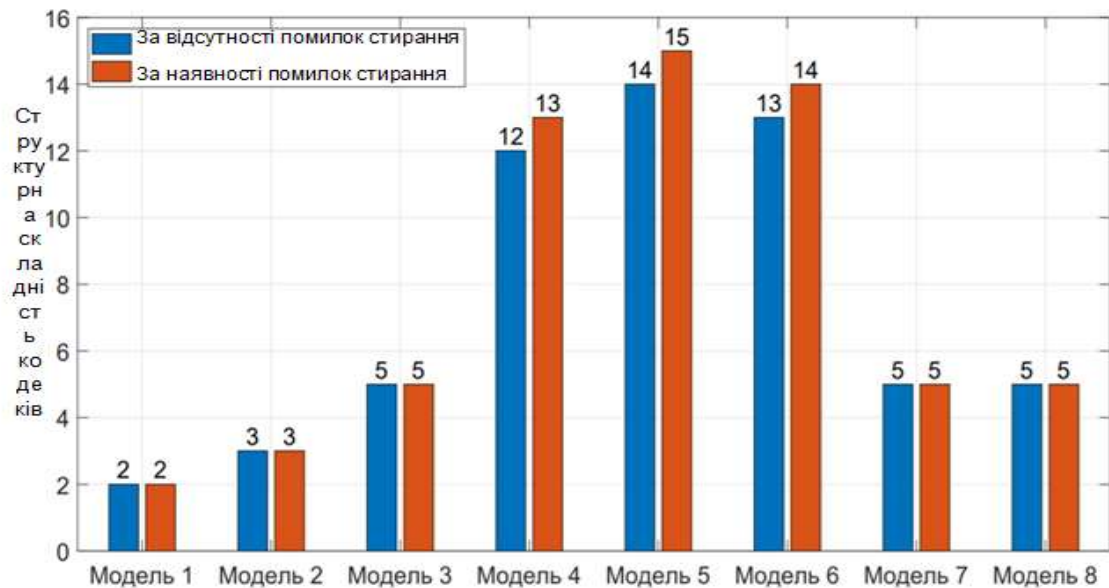


Рисунок 4.2 – Структурна складність кодеків моделей ІК з трійковим кодом коефіцієнтів узяті таким чином: $\beta_1 = 1.0$, $\beta_2 = 0.25$, $\beta_3 = 0.25$, $\gamma = 1.5$. Для цих значень вагових коефіцієнтів і заданих вище параметрів кодів проведено порівняння математичних моделей ІК за першим (основним) критеріальним параметром, що відображає стійкість до перешкод моделі (рис. 4.3, 4.4), і за багатопараметричним критерієм повністю.

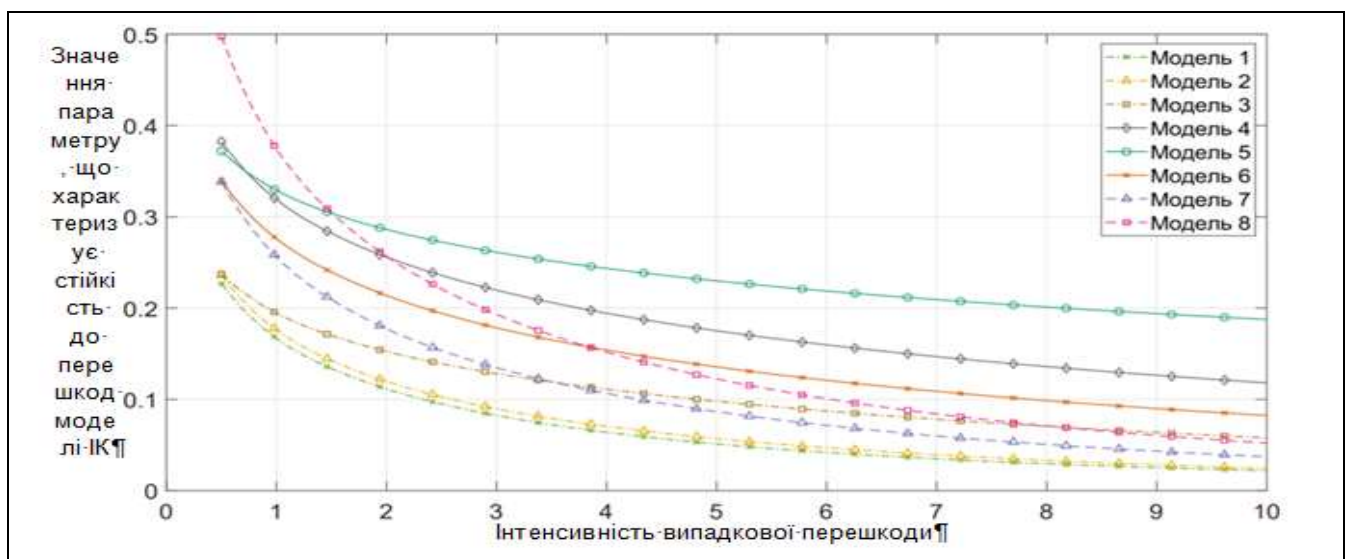


Рисунок 4.3 – Залежність значення параметра, що характеризує стійкість до перешкод моделі ІК, від інтенсивності імпульсних випадкових перешкод для трійкового коду за відсутності помилок стирання в КЗ

Порівняння проводилося за відсутності помилок стирання в КЗ і за їх наявності. За відсутності помилок стирання в КЗ початкові узагальнені ймовірності взяті таким чином: $p_p = 0.75$, $p_s = 0.25$, $p_e = 0$; а за їх наявності – $p_p = 0.75$, $p_s = 0.1$, $p_e = 0.15$.

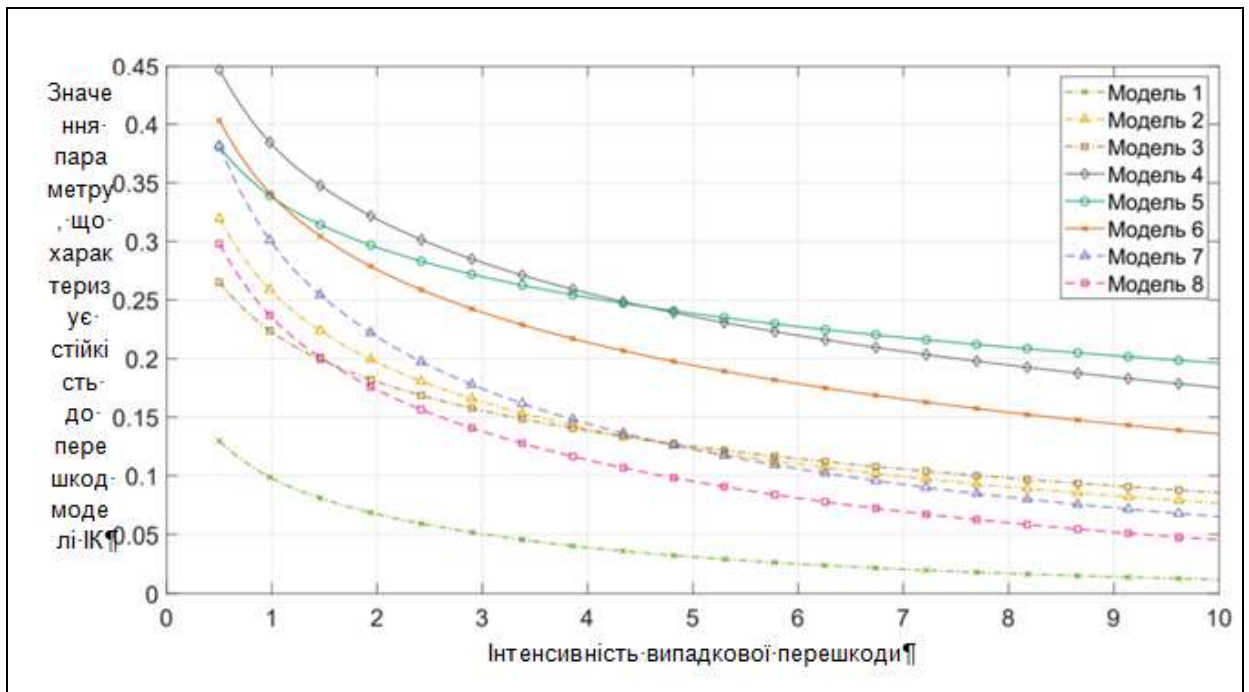


Рисунок 4.4 – Залежність значення параметра, що характеризує стійкість до перешкод моделі К

Ефективність математичних моделей корелює з їхньою стійкістю до перешкод, що абсолютно очікувано при даному виборі вагових коефіцієнтів β_c .

Значний вплив на ефективність моделей без використання захисного кодування виявляє наявність або навпаки, відсутність помилок стирання в КЗ і, як наслідок, вибір режиму роботи кодека зовнішнього каскаду. Так, при відсутності помилок стирання комбінований режим роботи кодека $K_{\text{перв}}$ рекомендується до застосування тільки для K_T -кодів, у той час як для K -кодів даний режим не є оптимальним – значно більш високий рівень інформаційної надійності досягається при роботі кодека $K_{\text{перв}}$ у режимі обробки помилок трансформації. З появою помилок стирання виникає зворотна ситуація: у середньому більш ефективними є моделі з кодеком $K_{\text{перв}}$ у комбінованому режимі.

За малої інтенсивності перешкод ($i_{pn} < 1$) найбільш ефективними є моделі із двома коригувальними каскадами: багатокаскадна модель і модель із кодом-добутком. Також високі показники ефективності демонструють прості моделі з одним коригувальним каскадом: еталонна модель за наявності тільки помилок трансформації; модель із K_T -кодом і альтернативною метрикою в ІК загального виду. За середньої інтенсивності перешкод ($1 \leq i_{pn} < 3$) ефективність моделей без захисного кодування хоча ще й може вважатися певною мірою достатньою, але починає знижуватися – більш ефективними стають моделі з використанням захисного коду. За великої інтенсивності перешкод ($i_{pn} \geq 3$) моделі із застосуванням захисного коду на основі КСО значно переважають за ефективністю інші розглянуті моделі (рис. 4.5).

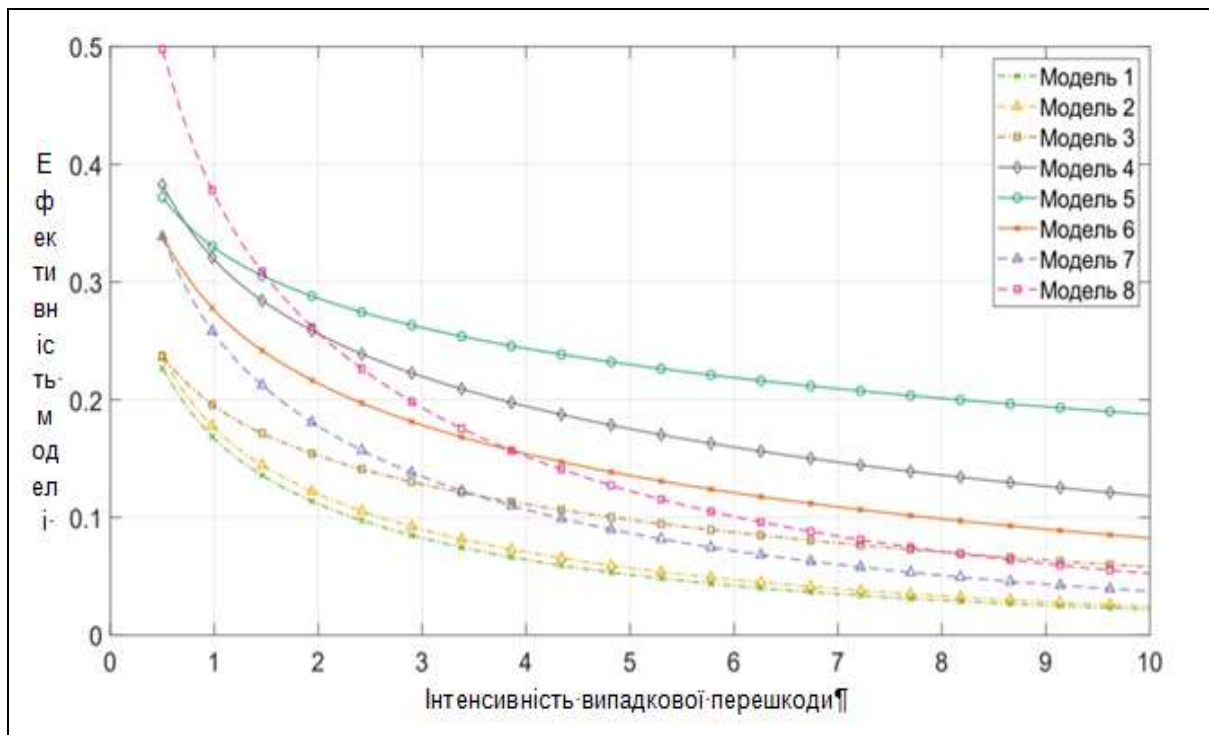


Рисунок 4.5 – Залежність значення коефіцієнта ефективності моделі ІК від інтенсивності імпульсних випадкових перешкод для трійкового коду за відсутності помилок стирання в КЗ

Зі зростанням інтенсивності перешкод при використанні захисного кодування більш ефективними стають моделі з використанням кодека первинного коду $K_{\text{перв}}$ у режимі виправлення тільки помилок стирання: при використанні

коду із КСО для виникнення неправильного прийому потрібен вплив не менше, ніж $m_1 - 1$ імпульсів перешкод, а значить, неправильний прийом буде фіксуватися набагато рідше, ніж захисна відмова (рис. 4.6). І якщо за малих і середніх інтенсивностях перешкод коригувальної здатності $K_{\text{перв}}$ достатньо для виправлення всіх виникаючих помилок, незалежно від їх типу, то за великої інтенсивності перешкод при подібному виборі вагового коефіцієнта γ ефективніше зосередитися на виправленні помилок стирання.

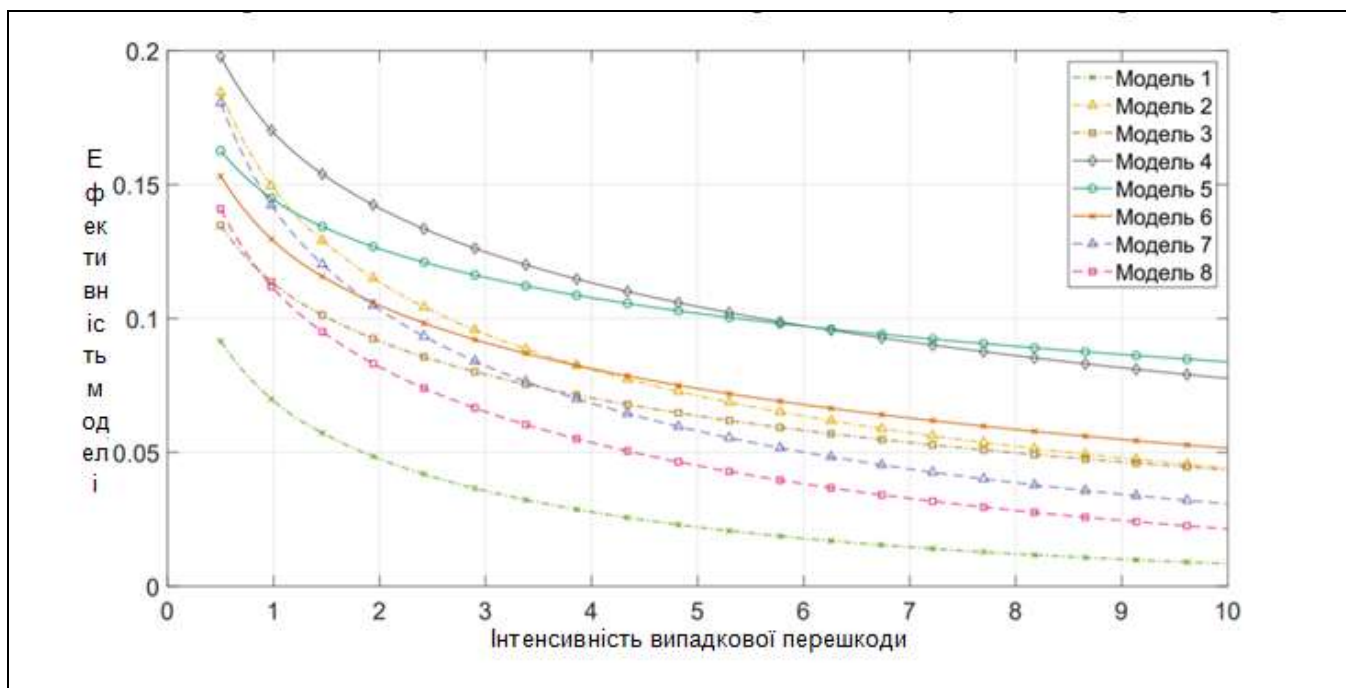


Рисунок 4.6 – Залежність значення коефіцієнта ефективності моделі ІК від інтенсивності імпульсних випадкових перешкод для трійкового коду за наявності помилок стирання в КЗ

Варто відзначити, що найчастіше потрібно мінімізувати ймовірність неправильного прийому, а зростання ймовірності захисної відмови вважається припустимим. У цьому випадку обчислення першого критеріального параметру $\eta_{\phi 1}$ потрібно вибрати велике значення ваги захисної відмови γ , у результаті чого вплив ймовірності захисної відмови на перший критеріальний параметр, і, як наслідок, на весь критерій ефективності буде знижено, а визначальним стане значення ймовірності неправильного прийому.

Для обраних значень параметрів один із кращих показників ефективності за середньої та великої інтенсивності імпульсних випадкових перешкод демонструє модель ІК із захисним кодуванням вторинним кодом $K_{\text{втор}}$ із КСО і кодеком первинного коду $K_{\text{перв}}$ у комбінованому режимі ($s = r > 0, e > 0$). На рис. 4.7 наведено порівняння стійкості до перешкод еталонної моделі ІК та зазначеної вище найкращої моделі з точки зору критерію ефективності в залежності від інтенсивності i_{pn} імпульсних випадкових перешкод.

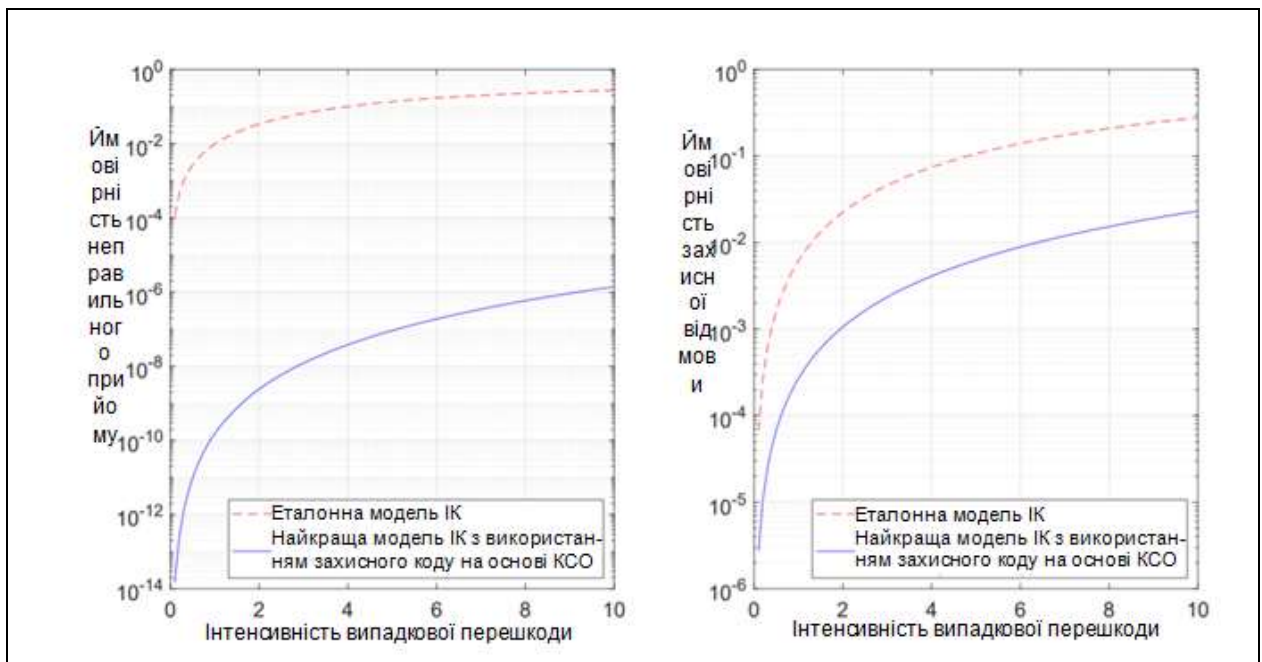


Рисунок 4.7 – Порівняння стійкості до перешкод еталонної математичної моделі ІК і моделі ІК з використанням захисного кодування вторинним кодом $K_{\text{втор}}$ на основі КСО

Аналіз наведених даних показує, що за великої інтенсивності імпульсних випадкових перешкод застосування захисного вторинного коду $K_{\text{втор}}$ на основі КСО значно знижує ймовірності неправильного прийому й захисної відмови і, як наслідок, покращує стійкість до перешкод ІК.

Принцип побудови різнотипних математичних моделей ІК підвищеної стійкості до перешкод розглянутий на прикладі моделі ІК для бездротової системи передачі даних з датчиків тиску літального апарата, для якої синтезовано кілька модифікацій початкової моделі, які відрізняються кількістю каскадів

кодування-декодування, використанням різних метрик КЗ і режимів роботи кодеків, а також застосуванням захисного коду на основі КСО.

Представлені результати порівняння ефективності синтезованих моделей, отримані за допомогою розробленого програмного комплексу чисельного моделювання каскадних K -ітих ІК, у т.ч. із застосуванням коду на основі КСО.

5 ВИВЕДЕННЯ ФОРМУЛ ІМОВІРНОСТЕЙ НАСЛІДКІВ ПРИЙОМУ ДЛЯ КОДУ ІЗ КСО

Для синтезу формул імовірностей наслідків прийому для коду із КСО достатньо знати значення ймовірностей трансформації одиничного символу робочого імпульсу в нульовий (r_{10}) і нульового символу робочого імпульсу в одиничний (r_{01}) за довільного значення порога h . На їх основі виводяться формули ймовірностей наслідків прийому як для моделі ІК тільки з помилками трансформації, так і для моделі ІК загального виду.

Аналіз засновано на припущенні, що кодек $K_{\text{перв}}$ працює в режимі циклічної синхронізації, тобто моменти декодування символів $K_{\text{перв}}$ строго фіксуються за рахунок стробіювання. Отже, ігноруються всі символи $K_{\text{перв}}$, декодовані в ПДК $K_{\text{втор}}$ поза цими моментами часу. Також вважаємо, що набір кодових слів $K_{\text{втор}}$ A задовольняє інтервальній умові.

Уведено в розгляд допоміжні підподії величини, що залежать від значення величини порога h :

- $S(h)$: прийняті крайові одиниці кодового слова вторинного коду $K_{\text{втор}}$;
- $A(h)$: прийняті внутрішні одиниці правильного кодового слова $K_{\text{втор}}$;
- $B_k(h), 0 \leq k \leq K_A - 1$: прийняті внутрішні одиниці рівно в k з $K_A - 1$ можливих неправильних кодових слів $K_{\text{втор}}$.

Щоб отримати формули ймовірностей наслідків прийому для моделі ІК загального вигляду, необхідно проаналізувати можливі комбінації наслідків прийому, що виникають у кожному з КДК, а потім для кожної з комбінацій отримати шукані підсумкові ймовірності, ґрунтуючись на наявних формулах для окремих КДК. Аналіз алгоритму об'єднання результатів декодування, отриманих в різних КДК, дозволяє скласти таку таблицю можливих комбінацій наслідків прийому для ІК загального вигляду (табл. 5.1):

Таблиця 5.1 – Можливі комбінації наслідків прийому для ІК загального вигляду

Наслідок прийому в КДК-II	Наслідок прийому в КДК-I	Загальний наслідок прийому на ПДК _{К_{втор}}
ПП	ПП, ЗВ ₀	ПП
НП	НП, ЗВ ₀	НП
ЗВ ₀	ЗВ ₀	ЗВ
ЗВ ₂₊	ЗВ ₂₊	ЗВ
ЗВ ₂₊	ЗВ ₀	ЗВ
ЗВ ₂₊	ПП	ПП
ЗВ ₂₊	НП	НП

Зауважимо, що для перших трьох рядків таблиці 1 кінцевий результат цілком визначається наслідком прийому в КДК-II і не залежить від наслідку прийому в КДК-I. Значить, для представлення даних наслідків у вигляді комбінації допоміжних підподій

В якості події A виступає прийом одиничного символу $K_{\text{втор}}$: збереження одиничного символу $K_{\text{втор}}$ в першому випадку або трансформація нульового символу в одиничний в другому. В якості події B – об'єднання подій стирання символу і прийому одиничного символу вторинного коду $K_{\text{втор}}$. Інакше кажучи, подія A – прийом робочого імпульсу $K_{\text{втор}}$ зі значенням сигнальної ознаки не менше h_2 , подія B – прийом робочого імпульсу $K_{\text{втор}}$ зі значенням сигнальної ознаки не менше h_1 . Нерівність $h_1 < h_2$ дозволяють зробити висновок, що $p(A \cap B) = p(A)$. Отримані вище вирази для ймовірностей наслідків прийому (в залежності від типу ІК) представляють собою аналітичний опис математичної моделі ІК із застосуванням захисного вторинного коду $K_{\text{втор}}$ на основі КСО, яка дає можливість формульної оцінки достовірності прийому ІК з використанням коду з КСО в умовах дії імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності.

На рис. 5.1 приводяться результати порівняння стійкості до перешкод ІК без застосування вторинного коду $K_{\text{втор}}$ з КСО, а також двох ІК з використанням

вторинного коду $K_{\text{втор}}$ на основі КСО: ІК тільки з помилками трансформації та ІК загального вигляду.

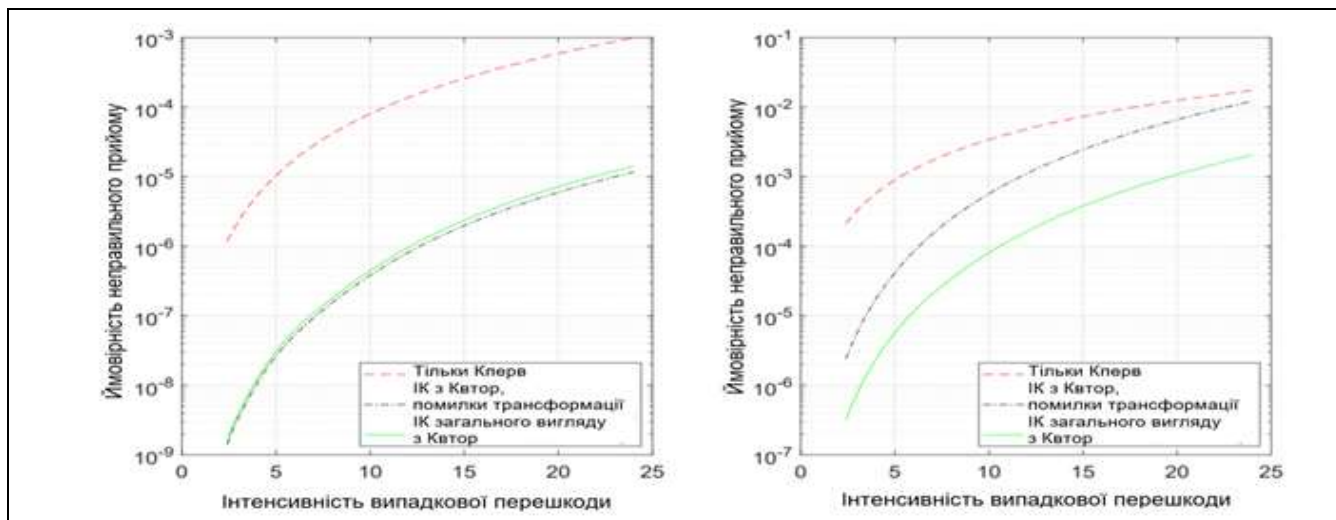


Рисунок 5.1 – Характеристики інформаційної надійності для моделей ІК різних типів

Змінним параметром є інтенсивність імпульсних перешкод i_{pn} , яка варіюється в діапазоні від 2.4 до 24, що еквівалентно зміні відношення сигнал/шум в діапазоні від 10 до 1, відповідно. Як випливає з характеристик, отриманих за допомогою розробленого програмного комплексу числового моделювання стійкості до перешкод ІК [62], застосування вторинного захисного коду на основі КСО знижує ймовірності неправильного прийому на 2-4 порядки і, як результат, підвищує інформаційну надійність ІК в широкому діапазоні значень інтенсивності імпульсних випадкових перешкод.

При синтезі ІК можливі різні режими роботи кодека первинного коду $K_{\text{перв}}$, що характеризуються кількістю помилок трансформації, які можна виявити (r) та ті, які можна виправити ($s \leq r$), а також помилки стирання, які можна виправити (e), пов'язані з мінімальною кодовою відстанню d_{min} .

Якщо кодек $K_{\text{перв}}$ працює в режимі виправлення тільки помилок трансформації, нерівність (1.1) буде переписано як $d_{\text{min}} \leq 2s + 1$. В цьому випадку можливе виправлення помилок трансформації кратністю $s = \left\lfloor \frac{d_{\text{min}} - 1}{2} \right\rfloor$ або

менше. Якщо ж кодек $K_{\text{перв}}$ працює в режимі виправлення лише помилок стирання, то нерівність (1.1) буде мати вигляд $d_{\min} \leq e + 1$, що каже про можливість виправлення помилок стирання кратністю аж до $t = d_{\min} - 1$ включно. Можливі й інші варіанти роботи кодека первинного коду $K_{\text{перв}}$.

Для кожного з таких варіантів необхідна своя оптимізація параметрів вторинного коду $K_{\text{втор}}$. Так, якщо кодек $K_{\text{перв}}$ працює в режимі виправлення помилок трансформації, то неправильний прийом, що виникає в кодеку вторинного коду $K_{\text{втор}}$, буде виправлятися в кодеку первинного коду $K_{\text{перв}}$. Отже, має сенс у $K_{\text{втор}}$ максимізувати ймовірність правильного прийому. Якщо ж кодек $K_{\text{перв}}$ працює в режимі виправлення тільки помилок стирання, то неправильний прийом у $K_{\text{втор}}$ є не допустимим. Аналіз варіантів використання $K_{\text{перв}}$ дозволяє виділити такі найбільш важливі режими роботи кодека $K_{\text{втор}}$:

- максимізація ймовірності правильного прийому;
- мінімізація ймовірності неправильного прийому.

Знайдемо значення параметрів вторинного коду $K_{\text{втор}}$ із КСО, що дозволяють забезпечити зазначені вище режими функціонування.

Нехай зафіксоване значення порога h , а значить, заздалегідь відомі статистичні характеристики КЗ, тобто величини r_{10} й r_{01} – ймовірності трансформації одиничного символу вторинного коду $K_{\text{втор}}$ у нульовий і нульового символу $K_{\text{втор}}$ в одиничний, відповідно.

Отримані дані показують, що чим менше ймовірність трансформації одиничного символу $K_{\text{втор}}$ у нульовий або ж чим більше ймовірність трансформації нульового символу $K_{\text{втор}}$ в одиничний, тим більша вага коду потрібна. Це пояснюється властивістю, доведеною у теоремі 2: неправильне декодування можливе під дією $m_1 - 1$ або більше імпульсів перешкод, а захисна відмова – з появою не менше ніж $m_1 - 2$ зайвих одиничних символів $K_{\text{втор}}$. Мала вага коду не може ефективно запобігти подібним подіям при високій ймовірності

зберігання одиничних символів $K_{\text{втор}}$ та високої ймовірності трансформації нульових символів $K_{\text{втор}}$ в одиничні.

Великі значення m_1 вимагають синтезу кодових слів великої довжини і, як наслідок, можуть бути неоптимальними з точки зору швидкості роботи вторинного коду $K_{\text{втор}}$ і простоти обладнання для кодування та декодування, що також варто враховувати при виборі ваги $K_{\text{втор}}$.

Залежність імовірності неправильного прийому від ваги вторинного коду $K_{\text{втор}}$ із КСО. Діючи аналогічним чином, уведемо в розгляд функцію $p_{fr}(m_1)$.

Глобального мінімуму функції $p_{fr}(m_1)$ не існує, а існує лише недосяжна точна нижня грань даної функції: $\inf p_{fr}(m_1) = 0$. Отже, ймовірність неправильного прийому можна зробити як завгодно малою зі зростанням m_1 .

Одержано остаточний висновок про екстремуми функції $p_{fr}(m_1)$:

- глобального мінімуму $p_{fr}(m_1)$ не існує. Значення ймовірності неправильного прийому можна зробити як завгодно малим зі зростанням m_1 ;
- якщо $(m_1)_{fr}^3 \geq 0$, то існує локальний мінімум $p_{fr}(m_1)$ при $m_1 = 3$.

Навіть якщо локальний мінімум у точці $m_1 = 3$ існує, вибір m_1 лише на основі мінімізації ймовірності неправильного прийому неможливий, оскільки на практиці є неможливим нескінчене зростання ваги вторинного коду $K_{\text{втор}}$ із КСО. Як наслідок, значення ваги коду m_1 повинно обиратися на основі комплексного багатопараметричного критерію.

ВИСНОВКИ

Були отримані наступні результати. Запропонована математична модель коду із КСО, що відрізняється від відомих моделей можливістю заміни передачі по КЗ елементів первинного коригувального коду $K_{\text{перв}}$, що не володіє достатньою стійкістю до перешкод, передачею серій імпульсів малої тривалості із фіксованими часовими інтервалами між ними, які дозволяють париувати імпульсні випадкові перешкоди великої інтенсивності.

Розроблені алгоритми кодування й декодування для коду із КСО, що відрізняються гарантованим виправленням помилок у $\text{ПДК}_{K_{\text{перв}}}$ первинного коду у випадку виникнення захисної відмови в $\text{ПДК}_{K_{\text{втор}}}$ вторинного коду, що в умовах дії в КЗ імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності дозволяє зменшити ймовірність неправильного прийому не менше, ніж на два порядки.

Для ІК з використанням коду із КСО отримані аналітичні залежності ймовірностей наслідків прийому від заданих статистичних характеристик імпульсних випадкових перешкод у КЗ, які застосовуються при дії випадкових послідовностей імпульсів перешкод з довільними законами розподілу амплітуд, що дає можливість формульної оцінки вірогідності прийому в ІК із застосуванням коду із КСО.

Розроблено математичну модель каскадних K -ітих ІК, що відрізняються від існуючого застосування в останньому каскаді кодування захисного коду, що самосинхронізується з КСО, що в умовах дії в КЗ імпульсних випадкових перешкод великої інтенсивності надає можливість повністю виключити появу помилок синхронізації кодека вторинного коду $K_{\text{втор}}$, знизить ймовірність помилок синхронізації кодека первинного коду $K_{\text{перв}}$ як мінімум в п'ять разів та підвищить інформаційну надійність каскадних K -ітих ІК в середньому на 1-2%, що суттєво при великому обсязі інформації, що передається.

Розроблено програмний комплекс чисельного моделювання каскадних K -ітих ІК, у т.ч. із застосуванням коду на основі КСО, що дає можливість синтезу й дослідження моделей каскадних K -ітих ІК підвищеної стійкості до перешкод з надійною синхронно-синфазною роботою кодеків.

Таким чином, було вирішено завдання і досягнута поставлена мета.

Проведено апробацію результатів на Міжнародній науково-практичній конференції.

ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ

1. Львов, А. А. Параметрические оценки К-ичных и троичных ПСПкодов в каналах со стиранием / А. А. Львов, М. С. Светлов, Ю. А. Ульянина // Вестник. — 2018. — Т. 2, № 1. — С. 157—163.
2. Модели исходов приёма информации для кодов, не содержащих нулевого сигнального признака / А. А. Львов [и др.] // Научный рецензируемый журнал. — М., 2013. — Т. 4, № 1. — С. 25—30.
3. Блох, Э. Л. Линейные каскадные коды / Э. Л. Блох, В. В. Зяблов. — М. : Наука, 1982. — 272 с.
4. Berlekamp, E. R. Algebraic coding theory: Revised Edition / E. R. Berlekamp. — Singapore : World Scientific Publishing, 2005. — 501 p. 133
5. MorelosZaragoza, R. The Art of Error Correcting Coding. Second Edition / R. MorelosZaragoza. — Wiley, 2006. — 280 p.
6. Афанасьев, В. Б. Оценка доли стираний, исправляемых линейными кодами / В. Б. Афанасьев, А. А. Давыдов, Д. К. Зигангиров // Информационные процессы. — 2016. — Т. 16, № 4. — С. 382—404.
7. Кларк, Д. Кодирование с исправлением ошибок в системах цифровой связи. Пер. с англ. С. И. Гельфанда под ред. Б. С. Цыбакова / Д. Кларк, Д. Кейн. — М. : Радио и связь, 1987. — 392 с.
8. Peterson, W. W. Errorcorrecting codes / W. W. Peterson, E. J. Weldon. — Cambridge, Massachusetts, London, England : The MIT Press, 1972. — 593 p.
9. Lin, S. Error Control Coding: Fundamentals and Applications, 2nd edition / S. Lin, D. J. Costello. — Upper Saddle River, New Jersey : PrenticeHall, 2004. — 1272 p.
10. Блейхут, Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки. Пер. с англ. И. И. Грушко, В. М. Блиновского, под ред. К. Ш. Зигангирова / Р. Блейхут. — М. : Мир, 1986. — 282 с.

11. Помехоустойчивость и эффективность систем передачи информации. Под редакцией А.Г. Зюко / А. Г. Зюко [и др.]. — М. : Радио и связь, 1985. — 272 с.
12. Светлов, М. С. Теория кодирования: классика и модерн / М. С. Светлов // Материалы конференции «Системный синтез и прикладная синергетика», 2019. — С. 255—264.
13. Повышение помехоустойчивости двоичных информационных каналов с помехами большой интенсивности / Д. В. Кленов [и др.] // Радиотехника. — 2017. — № 7. — С. 136—139. 34. Viterbi, A. J. Principles of digital communication and coding / A. J. Viterbi, J. K. Omura. — McGrawHill, 1979. — 584 p.
14. Форни, Д. Каскадные коды / Д. Форни. — М. : Мир, 1970. — 205 с.
15. Голяницкий, И. А. Математические модели и методы в радиосвязи / И. А. Голяницкий. — М. : ЭкоТрендз, 2005. — 440 с.
16. Elias, P. Errorfree coding / P. Elias // IEEE Transactions on Information Theory. — 1954. — No. 4. — P. 29—37. 134
17. Дворкович, В. П. Цифровые видеоинформационные системы (теория и практика) / В. П. Дворкович, А. В. Дворкович. — М. : Техносфера, 2012. — 1009 с.
18. Шпенст, В. А. Анализ влияния промышленных радиопомех на помехоустойчивость телекоммуникационных каналов / В. А. Шпенст, Н. А. Шатунова // Век качества. — 2014. — Т. 4. — С. 73—75.
19. Макаренко, С. И. Помехозащищенность систем связи с псевдослучайной перестройкой рабочей частоты / С. И. Макаренко, М. С. Иванов, С. А. Попов. —, 2013. — 166 с. — ISBN 9785438601661.
20. Noise immunity improvement of DVBT2 digital data transmission systems / D. V. Klenov [et al.] // Proc. 2018 IEEE Conference of Russian Young Researchers in Electrical and Electronic Engineering (EIConRus2018). — St. Petersburg, 2018. — P. 1162—1166. — DOI: 10.1109/EIConRus.2018.8317297.

21. Шахнович, И. DVBT2 — новый стандарт цифрового телевизионного вещания / И. Шахнович // Электроника: Наука, Технология, Бизнес. — 2009. — № 6. — С. 30–35.
22. Математическая модель информационного канала повышенной помехоустойчивости цифровых систем стандарта DVBT2 / Д. В. Кленов [и др.] // Технические науки. — 2018. — № 5. — С. 89—100. — DOI: 10.23683/23113103-2018589100
23. Intersymbol interferences protection in single frequency networks / M. S. Svetlov [et al.] // Труды Международной научнотехнической конференции «Перспективные информационные технологии» (ПИТ2017). — Самара, 2017. — P. 995—998
24. Increasing of information reliability of digital communication channels under conditions of high intensity noise / D. V. Klenov [et al.] // Proc. X International Scientific and Technical Conference «Dynamics of systems, mechanisms and machines» (Dynamics2016). — Omsk, 2016. — DOI: 10 . 1109/ Dynamics . 2016 . 7819025.
25. Kim C., Li F. Multiple Hypothesis Tracking Revisited // Proceedings of the IEEE International Conference on Computer Vision. – 2019.
26. Konev A., Chigorin A., Krivovyaz G., Velizhev A., Konushin A. Traffic signs recognition on images with training on synthetic data // Technical vision in computer systems. – 2019. P. 65-66.
27. Russakovsky O., Deng J., Su H., Krause J., Satheesh S., Ma S., Huang Z., Kar- pathy A., Khosla A., Bernstein M., Berg A.C., Fei-Fei L. Imagenet large scale visual recognition challenge // IJCV. – 2015
28. Xiang Y., Alahi A. Learning to Track: Online Multi-Object Tracking by Deci- sion Making // Proceedings of the IEEE International Conference on Computer Vision. – 2015.
29. Balakrishnan, N. The Exponential Distribution: Theory, Methods, and Applications / N. Balakrishnan, A. P. Basu. — New York : Gordon, Breach, 1996. 73.

Прикладной анализ случайных процессов. Под редакцией С.А. Прохорова / С. А. Прохоров [и др.]. — Самара : СНЦ РАН, 2007. — 582 с. — ISBN 9785 934242832.

30. Золотарёв, В. В. Теория и алгоритмы многопорогового декодирования. Под ред. чл.кор. РАН Ю.Б. Зубарева / В. В. Золотарёв. — М. : Горячая линияТелеком, 2014. — 266 с

31. Применение многопорогового декодера в каналах со стираниями / Н. Н. Гринченко [и др.] // Труды НТОРЭС им. А.С. Попова. — 2006. — С. 338—340. 138.

32. Synthesis of the information channel with codec based on code signal feature / D. V. Klenov [et al.] // Proc. International Conference «Information and Communication Technologies for Industry and Research» (ICIT2019). — Saratov, 2019. — P. 199—214. — DOI: 10.1007/9783030120726_18.

33. Гладких, А. А. Основы теории мягкого декодирования избыточных кодов в стирающем канале связи / А. А. Гладких. — Ульяновск : УЛГТУ, 2010. — 379 с.

34. Битнер, В. И. Сети нового поколения — NGN.: Телеком, 2015. — 226 с.

35. Shostak I., Matyushenko I., Romanenkov Yu., Danova M., Kuznetsova Yu. Computer Support for Decision-Making on Defining the Strategy of Green IT Development at the State Level. In book: Green-IT Engineering: Social, Business and Industrial Applications, Vol. 171. Berlin, Heidelberg: Springer International Publishing, 533–559 (2018), <https://doi.org/10.1007/978-3-030-00253-4>

36. Shostak I., Kapitan R., Volobuyeva L., and Danova M., Ontological Approach to the Construction of Multi-Agent Systems for the Maintenance Supporting Processes of Production Equipment. In Proc. : IEEE International ScientificWeisstein, E. W. Normal Sum Distribution / E. W. Weisstein. — URL: <http://mathworld.wolfram.com/NormalSumDistribution.html>.