

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ «ЖИТОМИРСЬКА ПОЛІТЕХНІКА»
ФАКУЛЬТЕТ ІНФОРМАЦІЙНО-КОМП'ЮТЕРНИХ ТЕХНОЛОГІЙ
КАФЕДРА БІОМЕДИЧНОЇ ІНЖЕНЕРІЇ ТА ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ

УДК 621.391

«Допущено до захисту»

Завідувач кафедри біомедичної
інженерії та телекомунікацій
к.т.н., доц. Нікітчук Т.М.

« 14 » грудня 2020 р.

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА

на тему ДОСЛІДЖЕННЯ ЗАВАДОЗАХИСНИХ КОДІВ ПЕРЕДАЧІ
ІНФОРМАЦІЇ

за спеціальністю 172 «Телекомунікації та радіотехніка»
освітній ступінь «магістр»

Виконавець роботи
студент 2 курсу, гр.ТРм-19-1

14.12.20
(дата, підпис)

Мирошніченко О.С.

Керівник роботи
к.т.н., доц.

14.12.20
(дата, підпис)

Дубина О.Ф.

Житомир
2020

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ «ЖИТОМИРСЬКА ПОЛІТЕХНІКА»
ФАКУЛЬТЕТ ІНФОРМАЦІЙНО-КОМП'ЮТЕРНИХ ТЕХНОЛОГІЙ
КАФЕДРА БІОМЕДИЧНОЇ ІНЖЕНЕРІЇ ТА ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ

Пояснювальна записка
до кваліфікаційної магістерської роботи

на тему ДОСЛІДЖЕННЯ ЗАВАДОЗАХИСНИХ КОДІВ ПЕРЕДАЧІ
ІНФОРМАЦІЇ

Виконав: студент 2 курсу, групи ТРм-19-
1
спеціальності
172 «Телекомунікації та радіотехніка»

Мирошніченко О.С.

Керівник Дубина О.Ф.

Рецензент Ципоренко В.В.

Житомир
2020

«Затверджено»

Завідувач кафедри біомедичної
інженерії та телекомунікацій

 Т.М. Нікітчук

« 15 » 06 2020 р.

Завдання на кваліфікаційну магістерську роботу

Мирошніченка Олексія Сергійовича

1. Тема роботи Дослідження завадозахисних кодів передачі інформації.

затверджено наказом по університету від «16» жовтня 2020 р. № 366/с

2. Мета дослідження Розробка алгоритму вибору завадостійких кодів для роботи систем радіозв'язку в короткохвильовому діапазоні, для роботи в умовах дії завад щоб забезпечити безпечне проведення сеансів зв'язку.

3. Вихідні дані (характеристики об'єкта, умов дослідження та ін.): Довжина кодової комбінації; кількість інформаційних бітів; ймовірності правильного прийому сигналу $P_{пп}$, ймовірності виявлення помилки $P_{вп}$ в кодовому сигналі.

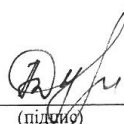
4. Основні задачі дослідження Аналіз пропускну здатності та швидкості передачі інформації каналів зв'язку; аналіз завадостійких кодів, що використовуються в системах радіозв'язку; розробка алгоритму вибору завадостійких кодів передачі інформації; дослідження параметрів завадостійких кодів передачі інформації.

5. Термін подання роботи до захисту _____

6. Дата видачі завдання «15» червня 2020 р.

Науковий керівник

Завдання прийняв
до виконання


(підпис)

Дубина О.Ф.


(підпис)

Мирошніченко О.С

АНОТАЦІЇ

Темою даної магістерської роботи є дослідження завадозахисних кодів передачі інформації.

Метою даної роботи є розробка та дослідження алгоритму вибору завадостійких кодів передачі інформації. Цей алгоритм повинен давати змогу адаптивно змінювати як алгоритм кодування, так і довжину кодової комбінації.

ABSTRACT

The topic of this master's thesis is the study of noise protection codes for information transmission.

The purpose of this work is to develop and study an algorithm for selecting noise-tolerant codes for information transmission. This algorithm should allow adaptive changes in both the encoding algorithm and the length of the code combination.

РЕФЕРАТ

Обсяг пояснювальної записки містить 67 сторінок, 3 таблиці, 4 ілюстрації і 12 джерел посилання.

Метою кваліфікаційної роботи є розробка та дослідження алгоритму вибору завадостійких кодів передачі інформації.

В першому розділі розкриваються теоретичні відомості про математичні моделі каналів зв'язку, моделі інформаційних систем та інформаційні процеси.

В другому розділі проводиться аналіз завадостійких кодів та алгоритмів кодування, що використовуються у системах радіозв'язку, безумовної ентропії та методів адаптивного завадостійкого кодування.

В третьому розділі проводиться розробка та дослідження алгоритму вибору завадостійких кодів для роботи систем радіозв'язку в короткохвильовому діапазоні та порівняльний аналіз ефективності завадостійких кодів.

У висновках підбито підсумки, щодо розробки та дослідження алгоритму вибору завадостійких кодів для роботи систем радіозв'язку в короткохвильовому діапазоні.

ЗМІСТ

АНОТАЦІЇ	0
РЕФЕРАТ	1
ЗМІСТ	2
ВСТУП	3
1. ОБГРУНТУВАННЯ НЕОБХІДНОСТІ РОЗРОБКИ АЛГОРИТМУ ВИБОРУ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ	5
1.1 Інформація та інформаційні процеси	5
1.2 Теорема Шеннона про кодування дискретного джерела	12
1.3. Постановка завдання	16
2. АНАЛІЗ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ ТА АЛГОРИТМУ КОДУВАННЯ ЩО ВИКОРИСТОВУЮТЬСЯ У СИСТЕМАХ РАДІОЗВ'ЯЗКУ	18
2.1. Ентропія та її властивості	18
2.2. Безумовна ентропія	19
2.3. Кодування інформації	24
2.4. Завадостійке кодування	25
2.5. Коди із заданою виправною здатністю	29
2.6. Систематичні коди	32
2.7. Методи адаптивного завадостійкого кодування та їх застосування	35
3. РОЗРОБКА ТА ДОСЛІДЖЕННЯ АЛГОРИТМУ ВИБОРУ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ	53
3.1. Визначення показника для оцінки ефективності завадостійкого коду	53
3.2 Алгоритм вибору завадостійких кодів для роботи систем радіозв'язку в короткохвильовому діапазоні	56
3.3. Дослідження ефективності завадостійких кодів радіозв'язку	58
ВИСНОВКИ	61
ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ	62
ДОДАТОК А	63
ДОДАТОК Б	64

ВСТУП

На сучасному етапі розвитку суспільства інформаційні телекомунікаційні системи відіграють одну з найважливіших ролей в організації і забезпеченні більшості сфер діяльності людства.

Одним із способів передачі даних на скільки завгодно великі відстані є застосування хвиль короткохвильового діапазону (3-30 МГц), що розповсюджуються навколо земної кулі за рахунок одноразового та багаторазового відбиття від іоносфери (тобто іонізованої оболонки атмосфери) і називаються іоносферними або просторовими. Даний вид зв'язку відноситься до систем магістрального короткохвильового радіозв'язку.

Актуальність уваги до систем магістрального короткохвильового радіозв'язку обумовлено її особливими властивостями:

- можливістю глобального охоплення радіозв'язком територіально рознесених кореспондентів та важкодоступні райони (зони підвищеного зараження, тяжко прохідні водні та гірські райони);
- здійснювати інформаційний обмін в умовах дії природних та штучних факторів, які порушують інфраструктуру інших родів зв'язку та просте відновлення зв'язку порушене за рахунок впливу випадкових і навмисних перешкод;
- організація радіозв'язку з мобільними об'єктами лише з використанням індивідуальних радіозасобів кореспондентів без допоміжних систем (порівняно з супутниковим і провідним зв'язком)

Сучасні системи передачі інформації, як правило, застосовують цифрові методи, що дозволяє значно збільшити середню потужність передавачів, підвищити співвідношення сигнал-перешкода в точці прийому та завадостійкість систем короткохвильового радіозв'язку.

Однак у багатьох реальних каналах зв'язку простим вибором сигналів не вдається забезпечити граничні значення пропускну здатності і мінімальну

ймовірність помилки, отримані Шенноном і Котельниковим. Досягнута в кращих дискретних системах зв'язку швидкість передачі інформації у значно нижча від теоретичної межі. Ця невідповідність пояснюється в першу чергу наявністю в каналах зв'язку завад нефлюктуційного характеру, які не компенсуються. Аналіз досить чітко вказує не тільки можливості удосконалювання існуючих систем зв'язку, але і шляхи створення нових систем.

Підвищення вірогідності в цих каналах досягатиметься в першу чергу за рахунок використання завадостійких кодів. Тому, задача кодування повідомлень при передачі їх по каналу зв'язку з завадами значно ускладнюється. Тут необхідно враховувати не тільки статистику джерела повідомлень, але і шкідливий вплив завад.

Об'єкт дослідження: Системи передачі інформації.

Предмет дослідження: Дослідження завадостійких кодів.

Ціль дослідження: Дослідження та розробка алгоритму вибору завадостійких кодів передачі інформації.

Методи дослідження: аналіз, синтез, порівняння та ідеалізація.

Виходячи з вищесказаного, **метою** даного дослідження є розробка алгоритму вибору завадостійких кодів для роботи систем радіозв'язку (РЗ) в короткохвильовому (КХ) діапазоні, для роботи в умовах дії завад щоб забезпечити безпечне проведення сеансів зв'язку.

Задачі дослідження:

1. Провести аналіз інформаційних процесів системи передачі інформації та пропускної здатності каналів зв'язку.
2. Провести аналіз завадостійких кодів, що використовуються в системах радіозв'язку.
3. Розробити алгоритм вибору завадостійких кодів передачі інформації.
4. Дослідити параметри завадостійких кодів передачі інформації.

1. ОБГРУНТУВАННЯ НЕОБХІДНОСТІ РОЗРОБКИ АЛГОРИТМУ ВИБОРУ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ

1.1 Інформація та інформаційні процеси

Під даними розуміють усі відомості, здобуті від навколишнього світу та подані у формалізованому вигляді (літерами, цифрами, символами тощо). Дані, що підлягають передачі, називаються повідомленнями. Повідомлення стають інформацією тільки в момент їх застосування, тобто інформація – це використовувані повідомлення, причому такі, які відзначаються новизною і раніше не були відомі одержувачеві (оператору ЕОМ). Є й інше, більш широке визначення інформації, згідно з яким інформація – це відомості, що є об'єктом зберігання, передавання та перетворення.

Для можливості технічного оброблення (передачі, запису та ін.) повідомлення має бути перетворене на сигнал – матеріальний носій, що відображує повідомлення.

Відрізняють сигнали:

- звукові (акустичні)
- електричні
- оптичні
- гідравлічні

Один вид сигналу можна перетворювати на інший (електричний на звуковий, оптичний на електричний тощо).

Будь-який сигнал характеризується такими основними параметрами:

- тривалістю
- шириною частотного спектра
- динамічним діапазоном

Під тривалістю T_c сигналу розуміють час, протягом якого він знаходиться в каналі зв'язку. Частотний спектр F_c сигналу визначає смугу

частот, яку він охоплював під час передачі по каналу зв'язку. Залежно від виду сигналу (аналоговий, дискретний) частотний спектр може бути і нескінченним; тому на практиці його обмежують для можливості передачі по каналам з обмеженою смугою частот.

Середньою потужністю P_c сигналу є потужність, яка забезпечується апаратурою під час його знаходження до каналу зв'язку. Частіше замість P_c користуються поняттям динамічного діапазону D_c , що визначається логарифмом відношення найбільшої (максимальної) миттєвої потужності сигналу $P_{c\max} = P_c$ до найменшої (мінімальної) $P_{c\min}$, дозволене значення якої дорівнює потужності завад

$$P_{c\max} = P_z;$$

$$D_c = \log(P_c/P_z).$$

Усі ці параметри сигналу є його обсягом:

$$V_c = T_c F_c D_c.$$

Повідомлення та відповідні сигнали можуть бути неперервними (аналоговими) та дискретними (знаковими). Перші описуються неперервною функцією часу. До них належать такі повідомлення, як музика, телевізійне зображення, радіомовлення.

Дискретне повідомлення – скінченна послідовність окремих символів (знаків, літер) з обмеженою тривалістю. Для перетворення дискретного повідомлення на сигнал потрібна операція кодування.

Неперервні повідомлення можна передавати дискретними способами: неперервні сигнали, якими передаються ці повідомлення, перетворюються на дискретні за допомогою операцій квантування за рівнем та дискретизації в часі. На приймальному боці виконується обернене перетворення: за прийнятими дискретними сигналами відновлюються передані неперервні сигнали.

Дискретні сигнали як засіб передачі повідомлень більш поширені, ніж неперервні, завдяки тому що вони меншою мірою зазнають впливу завад і спотворень в каналах зв'язку, а в разі спотворення їх легше відновити.

Моделі інформаційних систем

Під інформаційною розумітимемо будь-яку систему, яка за допомогою технічних засобів виконує одну або кілька таких функцій, як збирання, передавання, перетворення, накопичення, зберігання та оброблення інформації.

Розподіл систем за функціональною ознакою:

- системи електрозв'язку
- системи передачі даних
- інформаційно-вимірювальні системи
- системи перетворення інформації
- інформаційно-пошукові системи
- системи зберігання інформації
- автоматизовані системи управління
- системи експериментальних досліджень.

Найпоширенішими в повсякденному житті є системи електрозв'язку та передачі даних, які можна об'єднати назвою систем передачі інформації (СПІ).

Лінія зв'язку – це фізичне середовище, в якому поширюються сигнали.

Каналом зв'язку називається сукупність технічних засобів, що забезпечує передачу повідомлень від джерела до одержувача.

Сукупність лінії зв'язку, модулятора та демодулятора (пристроїв перетворення сигналів) утворює неперервний канал передачі інформації, а якщо до цієї сукупності додати ще кодер і декодер, то дістанемо дискретний канал цієї передачі.

Модулятор і демодулятор, конструктивно об'єднані в одному блоці, називаються модемом, а конструктивне об'єднання кодера та декодера – кодеком.

Під способом передачі сигналів розуміють сукупність операцій перетворення повідомлення на сигнал, яку можна подати так:

$$\{y_{k.zi}(t)\} = \Lambda_{\text{прд}}\{x_i\} = \Lambda_{\text{м}}\Lambda_{\text{к}}\{x_i\},$$

де $\Lambda_{\text{прд}}$ - оператор способу передачі сигналів; $\Lambda_{\text{м}}$ – оператор їх модуляції; $\Lambda_{\text{к}}$ - оператор кодування сигналів.

Сигнали при передачі по лінії зв'язку загасають, піддаючись дії завад і спотворень, що спричинює значні відхилення послідовності сигналів на вході приймача $\{y_{\text{п.зі}}(t)\}$ від переданої в лінію послідовності сигналів $\{y_{\text{к.зі}}(t)\}$, тобто

$$\{y_{\text{п.зі}}(t)\} = \Lambda_{\text{л}}\{y_{\text{к.зі}}(t)\} = \Lambda_{\text{л}}\Lambda_{\text{прд}}\{x_i\}$$

Де $\Lambda_{\text{л}}$ – оператор лінії зв'язку.

Якщо в лінії є адитивна завада у вигляді випадкового процесу $\omega(t)$, то на виході приймача діятиме неперервний випадковий процес

$$y_i(t) = \{y_{\text{п.зі}}(t)\} + \omega(t).$$

Сукупність операцій перетворення сигналів на повідомлення називається способом їх приймання, який можна відобразити так:

$$\{x'_i\} = \Lambda_{\text{прм}}[y_i(t)] = \Lambda_{\text{прм}}[\{y_{\text{п.зі}}(t)\} + \omega(t)],$$

де $\Lambda_{\text{прд}} = \Lambda_{\text{дм}}\Lambda_{\text{дк}}$ – оператор способу приймання сигналів; $\Lambda_{\text{дм}}$ – оператор їх демодуляції; $\Lambda_{\text{дк}}$ – оператор декодування сигналів.

Процес передавання дискретної інформації можна подати у вигляді:

$$\{x'_i\} = \Lambda_{\text{дм}}\Lambda_{\text{дк}}[\Lambda_{\text{л}}\Lambda_{\text{м}}\Lambda_{\text{к}}\{x_i\} + \omega(t)].$$

Математичні моделі каналу зв'язку

Від вибору каналу зв'язку залежить не тільки кількість інформації, яку можна передавати від передавача до одержувача повідомлень, а й швидкість передачі інформації та її вірогідність.

Розрізняють математичні моделі неперервних і дискретних каналів зв'язку :

Ідеальний канал зв'язку без завад – це лінійне коло зі сталою функцією передачі, що звичайно зосереджена в обмеженій смузі частот, де завади будь-якого виду відсутні. Вихідний сигнал такого каналу визначається виразом

$$z(t) = k_{\pi} s(t - \tau) + \omega(t),$$

Де $S(t)$ – вхідний сигнал; k_{π} – коефіцієнт передачі; τ – час затримки сигналу в каналі; $\omega(t)$ – гауссовий адитивний шум з нульовим математичним сподіванням і заданою кореляційною функцією. Якщо змінити початок відліку часу на виході каналу, то запізнення τ сигналу можна не враховувати. Модель застосовується для опису реальних провідних каналів зв'язку й однопроменевих радіоканалів без завмирань на метрових хвилях для зв'язку в межах прямої видимості, а також радіоканалів з повільними завмираннями, для яких можна надійно передбачити значення k_{π} та τ .

Канал з невизначеною фазою сигналу – це канал, який відрізняється від попереднього тим, що в ньому запізнення τ є випадковою величиною.

Однопроменевий гауссовий канал із загальними завмираннями описується виразом :

$$z(t) = k_{\pi} [s(t) \cos \theta_{\kappa} + \tilde{s}(t) \sin \theta_{\kappa}] + \omega(t),$$

але тут, крім запізнення τ , випадковими вважаються також коефіцієнт передачі k_{π} та фаза θ_{κ} , тобто випадковими є квадратурні компоненти:

$$X = k_{\pi} \cos \theta_{\kappa}; \quad Y = k_{\pi} \sin \theta_{\kappa}.$$

Тоді, якщо врахувати зміну квадратурних компонентів $X(t)$ і $Y(t)$ в часі, вихідний сигнал каналу визначиться виразом:

$$z(t) = X(t)s(t) + Y(t)\tilde{s}(t) + \omega(t) = k_{\pi}(t)[s(t) \cos \theta_{\kappa}(t) + \tilde{s}(t) \sin \theta_{\kappa}(t)] + \omega(t).$$

Модель досить добре описує більшість радіоканалів різних хвильових діапазонів і провідних каналів з випадковими та змінними параметрами.

Гауссовий багатопроменевий канал з завмираннями та адитивним шумом є каналом, у якому сигнали від передавача до приймача поширюються кількома шляхами (каналами), причому тривалість проходження їх і коефіцієнти передачі каналів є неоднаковими та випадковими. Крім того, в таких каналах випадкова імпульсна реакція $G(t, \tau)$ від часу t не залежить, так що розсіяння за частотою практично не спостерігається.

Вихідний сигнал такого каналу визначається виразом:

$$z(t) = \sum_{r=-Q}^D s_r(t - rT) + \omega(t) = s_0(t) + g_{\text{м.і}}(t) + \omega(t),$$

Де

$$\sum_{\substack{r=-Q \\ r \neq 0}}^D s_r(t - rT) = g_{\text{м.і}}(t).$$

- сигнал між символної інтерференції.

$W(t)$ - адитивний шум у каналі; $S_0(t)$ - сигнал, обумовлений елементом, який аналізується. модель застосовується для опису радіоканалів з багатопроменевим поширенням сигналів, а також провідних каналів значної довжини, де відчувається вплив фазочастотних спотворень їх.

Моделі дискретного каналу.

Для визначення вхідних сигналів досить указати кількість q різних символів, то величина $\nu = 1/T$ визначатиме кількість символів, які передаються за одиницю часу. Ця величина називається технічною швидкістю передачі (швидкістю модуляції сигналів) і виражається в бодах.

Для оцінки правильності прийнятої послідовності символів визначають різницю між прийнятою та переданою послідовностями порозрядним відніманням їх за модулем q . При цьому дістають вектор помилки.

Для будь-якої моделі дискретного каналу можна записати:

$$\hat{A}^{(n)} = A^{(n)} + E^{(n)},$$

Де $\hat{A}^{(n)}$ і $A^{(n)}$ -випадкові послідовності n символів на вході та виході каналу;

$E^{(n)}$ -випадковий вектор помилки, який у загальному випадку залежить від $A^{(n)}$.

Відомості моделі дискретних каналів різняться розподілом імовірностей вектора $E^{(n)}$. Розглянемо деякі з них:

Симетричний канал без пам'яті – це дискретний канал, у якому ймовірність помилкового приймання символу не залежить від передісторії, тобто від того, які символи передавалися раніше та як вони були прийняті.

Симетричний канал без пам'яті зі стиранням відрізняється від попереднього тільки введенням у початкову послідовність символів додаткового символу, що позначається «?», який використовується тоді, коли розв'язувальна схема демодулятора не може надійно розпізнати переданий символ. Завдяки введенню цього додаткового елемента стирання досягається значне зменшення ймовірності помилки.

Несиметричний канал без пам'яті відрізняється від симетричного тим, що помилки виникають у ньому

Незалежно одна від одної, але ймовірність їх залежить від того, який символ передається.

Марківська модель є найпростішою моделлю дискретного каналу з пам'яттю. Ймовірність виникнення помилки в цій моделі утворює просте коло Маркова, тобто залежить від того, правильно чи помилково прийнято

попередній символ, але в той же час не залежить від того, який символ передається. Ця модель застосовується тоді, коли в неперервному каналі з гаусовим шумом використовується відносна фазова модуляція.

Канал з адитивним дискретним шумом є узагальненою моделлю дискретних каналів, де ймовірність виникнення вектора помилки $E^{(n)}$ не залежить від послідовності символів, які передаються. При цьому ймовірність виникнення кожного вектора помилки вважається заданою і взагалі не визначається його вагою.

Теорія інформації - це розділ кібернетики, в якому за допомогою математичних методів вивчаються способи вимірювання кількості інформації, що міститься в будь-яких повідомленнях, способи кодування для економічного подання повідомлень і надійної передачі їх по каналах зв'язку з завадами.

Завдання теорії кодування- здобуття ефективних алгоритмів кодування для джерел повідомлень і передачі даних по каналах зв'язку.

1.2 Теорема Шеннона про кодування дискретного джерела

Головна теорема інформації, сформульована та доведена К.Шенноном, називається теоремою кодування дискретного джерела.

Нехай джерело повідомлень має ансамбль $A = \{a_i\}, i = 1, l$ та ентропію $H(B)$. Тоді швидкість передачі інформації по каналу $R_k = V_k H(B)$. Використаємо безнадмірні вхідні повідомлення каналу, які мають максимальну ентропію, що забезпечує максимальну ентропію, що забезпечує максимально можливу швидкість передачі інформації в каналі $C_k = V_k \log_2 k$.

Величина C_k - пропускна здатність каналу з параметрами k та $V_k = T_k^{-1}$, де T_k - тривалість передачі одного символу каналу.

Якщо взагалі надмірність повідомлень джерела не дорівнює нулю, то $R_k < C_k$. Як довів К.Шеннон, відповідним добором способу кодування при будь-якій надмірності джерела A можна забезпечити швидкість передачі

інформації по каналу без завад як завгодно близьку до його пропускної здатності C_k .

Таким чином, умовою узгодження джерела та каналу є відповідність продуктивності першого пропускній здатності другого.

Для доведення цього твердження К.Шеннон використав поняття типових і нетипових послідовностей повідомлень. Нехай джерело A виробляє статично незалежні повідомлення $q_i, i = 1, l$.

Розглянемо деякі властивості довгих послідовностей повідомлень джерела A . В бінарному випадку імовірність того, що в послідовності n буде t повідомлень a_1 і $n - t$ повідомлень a_2 , визначається біномним законом розподілу ймовірностей

$$p_t = C_n^t p_1^t (1 - p_1)^{n-t},$$

Де $C_n^t = n!/[t!(n-t)!]$ - кількість різних повідомлень із t елементами a_1 і $n - t$ елементами a_2 ; p_1 - імовірність появи повідомлення a_1 ; $1 - p_1 = p_2$ - ймовірність появи повідомлення a_2 .

Зі збільшенням n значення t і $n - t$ в кожній реалізації довгої послідовності прямуватимуть до своїх математичних сподівань, які дорівнюють np_1 і $n(1 - p_1)$ відповідно. Саме такі послідовності були названі типовими, оскільки незалежно від взаємного розміщення повідомлень a_1 та a_2 в довгій послідовності кількість їх буде однакою. Послідовність з іншим співвідношенням кількості повідомлень a_1 та a_2 називаються нетиповими, причому ймовірність появи їх із збільшенням n прямує до нуля.

Усі типові послідовності повідомлень мають однакову ймовірність

$$P_T = p_1^{p_1 n} p_2^{p_2 n},$$

Якщо n прямує до нескінченності.

Кількість різних типових послідовностей символів завдовжки n дорівнює $n!/[(np_1)! (np_2)! \dots (np_k)!]$, що впливає із законів комбінаторики. Всі типові послідовності символів рівно ймовірні, а сума ймовірностей появи

їх прямує до одиниці якщо n прямує до нескінченності. При цьому ймовірність нетипової послідовності прямує до нуля.

Таким чином, імовірність типової послідовності символів може бути подана як $p_T = 1/N_T(A)$, де $N_T(A)$ - кількість типових послідовностей символів джерела.

Розглянуті властивості послідовностей формулюються у вигляді такої теореми: кожна реалізація довгої послідовності повідомлень стаціонарного джерела A за умови достатньої довжини її з імовірністю, як завгодно близькою до одиниці, збігається з однією з рівно ймовірних типових послідовностей повідомлень.

Теорема Шеннона про кодування дискретного джерела, або, як її інакше називають, теорема кодування дискретного каналу без завад. Формулюється вона так:

Якщо пропускна здатність дискретного каналу без завад перевищує продуктивність джерела повідомлень, тобто

$$V_k \log_2 k > V_{дж} H(A), \quad (1.1)$$

то існує спосіб кодування та декодування повідомлень джерела з ентропією $H(A)$, що гарантує як завгодно високу надійність зіставлення прийнятих комбінацій повідомлень з переданими; якщо $V_k \log_2 k < V_{дж} H(A)$, то такого способу немає.

Для доведення теореми всі типові послідовності повідомлень тривалістю T кодують в алфавіті B обсягом k у вигляді кодових комбінацій повідомлень тієї самої тривалості T . Кількість символів на одну комбінацію нового алфавіту, що відображає типову послідовність повідомлень джерела A , становить $n_B = TV_k$. Тоді кількість різних кодових комбінацій повідомлень у новому алфавіті B становитиме

$$N(B) = 2^{TV_k \log_2 k}.$$

Кількість же типових послідовностей повідомлень тривалістю T з розрядністю $n = TV_{дж}$ визначається так

$$N_T(A) = 2^{TV_{дж}H(A)}.$$

Умову теореми можна записати у вигляді $TV_k \log_2 k > TV_{дж}H(A)$, або $N(B) > N_T(A)$.

Перепишемо цю умову так:

$N(B) = N_T(A) + \varepsilon$ або $N(B)/N_T(A) > 2^{T\varepsilon}$, де $\varepsilon > 0$ як завгодно мала величина. Виберемо

$\varepsilon > (\log_2 e / [TN_T(A)])$; тоді $N(B)/N_T(A) > e^{1/N_T(A)}$, і врахувавши розвинення в ряд

$$e^x = \sum_{n=0}^{\infty} x^n/n!,$$

Дістанемо

$$N(B) > N_T(A) + 1.$$

Таким чином, при виконанні умов (1.1) кількість різних кодових комбінацій повідомлень в алфавіті В принаймні на одиницю перевищує кількість типових послідовностей повідомлень джерела А, що забезпечує безпомилкове декодування їх. При виконанні умови (1.1), коли

$$V_k \log_2 k < V_{дж}H(A), \text{ маємо } 2^{TV_k \log_2 k} < 2^{TV_{дж}H(A)}, \text{ або } N_T(A)/N(B) > 2^{T\varepsilon}.$$

Вибравши $\varepsilon < (\log_2 e) / [TN(B)]$, запишемо

$$N_T(A)/N(B) > e^{1/N(B)} = 1 + 1/N(B) + 1/[2!N^2(B)] + \dots,$$

Звідки випливає, що $N_T(A)/N(B) + 1$, тобто кількість типових послідовностей повідомлень принаймні на одиницю перевищує кількість різних комбінацій коду з максимальною ентропією. Це означає, що навіть при найкращому кодуванні, яке забезпечує однакову ймовірність використання всіх кодових комбінацій на вході каналу, а також максимальну швидкість передачі інформації, неможливо закодувати та передати всі типові послідовності повідомлень $N_T(A)$ джерела. В цьому і полягає доведення розглянутої теореми.

1.3. Постановка завдання

Достовірна передача повідомлень по каналу зв'язку з перешкодами можлива, згідно теореми Шеннона, при передачі повідомлень з надмірністю. При цьому очікується, що для наближення імовірності помилок $P_{\text{пом}}$ до нуля надмірність при кодуванні повинна необмежено зростати, і внаслідок цього пропускна здатність повинна прямувати до нуля. Така пропускна здатність зменшувалася б з підвищенням вимог до імовірності помилки $P_{\text{пом}}$. В дійсності пропускна здатність має визначене значення.

Задача кодування повідомлень при передачі їх по каналу зв'язку з перешкодами значно ускладнюється. Тут необхідно враховувати не тільки статистику джерела повідомлень, але і шкідливий вплив завад, стан каналу зв'язку. Якщо в каналах зв'язку без завад надмірність джерела повідомлень є шкідливою та її прагнуть усунути при ефективному кодуванні, то в каналах зв'язку з перешкодами спеціально вводять надмірність з метою підвищення вірогідності передачі.

Різні методи завадостійкого кодування володіють своїми особливостями та дозволяють отримати надлишковість та імовірність помилки, необхідні для даної системи зв'язку. В той же час основною завадою на шляху широкого використання кодів, які виправляють помилки великої кратності, є труднощі реалізації відповідних декодувальних пристроїв.

Існує велика кількість завадостійких кодів, які застосовуються, в тому числі, в системах РЗ. Для забезпечення необхідного режиму функціонування системи РЗ необхідне забезпечення виконання висунутих вимог до неї. Особливістю функціонування магістрального короткохвильового радіозв'язку на дальні відстані є формування радіоканалу із застосуванням шарів іоносфери (шари D, E, F1, F2) .

Шари іоносфери: шар D з слабкою електронною концентрацією, висота 60 ... 80 км (існує тільки вдень), шар E з середньою електронною концентрацією, висота 90 ... 150 км, шар F з найвищою електронною концентрацією, висота 190 ... 500 км; влітку розщеплюється на два шари з

різною електронною концентрацією: F 1 (висота 190 ... 230 км) і F2 (висота 230 ... 500 км). Вплив параметрів атмосфери у значному впливає на швидкість передачі інформації [1].

Крім того, на параметри радіоканалу суттєвий вплив мають: час доби, погодні умови (спека, дощ, сніг, мороз і т.і.), пора року.

Для забезпечення необхідної достовірності передачі інформації необхідно застосовувати завадостійкі коди, які характеризуються різними показниками довжини коду, надлишковості, інформаційності і т.і. Збільшення надлишковості коду покращує показники достовірності, але зменшує швидкість передачі інформації. В залежності від задачі, що вирішується, постає питання вирішення оптимізаційної задачі вибору необхідного завадостійкого коду.

Тому розробка алгоритму, який би надавав можливість вибору необхідного завадостійкого коду у залежності від задачі, що вирішується, з урахуванням параметрів іоносфери та погодніх умов є задачею актуальною.

2. АНАЛІЗ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ ТА АЛГОРИТМУ КОДУВАННЯ ЩО ВИКОРИСТОВУЮТЬСЯ У СИСТЕМАХ РАДІОЗВ'ЯЗКУ

2.1. Ентропія та її властивості

Якщо за час формування джерелом нового повідомлення об'єкт не змінює свій стан (тобто джерелом вибирається попереднє повідомлення з множини A), можна уточнити відомості про попередній стан об'єкта, включивши до цієї множини нові можливі повідомлення та перенормувавши ймовірності з множини P .

Взагалі з самого початку до складу множини A слід включати такі повідомлення та таку кількість їх, щоб одним повідомленням можна було б визначити стан об'єкта з потрібною точністю. Це означає, що формуючи модель джерела повідомлень (його ансамбль), треба заздалегідь передбачити всі необхідні повідомлення.

Інша справа, що кожне таке повідомлення може бути відображене певною кількістю символів, знаків тощо, переносячи певну кількість інформації. При цьому множина повідомлень A є алфавітом повідомлень, а множина символів, знаків тощо, за допомогою яких спостерігач подає кожне повідомлення у формі, зручній для одержувача, - алфавітом джерела.

Кількість інформації, яка припадає на одне повідомлення характеризує дискретне джерело повідомлень в цілому. Інше джерело з іншим ансамблем повідомлень матиме зовсім іншу питому кількість інформації. Ця загальна характеристика джерела повідомлень називається його ентропією $H(A)$. Вона має фізичний зміст середньостатистичної міри невизначеності відомостей спостерігача A відносно стану спостережуваного об'єкта.

Точно ентропію можна визначити як математичне сподівання питомої кількості інформації

$$H(A) = \sum_i p(a_i) I(a_i) = - \sum p(a_i) \log p(a_i).$$

Табл. 2.1

$a_i \in A$	a_1	a_2	a_3	a_4	a_5	a_6
$p_i \in P$	0,4	0,3	0,15	0,1	0,03	0,02
$I(a_i)$, біт	1,322	1,737	2,737	3,322	5,059	5,644

Згідно з даними табл. 2.1 маємо $H(A) = 0,4 \cdot 1,322 + 0,3 \cdot 1,737 + 0,15 \cdot 2,737 + 0,1 \cdot 3,322 + 0,03 \cdot 5,059 + 0,02 \cdot 5,644 = 2,0573$ біт / повідомлення.

Необхідні витрати енергії на передачу повідомлення пропорційні його ентропії (середній кількості інформації на одне повідомлення). Виходить, що кількість інформації в послідовностях визначається кількістю повідомлень N у послідовності та ентропією $H(A)$ джерела, тобто:

$$i(N) = N H(A).$$

Властивості ентропії:

1) Ентропія завжди додатна або дорівнює нулю, тобто невід'ємна.

2) Ентропія є величина адитивна.

Якщо алфавіт $A = \{a_1, a_2, \dots, a_k\}$ має k різних повідомлень, то $H(A) \leq \log k$. Тут рівність стосується тільки рівно-ймовірних і статично незалежних повідомлень $a_i \in A$. Число k називається обсягом алфавіту повідомлень.

2.2. Безумовна ентропія

Термін «безумовна ентропія» запозичений з математичної статистики за аналогією з безумовною ймовірністю, що стосується статично незалежних подій, тут – повідомлень.

Безумовна ентропія це кількість інформації, яка припадає на одне повідомлення джерела із статично незалежними повідомленнями.

Якщо є дискретне джерело статично незалежних повідомлень з ансамблем $A = \{a_1, a_2, \dots, a_i, \dots, a_k\}$ та $p = \{p_1, p_2, \dots, p_i, \dots, p_k\}$, то кількість інформації (середня), що припадає на одне повідомлення $a_i \in A$ й визначається формулою Шеннона:

$$H(A) = - \sum_{i=1}^k p_i \log p_i ,$$

є характеристикою цього джерела в цілому.

Наведені властивості ентропії при цьому зберігаються, тобто якщо $p = 1$ або 0 , то до ансамблю A не може входити більш як одне повідомлення. Таким чином,

$$H_1(A) = \sum_{i=1}^1 1 \cdot \log_2 \frac{1}{1} = 1 \log_2 1 = 0$$

або

$$H_0(A) = \sum_{i=1}^1 0 \cdot \log_2 \frac{1}{0} = 0 \cdot \infty$$

Де невизначеність $0 \cdot \infty$, якщо її розкрити за правилом Лопіталю через граничний перехід, дає:

$$H_0(A) = 0.$$

Безумовна ентропія K рівномірних повідомлень завжди максимальна й визначається виразом

$$H(A) = \log_2 K ,$$

Який називається формулою Хартлі.

Таким чином, основними властивостями безумовної ентропії дискретних повідомлень є такі:

Ентропія-величина дійсна, обмежена та невід'ємна;

Ентропія вірогідних повідомлень дорівнює нулю;

Ентропія максимальна, якщо повідомлення рівноймовірні та статично незалежні;

Ентропія джерела з двома альтернативними подіями може змінюватися від 0 до 1;

Ентропія складеного джерела, повідомлення якого складаються з часткових повідомлень кількох статично незалежних джерел, дорівнює сумі ентропії цих джерел.

Умовна ентропія.

Теорія математичної статистики вивчає умовну ймовірність через безумовні ймовірності $p(a), p(b)$ та сумісну безумовну ймовірність $p(ab)$ за законом множення ймовірностей :

$$p(ab) = p(a)p(b/a) = p(b)p(a/b). \quad (2.1)$$

Звідси випливає, що

$$p(b/a) = p(ab)/p(a); \quad p(a/b) = p(ab)/p(b) \quad (2.2)$$

Зокрема, для статично незалежних повідомлень a та b маємо:

$$\begin{aligned} p(b/a) &= 0,05/0,25 = 0,2 = p(b); \\ p(a/b) &= 0,05/0,2 = 0,25 = p(a), \end{aligned}$$

Тобто умовні ймовірності появи повідомлень вироджуються в безумовні.

Розрізняють два ризновиди умовної ентропії: часткову та загальну. Першу знаходять так:

$$H(A/b_j) = -\sum_i p(a_i/b_j) \log p(a_i/b_j), j = 1 \dots l; \quad (2.3)$$

$$H(B/a_i) = -\sum_j p(b_j/a_i) \log p(b_j/a_i), i = 1 \dots k; \quad (2.4)$$

де $A = \{a_1, a_2, \dots, a_i, \dots, a_k\}$, $p = \{p_1, p_2, \dots, p_i, \dots, p_k\}$ – алфавіти повідомлень; a_1 – конкретне повідомлення, відносно якого визначається часткова умовна ентропія $H(B/a_i)$ алфавіту B за умови вибору попереднього повідомлення a_i ; b_j – конкретне повідомлення, відносно якого обчислюється часткова умовна ентропія $H(A/b_j)$ алфавіту A за умови вибору попереднього повідомлення b_j ; i – номер повідомлення з алфавіту A ; j – номер повідомлення з алфавіту B ; $p(a/b), p(b/a)$ – умовні ймовірності.

Термін «вибір попереднього» досить умовний, оскільки повідомлення a та b можуть бути рознесені в часі, але знаходитися разом у просторі або бути одночасними чи майже одночасними та рознесеними в просторі. Ніякі обмеження на алфавіти A та B не накладаються. Вони можуть навіть збігатися ($A = B$). Тому можна аналізувати і враховувати взаємозв'язок між повідомленнями одного й того самого джерела в одному й тому самому алфавіті повідомлень, рознесеними в часі, але не в просторі. Такі послідовності зумовлених повідомлень називаються ланцюгами Маркова.

З іншого боку, алфавіти A та B можуть не збігатися ($A \neq B$), хоча між елементами їх може бути й відповідність.

Алфавіти A та B можуть бути однакового ($k = l$) і неоднакового ($k \neq l$) обсягів. Звичайно розглядають ситуації, коли $k = l$ або $k < l$. Система спостереження $k = l$ має природне пояснення. Тут спостерігач B повинен реагувати своїм повідомленням $b_j (j = 1 \dots l)$ на кожний стан джерела A , висловлений повідомленням $a_i (i = 1 \dots k)$. При цьому діє принцип перетворення $a_1 \rightarrow b_1, a_2 \rightarrow b_2, \dots, a_i \rightarrow b_i, \dots, a_k \rightarrow b_k$, коли кожному повідомленню a_i джерела A відповідає повідомлення b_i джерела B .

Звернемося до фізичного змісту умовної ентропії. Як і при вивченні безумовної ентропії, часткова умовна ентропія є математичним сподіванням значення $p(a_i / b_j)$ або $p(b_j / a_i)$. Це поняття відбиває середню за повним алфавітом кількість інформації, що припадає на одне повідомлення цього алфавіту (джерела). Тому $H(A / b_j)$ є питомою кількістю інформації джерела

A за умови, що вже встановлено, факт вибору джерелом B певного повідомлення b_j ; $H(B/a_i)$ – питома кількість інформації джерела B за умови, що вже відомо стан джерела A . Іншими словами, $H(A/b_j)$ – це середня кількість інформації, яка містилася в будь-якому повідомленні джерела A , якщо джерело B вибрало повідомлення $b_j (j = 1 \dots k)$, а $H(B/a_i)$ – середня кількість інформації, здобутої після вибору джерелом B будь-якого свого повідомлення, коли відомо, що джерело A знаходилося в стані $a_i (i = 1 \dots k)$. Часткова умовна ентропія визначається як статистичне усереднення за методом зваження суми

$$H(A/b_j) = - \sum_i p(a_i/b_j) \log p(a_i/b_j), j = 1 \dots l;$$

$$H(B/a_i) = - \sum_j p(b_j/a_i) \log p(b_j/a_i), i = 1 \dots k;$$

по індексу $i = 1 \dots k$ або $j = 1 \dots k$ відповідно.

Якщо часткова умовна ентропія джерела A відносно конкретного повідомлення b_j дорівнює $H(A/b_j)$, а розподіл імовірностей P_B джерела B задано ансамблем B із $P_B = \{p(b_1), \dots, p(b_j), \dots, p(b_k)\}$, то цілком природно обчислити середнє значення $H(A/b_j)$ за всіма j як статистичне усереднення методом зваженої суми, тобто

$$H(A/B) = \sum_j p(b_j) H(A/b_j), \quad (2.5)$$

де $H(A/B)$ – загальна умовна ентропія джерела A відносно джерела B . Це питома (середньостатистична) кількість інформації, що припадає на будь-яке повідомлення джерела A , якщо відомо його статистичну взаємозалежність із джерелом B .

Аналогічна загальна умовна ентропія джерела B відносно джерела A визначається виразом

$$H(B/A) = \sum_i p(a_i) H(B/a_i), \quad (2.6)$$

що є питомою кількістю інформації, яка припадає на будь-яке повідомлення джерела В, якщо відомо його статистичну взаємозалежність із джерелом А.

Вирази (2.1), (2.3), (2.4) вирази (2.5) і (2.6) набувають вигляду

$$\begin{aligned} H(A/B) &= - \sum_j p(b_j) \sum_i p(a_i/b_j) \log p(a_i/b_j) = - \sum_j \sum_i p(b_j) p(a_i/b_j) \log p(a_i/b_j) = \\ &= \sum_j \sum_i p(a_i/b_j) \log p(a_i/b_j); \end{aligned} \quad (2.7)$$

$$\begin{aligned} H(B/A) &= - \sum_i p(a_i) \sum_j p(b_j/a_i) \log p(b_j/a_i) = - \sum_i \sum_j p(a_i) p(b_j/a_i) \log p(b_j/a_i) = \\ &= \sum_j \sum_i p(a_i/b_j) \log p(b_j/a_i); \end{aligned} \quad (2.8)$$

2.3. Кодування інформації

При передачі по каналах зв'язку завжди виникають помилки. Причини їх можуть бути різні, але результат видається один – дані спотворюються і не можуть бути використані на прийомній стороні для подальшого опрацювання. Як правило, можливість перекручування біта в потоку переданих даних на рівні фізичного каналу знаходиться в межах $10^2 \dots 10^{-6}$. У той же час із боку користувачів і багатьох прикладних процесів часто висовується вимога до можливості помилок у прийнятих даних не гірше $10^{-6} \dots 10^{-12}$. Боротьба з виникаючими помилками ведеться на різних рівнях семирівневої моделі OSI (в основному на перших чотирьох). Для боротьби з виникаючими помилками відомо багато різноманітних способів.

В одному із способів на передавальній стороні передані дані кодуються одним із відомих кодів із виправленням помилок. На приймальній стороні, відповідно, проводиться декодування прийнятої інформації і виправлення

виявлених помилок. Можливість застосовуваного коду з виправленням помилок залежить від числа надлишкових бітів, що генеруються кодером. Якщо внесена надмірність невелика, тобто існує небезпека того, що прийняті дані будуть містити не знайдені помилки, це може призвести до помилок у роботі прикладного процесу. Якщо ж використовувати код із високою виправлювальною здатністю, то це приводить до низької швидкості передачі даних. Таким чином, знання теорії завадостійкого кодування дозволяє визначити оптимальні параметри завадостійкого коду в залежності від поставленої задачі.

2.4. Завадостійке кодування

Завадостійкі коди – один з найбільш ефективних засобів забезпечення високої вірності як при зберіганні, так і при передачі дискретної інформації. Створено спеціальну теорію завадостійкості кодування, що швидко розвивається останнім часом.

К. Шеннон сформулював теорему для випадку передачі дискретної інформації з каналу із завадами, яка стверджує, що ймовірність помилкового декодування прийнятих сигналів може бути забезпечена як завгодно малою шляхом вибору відповідного способу кодування сигналів.

Під завадостійкими кодами розуміють коди, що дозволяють виявляти або виявляти і виправляти помилки, які виникають у результаті впливу завад.

Завадостійкість кодування забезпечується за рахунок введення надмірності в кодові комбінації, тобто за рахунок того, що не всі символи в кодових комбінаціях використовуються для передачі інформації.

Всі завадостійкі коди можна розділити на два основних класи: блокові і неперервні (рекуррентні або ланцюгові).

У блокових кодах кожному повідомленню (або елементу повідомлення) відповідає кодова комбінація (блок) із певної кількості сигналів. Блоки кодують і декодують окремо. Блокові коди можуть бути рівномірними, коли довжина кодових комбінацій n постійна, або нерівномірними, коли n мінлива.

Нерівномірні завадостійкі коди не одержали практичного застосування через складність їх технічної реалізації.

Як блокові, так і неперервні коди в залежності від методів внесення надмірності розділяються на роздільні і нероздільні. У роздільних кодах чітко розмежована роль окремих символів. Одні символи є інформаційними, інші є перевірними і служать для виявлення і виправлення помилок. Роздільні блокові коди називаються звичайно n -кодами, де n – довжина кодових комбінацій, k – число інформаційних символів у комбінаціях. Нероздільні коди не мають чіткого розділення кодової комбінації на інформаційні і перевірні символи. Цей клас кодів поки нечисленний. Роздільні блокові коди розділяються, у свою чергу, на несистематичні і систематичні.

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

Основні принципи завадостійкого кодування

Для з'ясування ідеї завадостійкого кодування розглянемо двійковий код, що знайшов на практиці найбільш широке застосування. Нагадаю, що двійковий код – це код із основою $m = 2$. Кількість розрядів n у кодовій комбінації прийнято називати довжиною або значністю коду. Символи кожного розряду можуть приймати значення 0 і 1. Кількість одиниць у кодовій комбінації називають вагою кодової комбінації і позначають w .

Ступінь відмінності будь-яких двох кодових комбінацій даного коду характеризується так званою відстанню між кодами d . Вона виражається числом позицій або символів, у яких комбінації відрізняються одна від одної, і визначається як вага суми за модулем два цих кодових комбінацій.

Помилки, внаслідок впливу завад, виявляються в тому, що в однім або декількох розрядах кодової комбінації нулі переходять в одиниці і, навпаки, одиниці переходять у нулі. В результаті створюється нова - помилкова кодова комбінація.

Якщо помилки відбуваються тільки в одному розряді кодової комбінації, то їх називають однократними. При наявності помилок у двох, трьох і т. д. розрядах помилки називають дворазовими, триразовими і т. д.

Експериментальні дослідження каналів зв'язку показали, що помилки символів при передачі по каналу зв'язку, як правило, групуються в пачки різної тривалості. Під пачкою помилок розуміють ділянку послідовності, що починається і закінчується помилково прийнятими символами. Всередині пачки можуть бути і правильно прийняті елементи.

Для вказання місць у кодовій комбінації, де є перекручування символів, використовується вектор помилки e . Вектор помилки n -розрядного коду – це n -розрядна комбінація, одиниці в якій указують положення перекручених символів кодової комбінації.

Вага вектора помилки w_e характеризує кратність помилки. Сума за модулем два для перекрученої кодової комбінації і вектори помилки дають вихідну невикривлену комбінацію.

Як уже відзначалося, завадостійкість кодування забезпечується за рахунок внесення надмірності в кодові комбінації. Це значить, що з n символів кодової комбінації для передачі інформації використовується $k < n$ символів. Отже, із загального числа $N_0 = 2^n$ можливих кодових комбінацій для передачі інформації використовується тільки $N = 2^k$ комбінацій. Відповідно до цього вся множина $N_0 = 2^n$ можливих кодових комбінацій поділяється на дві групи. У першу групу входить множина $N = 2^k$ дозволених комбінацій, друга група містить у собі множину $(N_0 - N) = 2^n - 2^k$ заборонених комбінацій.

Якщо на стороні приймання встановлено, що прийнята комбінація відноситься до групи дозволених, то вважається, що сигнал прийшов без перекручувань. В іншому випадку робиться висновок, що прийнята комбінація

перекручена. Однак це справедливо лише для таких перешкод, коли усунута можливість переходу одних дозволених комбінацій в інші.

У загальному випадку кожна з N дозволених комбінацій може трансформуватися в будь-яку з N_0 можливих комбінацій, тобто усього є $N \cdot N_0$ можливих варіантів передачі, із них:

N варіантів безпомилкової передачі;

$N(N - 1)$ варіантів переходу в інші дозвалені комбінації;

$N(N_0 - N)$ варіантів переходу в заборонені комбінації.

Таким чином, не всі перекручування можуть бути виявлені. Частка помилкових комбінацій, що виявляються, складає

$$\frac{N(N_0 - N)}{N \cdot N_0} = 1 - \frac{N}{N_0}.$$

Для використання даного коду як виправного множина заборонених кодових комбінацій розбивається на N підмножин, що не перетинаються. Кожна з підмножин ставиться у відповідність одній із дозволених комбінацій. Помилка виправляється в $(N_0 - N)$ випадках, рівних кількості заборонених комбінацій. Частка помилкових комбінацій, що виправляються, від загального числа помилкових комбінацій, що виявляються, складає

$$\frac{N_0 - N}{N(N_0 - N)} = \frac{1}{N}.$$

Спосіб розбиття на підмножини залежить від того, які помилки повинні виправлятися даним кодом.

Нехай необхідно побудувати код, що виявляє всі помилки кратністю t і нижче.

Побудувати такий код – це означає із множини N_0 можливих вибрати N дозволених комбінацій так, щоб будь-яка з них у сумі за модулем два з будь-яким вектором помилок із вагою $W_l J t$ не дала б у результаті ніякої іншої

дозволеної комбінації. Для цього необхідно, щоб найменша кодова відстань задовольняла умову

$$d_{min} \geq t + 1.$$

У загальному випадку для усунення помилок кратності s кодова відстань повинна задовольняти умову

$$d_{min} \geq 2s + 1.$$

Аналогічно міркуючи, можна встановити, що для виправлення всіх помилок кратності не більше s і одночасно виявлення всіх помилок кратності не більше t і (при tis) кодова відстань повинна задовільняти умову

$$d_{min} \geq t + s + 1.$$

2.5. Коди із заданою виправною здатністю

Підвищення коригуючої здатності коду досягається при зберіганні n за рахунок зменшення множини N дозволених комбінацій (або зменшення кількості k інформаційних символів). Звичайно ж на практиці коди будуються в зворотному порядку: спочатку вибирається кількість інформаційних символів k , виходячи з об'єму алфавіту джерела, а потім забезпечується необхідна коригуюча спроможність коду за рахунок додавання надлишкових символів.

Нехай відомий об'єм алфавіту джерела N . Необхідна кількість інформаційних символів

$$k = \log_2 N.$$

Нехай також відомо повне число помилок E , що необхідно виправити.

Завдання полягає в тому, щоб при заданих N і E визначити значність коду n , що має необхідні коригуючі можливості.

Повне число помилкових комбінацій, які підлягають виправленню, дорівнює $E \cdot 2^k = E \cdot N$. Тому, що кількість помилкових комбінацій дорівнює $N_0 - N$, то код забезпечує виправлення не більше $N_0 - N$ комбінацій. Отже, необхідну умову для можливості виправлення помилок можна записати у вигляді

$$NE \leq N_0 - N,$$

і отримаємо

$$N_0 \geq (1 + E)N,$$

або

$$N \leq \frac{2^n}{1+E}. \quad (2.9)$$

Формула (2.9) виражає умову для вибору значності коду n . Розглянемо окремі випадки. Якщо є помилки різної кратності, то насамперед необхідно забезпечити усунення однократних помилок, ймовірність появи яких найбільша. Можлива кількість векторів однократних помилок

$$E = C_n^1 = n.$$

У цьому випадку залежність (2.9) набуде вигляду

$$N = 2 \leq \frac{2^n}{1+n}. \quad (2.10)$$

При побудові коду доцільно користуватися табл. 2.2. Потрібно при цьому мати на увазі, що код повинен також задовільняти умову $D_{\min_i} \geq 3$.

Таблиця 2.2 – Виявлення значності коригуючого коду

n	2	3	4	5	6	7	8	9
$2n/(1+n)$	1,88	2	3,2	5,33	9,2	16	28,4	51,2

Якщо необхідно забезпечити усунення всіх помилок кратності від 1 до l , то потрібно врахувати, що

$$\text{кількість можливих однократних помилок } E_1 = C_n^1,$$

$$\text{кількість можливих дворазових помилок } E_2 = C_n^2,$$

$$\text{кількість можливих } l\text{-кратних помилок } E_l = C_n^l.$$

$$\text{Загальна кількість помилок } E = \sum_{i=1}^l C_n^i.$$

При цьому залежність (2.9) набуде вигляду

$$N \leq \frac{2^n}{1 + \sum_{i=1}^l c_n^i}. \quad (2.11)$$

Умова (2.11) є нижньою оцінкою для довжини коригуючого коду, тобто вона визначає необхідну мінімальну довжину коду n , що забезпечує виправлення помилок заданої кратності при відомому числі дозволених комбінацій N або числі інформаційних символів $k = \log_2 n$.

Це ж умова є верхньою оцінкою для N або k , тобто визначає максимально можливе число дозволених комбінацій або інформаційних символів для коду довжини n , що забезпечує виправлення помилок заданої кратності.

Будь-який коригуючий код характеризується рядом показників: довжиною n , кількістю інформаційних символів k або надлишкових символів $r = n - k$ повним числом усіх можливих кодових комбінацій $N_o = m^n$ (для двійкових кодів $N = 2^n$), числом дозволених кодових комбінацій (потужністю коду) N , вагою кодової комбінації w , вагою вектора помилки w_1 , кодовою відстанню d і ін.

Однак основним показником якості коригуючого коду є його спроможність забезпечити правильне прийняття кодових комбінацій при наявності перекручувань під впливом перешкод, тобто завадостійкість коду.

Коригуюча можливість коду забезпечується за рахунок надмірності, тобто подовження кодових комбінацій. При подовженні кодових комбінацій ускладнюється апаратура, збільшується час передачі й опрацювання інформації. Тому надмірність також є важливою характеристикою коду.

Для оцінки надмірності коду користуються поняттям коефіцієнта надмірності

$$K_{\text{над}} = \frac{\rho}{n} = \frac{n - k}{n},$$

де ρ – кількість надлишкових символів у кодовій комбінації.

2.6. Систематичні коди

В наш час найбільш широкий клас коригуючих кодів складають систематичні коди. Ці коди відносяться до групи роздільних блокових кодів. Для систематичного коду сума за модулем для двох дозволених комбінацій також дає дозволену комбінацію.

В теорії кодування широко використовується матричне подання кодів. Всі дозвалені кодові комбінації систематичного (n, k) -коду можна одержати, маючи k вихідних дозволених кодових комбінацій. Вихідні кодові комбінації повинні задовольняти такі умови:

1. У число вихідних комбінацій не повинна входити нульова.
2. Кодова відстань між будь-якими парами вихідних комбінацій повинна бути не менше d_{min} .
3. Кожна вихідна комбінація, як і будь-яка ненульова дозволена комбінація, повинна містити кількість одиниць не менше d_{min} .
4. Всі вихідні комбінації повинні бути лінійно незалежні, тобто, жодна з них не може бути отримана шляхом підсумовування інших.

Вихідні комбінації можуть бути отримані з матриці, що складається з k рядків і n стовпців:

$$P_{n,k} = \begin{vmatrix} a_{11} a_{12} \dots & a_{1k} b_{11} b_{12} \dots & b_{1\rho} \\ a_{21} a_{22} \dots & a_{2k} b_{21} b_{22} \dots & b_{2\rho} \\ \dots \dots \dots & \dots \dots \dots & \dots \dots \\ a_{k1} a_{k2} \dots & a_{kk} b_{k1} b_{k2} \dots & b_{k\rho} \end{vmatrix}.$$

Тут символи перших k стовпців є інформаційними й останні r стовпців кількість перевірними. Матрицю $P_{n,k}$ називають породжувальною. Породжувальна матриця $P_{n,k}$ може бути подана двома під матрицями – інформаційною U_k і перевірною H_p :

$$P_{n,k} = \begin{bmatrix} a_{11}a_{12} & \dots & a_{1k} \\ a_{21}a_{22} & \dots & a_{2k} \\ \dots & \dots & \dots \\ a_{k1}a_{k2} & \dots & a_{kk} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} b_{11}b_{12} & \dots & b_{1\rho} \\ b_{21}b_{22} & \dots & b_{2\rho} \\ \dots & \dots & \dots \\ b_{k1}b_{k2} & \dots & b_{k\rho} \end{bmatrix},$$

де

$$U_k = \begin{bmatrix} a_{11}a_{12} & \dots & a_{1k} \\ a_{21}a_{22} & \dots & a_{2k} \\ \dots & \dots & \dots \\ a_{k1}a_{k2} & \dots & a_{kk} \end{bmatrix}; \quad H_\rho = \begin{bmatrix} b_{11}b_{12} & \dots & b_{1\rho} \\ b_{21}b_{22} & \dots & b_{2\rho} \\ \dots & \dots & \dots \\ b_{k1}b_{k2} & \dots & b_{k\rho} \end{bmatrix}.$$

Для побудови породжувальної матриці зручно інформаційну матрицю брати у вигляді квадратної одиничної матриці

$$U_k = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 1 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 0 & 1 & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 1 \end{bmatrix}.$$

При цьому перевірна підматриця H_ρ повинна будуватися з дотриманням таких умов:

- а) кількість одиниць у рядку повинна бути не менше d_{min-1} ;
- б) сума за модулем два двох будь-яких рядків повинна містити не менше d_{min-2} одиниць.

Перевірні символи утворюються за рахунок лінійних операцій над інформаційними символами. Для кожної кодової комбінації повинно бути складено r незалежних сум за модулем два. Вибір інформаційних символів, що беруть участь у формуванні того або іншого перевірного символу, залежить від способу декодування коду. Дуже зручно перевірні суми складати за допомогою перевірної матриці H , що будується в такий спосіб. Спочатку будується підматриця H^1 , що є транспонованою стосовно підматриці H_ρ :

$$H^1 = \begin{vmatrix} b_{11}b_{21} & \dots & b_{k1} \\ b_{12}b_{22} & \dots & b_{k2} \\ \dots & \dots & \dots \\ b_{1\rho}b_{2\rho} & \dots & b_{k\rho} \end{vmatrix}.$$

Потім до неї справа приписується одинична матриця

$$H = \begin{vmatrix} b_{11}b_{21} & \dots & b_{k1}1 & 0 & \dots & 0 \\ b_{12}b_{22} & \dots & b_{k2}0 & 1 & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ b_{1\rho}b_{2\rho} & \dots & b_{k\rho}0 & 0 & \dots & 1 \end{vmatrix}. \quad (2.12)$$

Алгоритм визначення перевірних символів за інформаційними за допомогою матриці (2.12) такий. Позиції, які займаються одиницями в першому рядку підматриці H^1 , визначають інформаційні розряди, що повинні брати участь у формуванні першого перевірного розряду кодової комбінації. Позиції одиниць у другому рядку підматриці H^1 визначають інформаційні розряди, що беруть участь у формуванні другого перевірного розряду і т. д.

Перевірна матриця H дуже зручна для визначення місця помилки в кодовій комбінації, а, отже, виправлення помилок. Перевірка кодових комбінацій при цьому виконується шляхом підсумовування за модулем два перевірних символів кодових комбінацій і перевірних символів, обчислених за прийнятими інформаційними. У результаті буде отримана сукупність контрольних рівностей, кожна з яких являє суму за модулем два одного з контрольних символів і певної кількості інформаційних.

Склад контрольних рівностей легко визначається з перевірної матриці H . До складу першої контрольної рівності повинні входити символи, позиції яких зайняті одиницями в першому рядку матриці H . До складу другої контрольної рівності повинні входити символи, позиції яких зайняті одиницями в другому рядку матриці H , і т. д.

В результаті r таких перевірок буде отримане r -розрядне двійкове число (синдром), що буде рівне нулю при відсутності помилок і відмінним від нуля у випадку наявності помилок.

Якщо для виправлення однократних помилок у кодових комбінаціях одержати синдроми досить просто, то для виправлення дворазових, триразових і т. д. помилок, а також для виправлення пачок помилок побудова синдромів досить важка й у цих випадках звертаються звичайно за допомогою до ЕОМ.

2.7. Методи адаптивного завадостійкого кодування та їх застосування

Необхідність ефективного управління літальними апаратами (ЛА) (літаки-тами, вертольотами та ін.) різного призначення вимагає забезпечення стійкого радіо-зв'язку між наземними авіаційними службами і бортом ЛА. Крім того, ефективність виконання завдань за призначенням сукупністю ЛА (авіаланки, група та ін.) потребує забезпечення стійкого радіозв'язку між взаємодіючими в польоті ЛА.

Для вирішення завдань зв'язку в метровому (МВ) та декаметровому (ДКМВ) створюються перспективні комплекси і системи радіозв'язку (КСР).

В даний час основним діапазоном хвиль, використовуваних в, наприклад, авіаційній радіо-зв'язку є МВ. Однак, завдяки застосуванню методів багатопараметричної адаптації в системах радіозв'язку діапазону ДКМВ істотно зросли швидкості передачі (9.6 кБіт / с і більше). Важливу роль при цьому відіграють методи завадостійкого адаптивного кодування. Канали радіозв'язку діапазону ДКМВ і МВ на граничній дальності є нестаціонарними каналами низької якості, що обумовлено особливостями поширення радіохвиль в цьому діапазоні. Явища багатопроменевого поширення радіохвиль можуть призводити до завмирань сигналу. Змінення дальності в

процесі польоту і положення антенних систем ЛА при розворотах приводять до зміни якості радіоканалу.

Коефіцієнт помилок каналу зв'язку може декілька разів змінювати своє значення за час застосування. При цьому коефіцієнт помилок при середній і малій потужностях випромінювання досягає величини $5 \cdot 10^{-2}$ і більше. З іншого боку канали радіозв'язку діапазону ДКМВ і МВ не вимагають для передачі повідомлень розвиненої інфраструктури і дозволяють при відносно невеликій потужності випромінювання передавати сигнали на великі відстані. Це пояснює помітне підвищення уваги, останнім часом, до систем радіозв'язку, особливо діапазону ДКМВ.

Важливим є дослідження методів адаптивного кодування, при яких в залежно від стану каналу зв'язку автоматично і цілеспрямовано змінюються структурно-параметричні і алгоритмічні характеристики завадостійкого кода. При адаптивному кодування вирішують такі основні завдання :

- визначають якість каналу зв'язку;
- приймають рішення - вибирають перешкодостійкий код, його параметри і алгоритм кодування, декодування і циклічної синхронізації, що забезпечують задану вірогідність доведення повідомлення при мінімальній надмірності коду;
- і, нарешті, виконують управління, а також встановлюють параметри коду в кодері і декодері.

Використовують параметричну, алгоритмічну або структурну адаптацію. Зазвичай вибір тієї чи іншої кодової конструкції виконують заздалегідь на етапі розроблення системи, а в процесі експлуатації змінюють тільки його параметри. Однак можлива зміна алгоритмів кодування і декодування, а також і структури самого коду, а не тільки його параметрів і в процесі експлуатації системи зв'язку.

У цьому випадку використовується алгоритмічна і структурна адаптація. Зміна кодової конструкції на етапі експлуатації каналу зв'язку обумовлена настільки істотною зміною стану каналу зв'язку, що колишня кодова

конструкція при будь-яких її допустимих параметрах і алгоритмах кодування та декодування вже не забезпечує необхідну ймовірність доведення повідомлення. При незначній зміні якості каналу зазвичай керують параметрами коду, оскільки це буває значно простіше з точки зору технічної реалізації.

Основними параметрами перешкодостійкого коду являється блокова довжина або довжина кодового обмеження і швидкість коду, що визначає його надмірність і коригувальну здатність. Важливою характеристикою коду є його вагова структура. Найчастіше заздалегідь вибирають код з певними, найкращими для даної кодової конструкції параметрами. Однак, зміна параметрів коду не завжди гарантує необхідну мінімальну кодову відстань і завадозахищеність може погіршитися. До того ж далеко не всі перешкодостійкі коди можуть легко змінювати свої параметри. Це пояснюється тим, що багато алгоритмів кодування і декодування кодів прив'язані до структури породжуючих і перевірочних поліномів коду, а при зміні параметрів коду ці поліноми можуть змінюватися.

Наприклад, мажоритарное декодування можливо тільки для кодів з певними системами перевірок, тобто породжуються і перевірочними поліномами. Аналогічно і для кодів з перестановочним декодуванням, яке можна використовувати для кодів з певним співвідношенням блокової і інформаційної довжин коду. Краща ситуація при використанні алгебраїчних методів кодування і декодування.

Ці методи розроблені для досить широкого класу перешкодостійких кодів типу кодів BCH, Ріда-Соломона і використовують обчислення в полях Галуа: спектральні перетворення кодових слів, рекурентні обчислення за алгоритмом Берлікемпа-Мессі або Евкліда, обчислення згорток та інші. Алгебраїчні методи кодування і декодування дозволяють легко змінювати число перевірочних та інформаційних символів коду, особливо при їх програмній реалізації.

Аналогічна ситуація має місце для імовірнісних методів декодування типу послідовного декодування або декодування Вітербі. Ці методи зазвичай використовуються для декодування згортальних кодів, зміна довжини інформаційної послідовності яких не становить труднощів, а скорочення надмірності досягається виключенням частини перевірочних символів

Серед безлічі різних недвійкових кодів особливе місце займають коди Ріда-Соломона, оскільки є найкращими недвійковий МДР-кодами (кодами з мак-симально досягаємою відстанню). Коди Ріда-Соломона використовуються в якості зовнішніх кодів у багатьох перспективних кодових конструкціях: каскадних, гібридних кодах і кодах з сигнально-кодovими конструкціями (СКК) [2.4]. Параметри коду Ріда-Соломона легко змінюються, що дозволяє також легко змінювати і параметри кодових конструкцій, побудованих на його основі. При цьому нескладно забезпечити необхідну коригувальну здатність коду Ріда-Соломона, яка пов'язана з параметрами коду простим співвідношенням

$$D = N - K + 1 \quad (2.13)$$

де D - мінімальна кодова відстань коду;

N - блокова довжина коду;

K - інформаційна довжина.

Альтернативою кодами Ріда-Соломона можуть служити недвійкові коди з мажоритарним багатопороговим декодуванням [2.17]. Однак, складність реалізації кодів Ріда-Соломона в процесі вдосконалення алгоритмів і елементної бази постійно скорочується, що робить ці коди привабливими для застосування в адаптивному кодуванні.

Вибір коду в загальному випадку має на увазі також і можливість зміни алгоритму декодування. При декодуванні одного і того ж коду можливе використання різних алгоритмів, що відрізняються вірогіднісно-тимчасовими

характеристиками. Залежно від обраного алгоритму будуть відрізнятися ймовірності правильного прийому і трансформації повідомлень і складність декодування, а значить, і час декодування. Відомі алгоритми декодування кодів з виявленням помилок, із використанням виправлення помилок, по найбільш імовірним символам, м'яке декодування і інші.

У загальному випадку при адаптивному кодуванні виконується вибір кодової конструкції, її параметрів і алгоритмів кодування, декодування і циклічної синхронізації. Математично структурно-параметрична адаптація перешкодостійкого коду формулюється в такий спосіб. Система адаптивного кодування S задається:

характеристиками каналу зв'язку $\bar{H}$

структурно-параметричними і алгоритмічними характеристиками завадозахисного коду $\bar{N} = \{\bar{C}, \bar{K}, \bar{A}\}$,

характеристиками системи адаптації $\bar{F}$, що розглядається як об'єкт автоматичного управління та включають закони формування керуючих впливів системи, цільовою функцією системи адаптації P , яку зазвичай висловлюють відхиленням ймовірності доведення повідомлення від заданого значення.

Таким чином, система адаптивного кодування представляється у вигляді

$$S = S(\bar{H}, \bar{N} = \{\bar{C}, \bar{K}, \bar{A}\}, \bar{F}, P). \quad (2.14)$$

Завданням адаптивної системи є вибір структурно-параметричних і алгоритмічних характеристик завадостійкого коду $\bar{N} = \{\bar{C}, \bar{K}, \bar{A}\}$ і законів управління $\bar{F}$, що забезпечують мінімізацію цільової функції P при заданих характеристиках каналу зв'язку $\bar{H}$. Математично задача адаптивного кодування формулюється і вирішується як завдання умовної багатокритеріальної цілочисельної оптимізації цільної функції.

Ефективність адаптивного кодування оцінюється або підвищенням швидкості передачі інформації для заданої ймовірності правильного прийому повідомлення

$$V = \{max V, P_{пп} = P_{ппз}\}, \quad (2.15)$$

або збільшенням ймовірності правильного прийому повідомлення при заданій постійній швидкості передачі інформації

$$P_{пп} = \{max P_{пп}, V = V_3\}, \quad (2.16)$$

по відношенню до коду з постійними параметрами.

Для доведення повідомлень із заданою вірогідністю в нестационарному каналі радіозв'язку необхідний постійний контроль (моніторинг) його якості. Контроль якості каналу повинен проводитися в робочому режимі, без зниження швидкості передачі в каналі зв'язку. Таке оцінювання стану каналу зв'язку можливо по результатам декодування коду і аналізу первинних і вторинних статистичних ознак посилок.

Однак ні статистичні ознаки, ні результати декодування кода не дають повної інформації про розподіл помилок каналу зв'язку. Точність статистичних ознак задається довірчими ймовірностями і інтервалами, результати декодування коду визначають статистику помилок тільки в межах коректуючої спроможності коду. Тому, для підвищення надійності використовуються інтегровані оцінки якості каналу за результатами декодування перешкодостійкого коду з урахуванням м'яких ваг посилок (маси), сформованих на основі первинних і вторинних статистичних ознак. При оцінюванні якості каналу також враховуються достовірності різних комбінацій помилок по інформаційним критерієм.

Методи оперативного оцінювання якості каналу можна розділити на дві групи. Перша група включає в себе прямі методи контролю, засновані на

безпосередньому підрахунку числа помилок в кодових словах і обчисленні частоти цих помилок. У каналах низької якості ці методи дають похибку, оскільки важко точно оцінити кількість помилок в стертих і трансформованих словах коду. Тому, в таких каналах застосовують методи другої групи, при яких коефіцієнт помилок і показники групування помилок розраховують непрямым шляхом за розподілом блокової статистики помилок в словах коду [2.17]. Непрямі методи оцінювання якості каналу ґрунтовані на порівнянні теоретичних та експериментальних блокових статистик помилок в словах коду. Розглянемо спочатку непрямі методи контролю каналу.

Якість каналу зв'язку визначається характеристиками каналу $\bar{H}$, що впливають на ймовірність доведення повідомлення. Такими характеристиками є, наприклад, коефіцієнт помилок і коефіцієнт групування помилок в каналі зв'язку та інші. характеристики каналу $\bar{H}$ визначають при мінімізації цільової функції, що враховує квадратичне відхилення експериментального розподілу помилок, одержаного за наслідками декодування коду, від його теоретичного розподілу з використанням ознак достовірності

$$\bar{H} : \min \left\{ \sum_Z [q(Z)(P_T(Z, \bar{H}) - P_E(Z))]^2 \right\}, \quad (2.17)$$

де $q(Z)$ - достовірність послідовності помилок Z ,

$P_T(Z, \bar{H})$ - теоретичний розподіл послідовності помилок моделі каналу,

$P_E(Z)$ – експериментальний розподіл помилок.

Достовірність послідовності помилок $q(Z)$ довжини m , усереднена за всіма послідовностям, отже Z запишеться в вигляді

$$q(Z) = \frac{\sum_Z \prod_{i=1}^m q_i}{N(Z)}, \quad (2.18)$$

$N(Z)$ - кількість послідовностей помилок Z ,

q_i - достовірність i -го символу з урахуванням крайових спотворень і дроблень символу. Оптимізація цільової функції (2.16) при великому числі доданків являє собою складне завдання. Характеристики каналу найчастіше

використовують для вибору параметрів коду, тому частину доданків в (2.16) можна об'єднати і враховувати тільки ті складові, які впливають на декодування коду. З огляду на це зауваження цільова функція (2.16) перепишеться у вигляді

$$y = q(t \leq t_u)(P_T(t \leq t_u, \bar{H}) - P_E(t \leq t_u))^2 + q(t_u < t \leq t_c)(P_T(t_u < t \leq t_c, \bar{H}) - P_E(t_u < t \leq t_c))^2 + q(t_0 \leq t_{0u}/t_1 \leq t_{1u})(P_T(t_0 \leq t_{0u}/t_1 \leq t_{1u}, \bar{H}) - P_E(t_0 \leq t_{0u}/t_1 \leq t_{1u}))^2 + q(t_0 > t_{0u}/t_1 > t_{1u})(P_T(t_0 > t_{0u}/t_1 > t_{1u}, \bar{H}) - P_E(t_0 > t_{0u}/t_1 > t_{1u}))^2 \quad (2.19)$$

де $P(t \leq t_u)$ - ймовірність t_u і менше помилок в блоці символів, t_u - коригувальна здатність коду,

$P(t_u < t \leq t_c)$ - ймовірність більш t_u , але менш або дорівнює t_c помилок в блоці символів, t_c - виявляюча здатність коду,

$P(t_0 \leq t_{0u}/t_1 \leq t_{1u})$ і $P(t_0 > t_{0u}/t_1 > t_{1u})$ - умовні ймовірності прийому суміжних блоків

Найпростіше коефіцієнт помилок можна визначити, використовуючи прямі методи контролю якості каналу зв'язку, безпосередньо підрахувавши кількість помилок, виправлених при декодуванні коду. Прямі методи зазвичай використовують в каналах відносно високої якості ($p \leq 10^{-3}$). Для цього повідомлення, отримане при декодуванні коду, заново кодують тим же кодом, що і на передавальній стороні каналу зв'язку і при цьому отримують відновлену послідовність символів коду c_1 . Послідовність c_1 повністю збігається з послідовністю символів коду, яка передавалася по каналу зв'язку. Далі з прийнятою послідовністю символів коду c_2 вираховують відновлену послідовність c_1 , і отримують послідовність помилок [2.19]

$$e = c_2 \oplus c_1. \quad (2.20)$$

Тепер підраховують кількість помилок t в послідовності помилок e тобто в коді.

Коефіцієнт помилок каналу зв'язку буде дорівнює відношенню числа помилок t в коді до загальної кількості символів n в цьому коді

$$p = \frac{t}{n}. \quad (2.21)$$

Однак, таке оцінювання якості каналу можливо лише при правильному декодуванні коду. При відмові від декодування коду (стирання коду) коефіцієнт помилок каналу зв'язку обчислюють наближено [2.20].

При декодуванні внутрішнього коду каскадного коду підраховують кількість помилок t_0 , які були виправлені в словах коду. Також під час декодування слів внутрішнього коду підраховують кількість стертих S слів коду. Загальна кількість помилок в стертих словах коду наближено оцінюють виразом

$$t_1 = \frac{d+1}{2} \cdot S \quad (2.22)$$

де d - мінімальна кодова відстань коду,

$\frac{d+1}{2}$ - наближена оцінка кількості помилок в стертому слові коду.

Потім оцінюють кількість трансформованих слів $T(i)$ коду з виправленням i помилок за формулою

$$T(i) = \beta(i) \cdot S. \quad (2.23)$$

Сумарна кількість t_2 помилок в трансформованих словах коду можна оцінити виразом

$$t_2 = \sum_{i=0}^t T(i) \cdot (d - i), \quad (2.24)$$

де $(d - i)$ - наближена оцінка кількості помилок в трансформованих словах коду ($0 \leq i \leq t$).

При збільшенні кількості трансформованих кодових слів число правильно прийнятих кодових слів зменшується. Тому, сумарна кількість помилок r в правильно прийнятих, стертих і трансформованих словах внутрішнього коду каскадного коду з урахуванням рівнянь (2.22) і (2.24) запишеться у вигляді [2.21]

$$t = t_0 + S \cdot \frac{d+1}{2} + S \sum_{i=0}^t \beta(i) \cdot (d - 2 \cdot i). \quad (2.25)$$

Тепер неважко за формулою (2.21) визначити коефіцієнт помилок каналу зв'язку, рівний відношенню загального числа t помилок до кількості $n \cdot N$ символів в каскадному коді.

При передачі повідомлень, захищених перешкодостійким кодом, важливим є вибір кодової конструкції, її параметрів і алгоритмів кодування, декодування і циклічної синхронізації. При виборі коду необхідно погоджувати його параметри з джерелом повідомлення, каналом зв'язку та вимогами щодо доведення повідомлення.

Параметри коду визначаються:

- характеристиками використовуваних каналів зв'язку;
- об'ємом переданих повідомлень;
- видом модуляції;
- вимогами до завадостійкості і достовірності прийнятого повідомлення;
- необхідністю мінімізації надмірності коду з метою скорочення часу передачі;
- складністю апаратної і програмної реалізацій і швидкодією;
- допустимою тимчасовою затримкою в передачі й прийомі повідомлення;
- циклічною синхронізацією перешкодостійкого коду.

На стадії експлуатації системи зв'язку виконується оперативна адаптивна корекція параметрів коду. При цьому забезпечується задана ймовірність доведення повідомлення при мінімальній надмірності коду.

На передавальній стороні вихідна інформація кодується перешкодостійким кодом зі змінними параметрами. На приймальній стороні оцінюється якість каналу зв'язку. Характеристики каналу обчислюються на основі результатів декодування коду.

Потім вибирається код, що забезпечує необхідну ймовірність правильного прийому повідомлення при його мінімальній надмірності. Нові параметри завадостійкого коду по каналу зворотного зв'язку доводять до сторони, яка передає і встановлює в кодуючий пристрій коду.

Ймовірність правильного прийому коду $P_{\text{пп}}$ залежить від параметрів коду $\bar{N}$ і якості каналу зв'язку $\bar{H}$: $P_{\text{пп}} = P_{\text{пп}}(\bar{H}, \bar{N})$. Параметри коду $\bar{N}$ вибирають таким чином, щоб ймовірність правильного прийому коду $P_{\text{пп}}$ була не менше заданої ймовірності $P_{\text{ппз}}$, за умови мінімальної надмірності коду. Основна задача полягає в виявленні ймовірності правильного прийому коду $P_{\text{пп}}$ при заданих параметрах коду $\bar{N}$ і характеристиках каналу зв'язку $\bar{H}$ і має рішення у вигляді явно заданої залежності $P_{\text{пп}} = P_{\text{пп}}(\bar{H}, \bar{N})$. Якби з цієї формули можна було висловити параметри коду $\bar{N}$, то зворотня задача - визначення необхідних параметрів коду в залежності від заданої ймовірності правильного прийому коду $P_{\text{ппз}}$ і характеристик каналу зв'язку $\bar{H}$ була б вирішена: $P_{\text{пп}} = P_{\text{пп}}(P_{\text{ппз}}, \bar{H})$. Однак, висловити параметри коду через складність наявних формул $P_{\text{пп}} = P_{\text{пп}}(\bar{H}, \bar{N})$ не представляється можливим. Тому, це завдання вирішується чисельно, шляхом побудови поверхні постійного рівня для функції заданої в неявній формі. Останнє завдання може бути зведена до цілочисельної багатовимірної оптимізації деякої цільової функції, складеної за методом найменших квадратів.

Завдання оперативної корекції параметрів коду представляється у вигляді [2.22]:

Задано:

$\bar{H}$ - параметри каналу зв'язку;

$P_{\text{пп}}$ - ймовірність правильного прийому коду;

$P_{\text{ппз}}$ - задана ймовірність правильного прийому коду.

Знайти $\bar{N}$ - параметри коду:

$$P_{\text{пп}}[\bar{N}, \bar{H}] = P_{\text{ппз}},$$

або

$$y = \min(P_{\text{пп}}[\bar{N}, \bar{H}] - P_{\text{ппз}})^2, \quad (2.26)$$

при обмеженнях на вектор параметрів коду $\bar{N} \in (\bar{N}_{\min}, \bar{N}_{\max})$ обумовлених вибраною кодовою конструкцією. Параметри коду $\bar{N}$ визначають чисельним методом, як рішення задачі оптимізації цільової функції у вигляді функціональної залежності $\bar{N} = \bar{N}(P_{\text{ппз}}, \bar{H})$. Дивитись додаток Б.

Залежність параметрів коду від якості каналу зв'язку зручно розраховувати заздалегідь на етапі проектування шляхом оптимізації цільової функції (2.26). Цю залежність при чисельному рішенні задачі оптимізації можна представити в табличному вигляді. поскільки безліч можливих параметрів коду обмежена, то для оптимізації можна використовувати метод послідовного перебору, а при лінійному впорядкуванні кодів за якістю - метод дихотомії або золотого перетину.

Таким чином, рішення приймають по таблиці, входом якої є якість каналу зв'язку, а виходом - параметри коду. Обсяг рішень цієї таблиці залежить від точності визначення та діапазону трансформаційних змін параметрів коду і якості каналу зв'язку. Як показують розрахунки, для практичної реалізації цілком достатньо таблиці рішень невеликого обсягу (від декількох сотень байт до декількох кБайт), що дозволяє оперативно і з достатньою точністю вибирати параметри коду.

Як приклад, розглянемо каскадний код БЧХ, Ріда-Соломона, використовуваний в комплексах наземного та повітряного завадозахищеного

телекодового зв'язку Р-098-5. Таблиця рішень (таблиця 2.3) цього коду задає залежність оптимальної блокової довжини N зовнішнього коду каскадного коду БЧХ, Рід-Соломона від ймовірності помилки на біт в каналі зв'язку $p = 0.01 \dots 0.08$ і коефіцієнта групування $a = 0 \dots 0.5$ при ймовірності правильного прийому каскадного коду, що дорівнює 0,99.

Оптимальна блокова довжина коду при $P_{\text{ппз}} = 0.99, K = 16$ Таблиця 2.3.

p	a					
	0	0,1	0,2	0,3	0,4	0,5
0,01	18	18	20	20	20	20
0,02	18	20	20	22	22	22
0,03	20	22	22	22	22	22
0,04	22	24	24	24	24	24
0,05	24	24	26	26	26	28
0,06	26	28	28	28	28	30
0,07	28	30	30	32	34	34
0,08	32	32	32	34	36	36

Обсяг цієї таблиці складає 48 байт. Однак, навіть невелика за обсягом таблиця рішень дозволяє вибирати блокову довжину коду Ріда-Соломона в досить великому діапазоні зміни якості каналу зв'язку.

Побудова функції або таблиці рішень, що визначає залежність параметрів коду від якості каналу зв'язку, є однією з основних задач адаптивного Кодування. Апріорна інформація про відповідній якості каналу зв'язку, параметрах коду, враховується в функції рішень. Використання заздалегідь підготовленої функції рішень скорочує час адаптації системи до умов експлуатації. Це становить перший контур адаптивного управління параметрами коду.

З урахуванням сказаного, алгоритм обчислення функції рішення на стадії проектування буде складатися з наступних кроків:

1. Визначити модель помилок каналу і діапазон можливих змін характеристик каналу авіаційного зв'язку:

$$\bar{H} \subset \bar{H}_{\text{доп}}$$

2. Обчислити ймовірності правильного прийому, стирання і трансформації внутрішнього коду каскадного коду в залежності від якості каналу зв'язку в заданому діапазоні зміни характеристик каналу:

$$P_n = P_n(\bar{H}), \quad P_c = P_c(\bar{H}), \quad P_m = P_m(\bar{H}), \quad \bar{H} \subset \bar{H}_{\text{доп}}$$

3. Обчислити ймовірності правильного прийому коду з каскадування в заданому діапазоні зміни параметрів зовнішнього коду і характеристик каналу:

$$P_{nn} = P_{nn}(\bar{H}, \bar{N}), \quad \bar{N} \subset \bar{N}_{\text{доп}}, \quad \bar{H} \subset \bar{H}_{\text{доп}}$$

4. Вибрати значення параметрів коду, що забезпечують задану ймовірність правильного прийому коду:

$$\bar{N}: P_{nn}(\bar{H}, \bar{N}) = P_{nnз}, \quad \bar{H} \subset \bar{H}_{\text{доп}}$$

5. Запам'ятати функціональну залежність

$$\bar{N} = \bar{N}(\bar{N}), \quad \bar{H} \subset \bar{H}_{\text{доп}}$$

Найбільше число операцій вимагає обчислення функціональної залежності $P_{nn} = P_{nn}(\bar{H}, \bar{N})$. При методі послідовного перебору необхідно обчислити приблизно $L_1 = M(\bar{N}) \cdot M(\bar{H})$ значень функцій $P_{nn} = P_{nn}(\bar{H}, \bar{N})$, де

$M(\bar{N})$, $M(\bar{H})$ - число різних параметрів коду і характеристик каналу відповідно.

Зменшити кількість обчислень можливо при використанні методу дихотомії:

1. $\bar{H} := \bar{H}_{min}$
2. $\bar{L}_{min} := \bar{N}_{min}; \quad \bar{L}_{max} := \bar{N}_{max}$
3. $\bar{N} := \frac{\bar{L}_{max} + \bar{L}_{min}}{2}$
4. Якщо $P_{пп}(\bar{H}, \bar{N}) > P_{ппз}$, то йти до 8
5. Якщо $|\bar{L}_{min} - \bar{N}| < 1$, то йти до 11
6. $\bar{L}_{min} := \bar{N}$
7. Йти до 3
8. Якщо $|\bar{L}_{max} - \bar{N}| < 1$, то йти до 11
9. $\bar{L}_{max} := \bar{N}$
10. Йти до 3
11. $\bar{N} = \bar{N}(\bar{H})$
12. $\bar{H} = \bar{H} + \Delta \bar{H}$
13. Якщо $\bar{H} > \bar{H}_{max}$, то йти до 15
14. Йти до 2
15. Кінець

Для методу дихотомії кількість обчислень значень функції $P_{пп} = P_{пп}(\bar{H}, \bar{N})$ оцінюється величиною $L_2 = \log_2(M(\bar{N}) \cdot M(\bar{H}))$, що істотно менше, ніж при послідовному переборі $L_2 \ll L_1$.

Залежність параметрів коду від якості каналу зв'язку, отримана на стадії розроблення системи, визначається виходячи з деяких апіорних відомостей про характеристики каналу зв'язку (виходячи з моделі каналу зв'язку), які можуть не цілком відповідати реальному каналу зв'язку. Це призводить до необхідності додаткової корекції параметрів коду, яка враховує відмінності моделі від умов експлуатації. Додаткова корекція параметрів коду по

відхиленню ймовірності доведення повідомлення від заданого значення становить другий контур адаптивного управління.

Кількісною оцінкою ефективності адаптивного кодування є коефіцієнт σ підвищення швидкості передачі інформації в системі зв'язку з адаптивним кодуванням, в порівнянні з системою з постійними параметрами. Цей коефіцієнт визначається за формулою

$$\sigma = \frac{v}{v_1} \quad (2.27)$$

де v - середня швидкість передачі при використанні адаптивного кодування, v_1 - середня швидкість передачі в системі з постійними параметрами.

Для оцінювання підвищення швидкості передачі інформації проводився обчислювальний експеримент на моделі складеного нестационарного каналу низької якості. Для випробувань був обраний перешкодостійкий каскадний код, аналогічний коду використовуваному в комплексах повітряного зв'язку Р-098-5. Зовнішнім кодом цього каскадного коду був код Ріда-Соломона над полем Галуа $GF(2^m)$, а внутрішнім - двійковий код БЧХ, В залежності від якості каналу зв'язку змінювалася блокова довжина зовнішнього коду Ріда-Соломона N , тобто змінювалася блокова довжина каскадного коду, а інформаційна довжина коду залишалася незмінною. За рахунок цього змінювалася коректувальна здатність всього каскадного коду. Декодування внутрішнього коду БЧХ виконувалося з виправленням 3-х помилок, а зовнішнього коду Ріда-Соломона - з виправленням помилок і стирань в межах його мінімального кодового відстані.

Результати проведеного обчислювального експерименту дозволяють зробити наступні висновки:

1. Коефіцієнт підвищення швидкості передачі інформації може істотно змінюватися в залежності від характеристик нестационарного каналу

повітряного зв'язку. Коефіцієнт σ підвищення швидкості передачі інформації в адаптивній системі може досягати значень 1.2, ..., 1.5 при високих можливостях помилки на біт в «поганому» стані каналу, рівних 0.05 ... 0.08, і коефіцієнті завантаження каналу перешкодами (безумовної ймовірності знаходження каналу в «поганому» стані), що знаходиться в діапазоні величин 0.1 ... 0.3.

2. Реалізація адаптивного кодування можлива при наявності каналу зворотного зв'язку, який також необхідний і для забезпечення польотів ЛА. Високу надійність каналу зворотного зв'язку можна забезпечити за рахунок низької перешкодостійкості кодування невеликого обсягу інформації, що передається по цьому каналу інформації про нові параметри коду (5-10 біт), а також рахунок прийняття рішення про нові параметри коду на основі усередненої їх оцінки в ковзному вікні прийому і робастної обробки даних.

3. Адаптивне кодування доцільно застосовувати при інформаційному обміні в нестаціонарному каналі зв'язку, або в стаціонарному каналі зв'язку, якість якого заздалегіть не визначена. Час перебування каналу в кожному стані має бути достатнім для надійного визначення якості каналу зв'язку і забезпечувати деякий час роботи системи з новими параметрами коду (20-30 сеансів передачі каскадного коду). При невеликій тривалості станів каналу буває доцільно незначно відрізняючи станів каналу об'єднувати в один стан. Стан каналу зв'язку повинен відповідати зміні дальності польоту ЛА. Швидкі зміни стану при виконанні віражів ЛА за рахунок усереднення в ковзному вікні прийому з'єднуються разом.

4. Стани нестаціонарного каналу повинні істотно відрізнятися за своєю якістю, тобто в каналі повинен бути стан «поганої» якості, що вимагає великої надмірності коду (> 2) і стан «хорошої» якості для якого достатньо невеликої надмірності коду.

5. У каналі бажана наявність інтенсивного інформаційного обміну. Це умова забезпечує можливість швидкого визначення якості каналу за

результатами декодування коду і оперативну корекцію коду за результатами доведення повідомлення.

Перерахованим вище умовам задовольняють канали багатьох систем зв'язку, зокрема велике число систем, що використовують канали радіозв'язку діапазону ДКМВ малої і середньої потужності, канали діапазону МВ на граничній дальності. Тому, адаптивне кодування застосовується і має хороші перспективи свого практичного застосування в радіозв'язку.

3. РОЗРОБКА ТА ДОСЛІДЖЕННЯ АЛГОРИТМУ ВИБОРУ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ

3.1. Визначення показника для оцінки ефективності завадостійкого коду

Для оцінки завадостійкості каналу зв'язку використовують різні критерії. Під критерієм, як правило, розуміють ознаку, мірило судження, правило, на основі яких проводиться оцінка або класифікація чого-небудь.

Математичним виразом критерія частіше всього є умова — імовірність достовірної передачі повідомлень більше або рівно допустимої.

Вибрати єдиний показник для оцінки її ефективності дуже важко. Це пояснюється тим, що оцінити одним показником всі властивості системи зв'язку в різних умовах обстановки практично неможливо. Тому необхідно застосувати декілька показників і критеріїв для всебічної повної оцінки ефективності системи зв'язку. Але при цьому із всієї сукупності показників доцільніше визначити один головний (основний) і кілька додаткових в порядку їх переваги для конкретних умов.

Тому, при оцінці ефективності завжди виникає проблема об'єднання багатьох однорідних і різнорідних показників, які характеризують ті чи інші властивості системи.

Найбільш поширеним є критерій, відповідно до якого завадостійкість оцінюється забезпеченням необхідної ймовірності правильного прийому сигналу $P_{пп}$ та ймовірності виявлення помилки $P_{вп}$ в кодовому сигналі. Ці параметри залежать від стану каналу радіозв'язку, а саме, ймовірності викривлення одного символу в двійковому каналі P_0 , мінімальної довжини Хеммінга d_{min} , довжини коду n , кількості перевірочних елементів r для застосування завадостійкого коду і можуть бути визначені за формулами [3.6]:

$$P_{\text{пп}} = \sum_{i=0}^t (C_n^i p_o^i) (1 - p_o)^{n-i} \quad (3.1)$$

$$P_{\text{вп}} = \sum_{i=t+1}^r (C_n^i p_o^i) (1 - p_o)^{n-i} \quad (3.2)$$

В цьому випадку t і r кількісно характеризують коригувальну здатність і здатність щодо виявлення вихідного (n, k) коду і задаються відповідними відносинами

$$t = \left\lfloor \frac{d_{\min} - 1}{2} \right\rfloor; r = d_{\min} - 1 \quad (3.3)$$

де $d_{\min}$ - мінімальна відстань по Хеммінгу між всіма можливими кодовими комбінаціями початково-заданого (n, k) коду; $[]$ - оператор, який виділяє цілу частину.

Оцінка для будь-якого (n, k) коду, у відповідності до [3.6], визначається межами Плоткіна і Хеммінга:

$$\left\{ \begin{array}{l} d \leq \frac{n2^{k-1}}{2^k - 1} \\ n - k \leq \log_2 \sum_{i=0}^{\frac{d-1}{2}} C_n^i \end{array} \right\} \quad (3.4)$$

По суті рішення (3.4) зводиться до знаходження екстремуму цільової функції

$$f(d) = d \rightarrow \max$$

з урахуванням обмежень, що визначають зазначені раніше межі [3.6]:

$$2^{\frac{n2^{k-1}-1}{2}} \geq \sum_{i=0}^{\frac{d-1}{2}} C_n^i \quad (3.5)$$

У якості критерія роботи алгоритму вибрано співвідношення середнього значення кількості інформації k/n на одну кодову комбінацію і контроль цього параметра дозволяє адаптивно змінювати як алгоритм кодування, так і довжину кодової комбінації, що ілюструється наведеними графіками.

Відносне значення співвідношення (кількість інформаційних розділів) / (кількість розрядів кодової комбінації) у вигляді $(n - k) / \log_2 n$ прямо вказує на кількість помилок, які потрібно виправляти в кодовій комбінації. На рис 3.1. подані графіки залежності k/n від довжини кодової комбінації n при необхідності реалізації різних методів кодування.

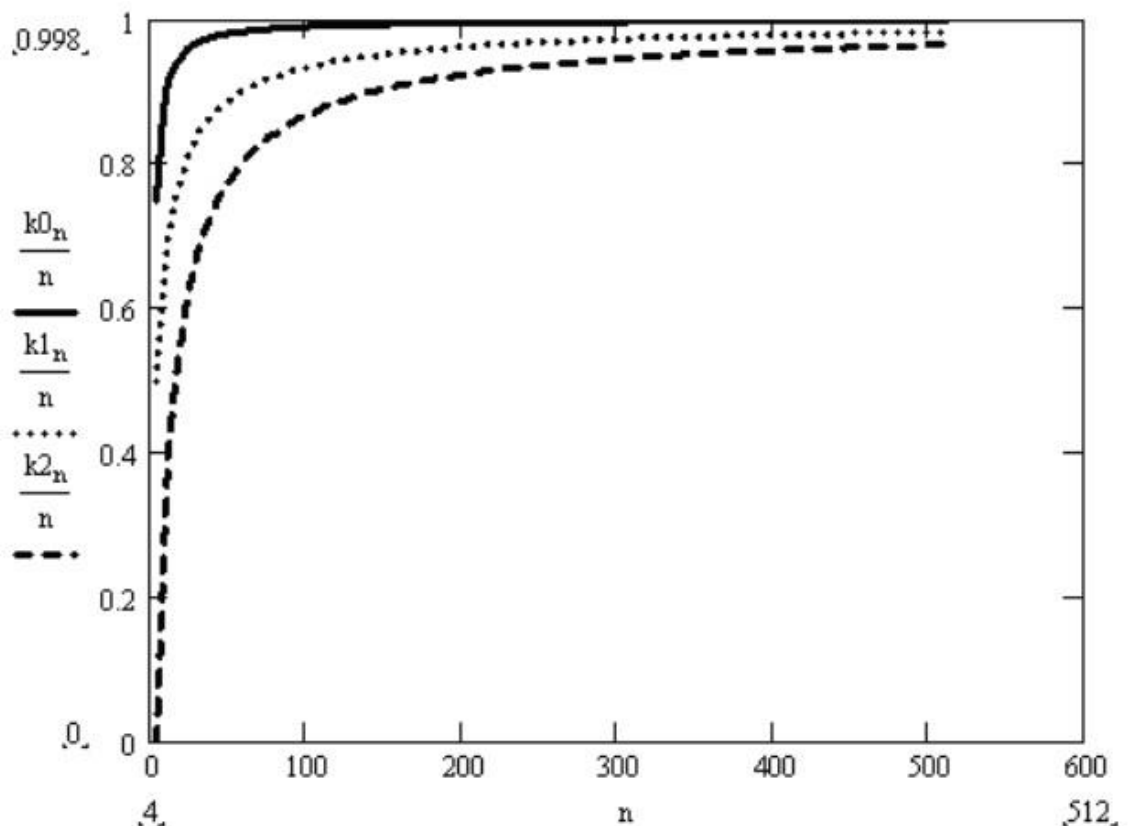


Рис 3.1– Кількість інформативних розрядів на одну кодову комбінацію при необхідності реалізації різних методів кодування

де k_0/n – необхідність перевірки на парність;
 k_{01}/n – необхідність виправлення однієї помилки на кодову комбінацію;
 k_2/n – необхідність виправлення двох помилок на кодову комбінацію.

У свою чергу, збільшення d_{min} , яке проводиться за рахунок вибору необхідного завадостійкого коду і, як слідство, зміна значень довжини коду n , кількості перевірочних елементів r та кількості інформативних елементів k приводить до зменшення максимальної швидкості передачі інформації по каналу зв'язку $C_{кр}$.

Оскільки вказаний параметр k/n знаходиться у чітко визначених межах

$$(k/n)_{гр.min} < (k/n)_i < (k/n)_{гр.max} \quad (3.6)$$

то зміну можна здійснювати в обидва боки за рахунок вибору методу кодування, який відповідає вибраній мінімальній кодовій відстані d_{min} і необхідній мінімальній швидкості передачі інформації.

Виходячи з вищесказаного, тестування каналу зв'язку є необхідним для визначення середньої імовірності спотворення елементарного інформаційного сигналу p_0 і для визначення статистичних характеристик співвідношення сигнал/шум.

3.2 Алгоритм вибору завадостійких кодів для роботи систем радіозв'язку в короткохвильовому діапазоні

Існує багато методів тестування радіоканалу, одним із найбільш сучасних є метод прогнозування короткохвильового радіоканалу з

використанням штучних нейронних мереж (ШНМ), які передбачають встановлення зв'язку між параметрами радіоканалу і геліогеофізичною обстановкою, обумовленою станом і погодними умовами. Метод представляється ефективним, але вимагає збору і поточного відновлення великого обсягу інформації про параметри сонячного вітру, міжпланетного магнітного поля і ряду інших параметрів, що не завжди доступні.

Таким чином, алгоритм вибору завадостійких кодів для роботи систем радіозв'язку в короткохвильовому діапазоні полягає у наступному.

Перший етап. Ввід необхідних значень ймовірності правильного прийому сигналу $P_{\text{пп}}$ та ймовірності виявлення помилки $P_{\text{вп}}$ в кодовому сигналі, а також мінімальне значення швидкості передачі інформації $C_{\text{кр}}$.

Другий етап. Визначення параметрів і характеристик (проведення тестування) каналу зв'язку, а саме середньої ймовірності спотворення елементарного інформаційного сигналу p_0 та визначення статистичних характеристик співвідношення *сигнал/завада*.

Третій етап. Визначення мінімального значення $(k/n)_{\text{гр. min}}$ для визначення мінімальної відстані по Хеммінгу d_{min} у відповідності до виразів (3.1-3.5). Дана задача, як правило, вирішується за допомогою чисельних методів рішення рівнянь (наприклад, ітераційним методом).

Четвертий етап. Визначення максимального значення $(k/n)_{\text{гр. max}}$ для визначення мінімально допустимої швидкості передачі інформації $C_{\text{кр}}$.

П'ятий етап. Вибір завадостійкого коду із тих, що ще не перевірялися для даних початкових умов.

Шостий етап. Перевірка параметрів даного коду щодо відповідності поставленим вимогам згідно виразу (3.6).

Сьомий етап. Прийняття рішення щодо застосування даного завадостійкого коду (у разі відповідності відношення k/n розрахованим вимогам) для передачі інформації, або переходу до перевірки іншого завадостійкого коду.

Схема розробленого алгоритму вибору завадостійких кодів із врахуванням впливу завад для визначених критеріїв представлена у додатку А.

3.3. Дослідження ефективності завадостійких кодів радіозв'язку

Виходячи з опису розглянутих вище завадостійких (коригувальних) кодів та беручи до уваги обмеження та вимоги, що накладаються щодо використання радіо ресурсу можна зробити висновок, що дані коди володіють характеристиками, які розглянуті в попередніх пунктах.

На рисунку 3.2 показано залежність імовірності помилки $P_{\text{пом}}$ розглянутих завадостійких (коригувальних) кодів залежно від довжини коду n , а на рисунку 3.3 - залежність надлишковості r від довжини коду n .

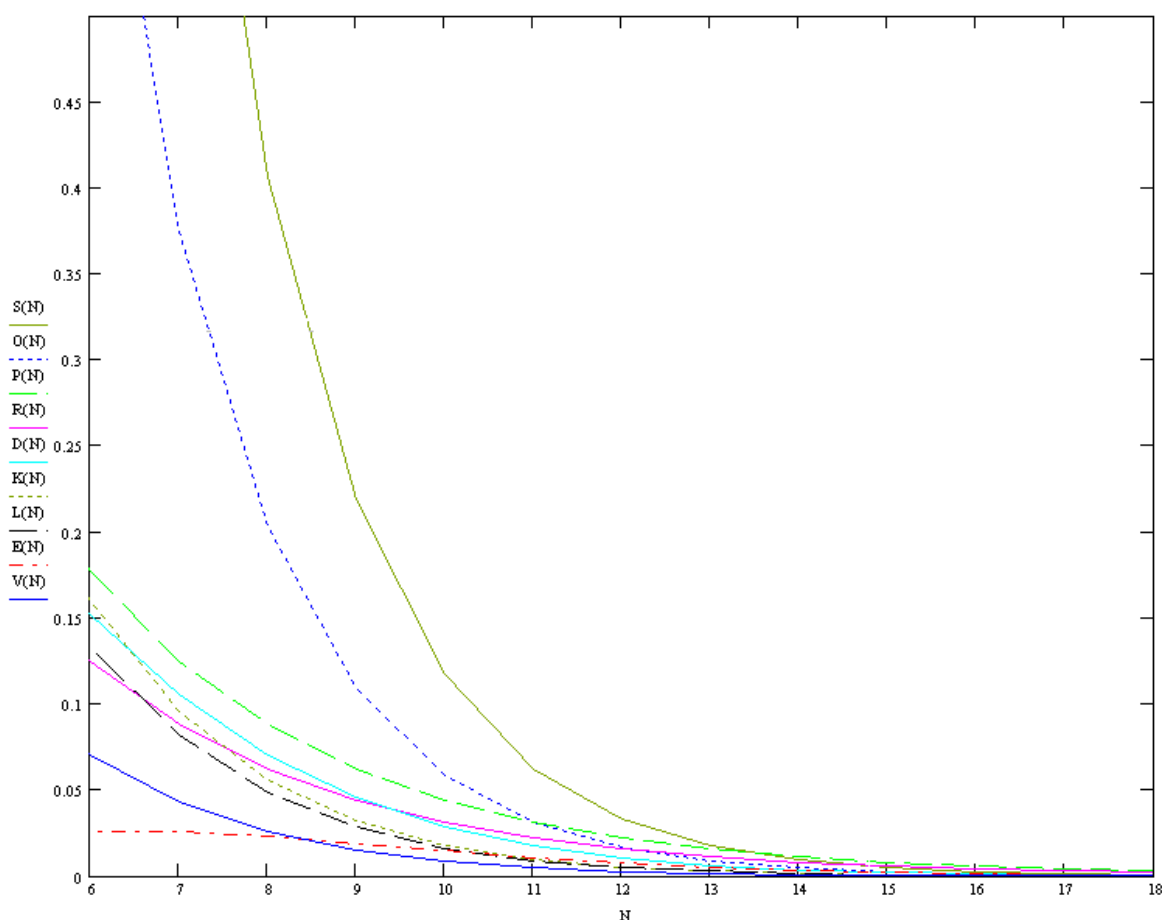


Рисунок 3.2 – Графік залежності імовірності помилки $P_{\text{пом}}$ від довжини (n) коду

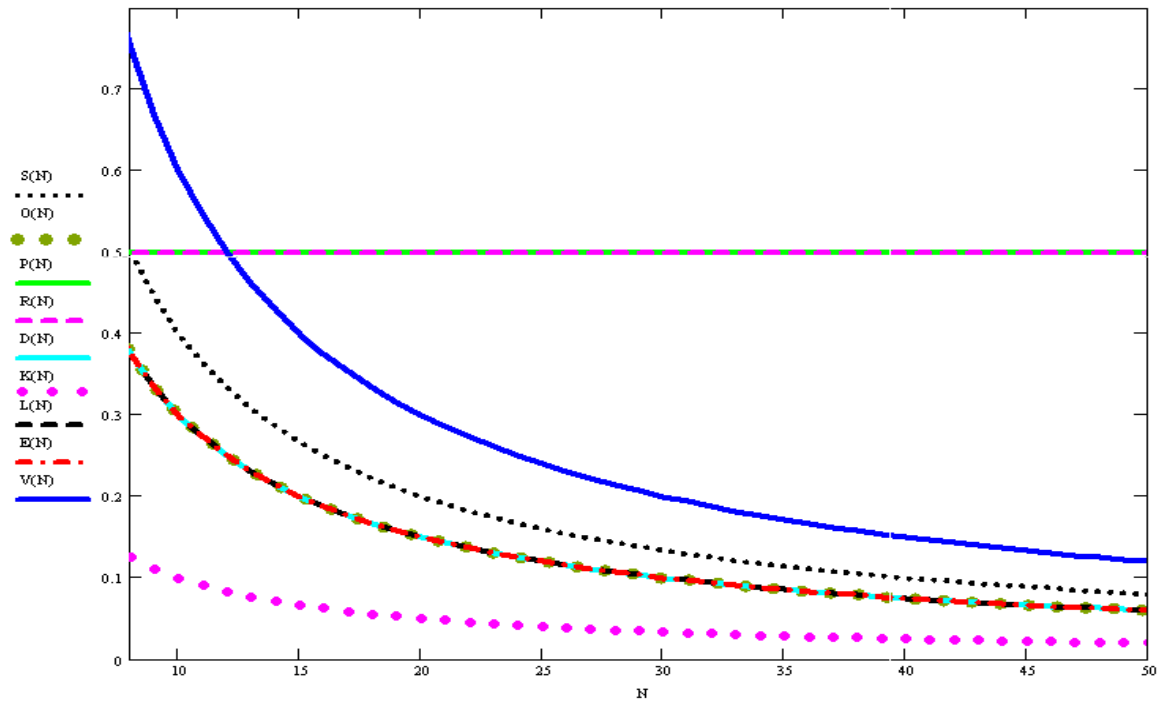


Рисунок 3.3 – Графік залежності надлишковості k від довжини (n) коду

Проаналізувавши графіки, можна зробити висновки, що при малих значеннях довжини коду (при $n \approx 8$) найкращі показники щодо залежності імовірності помилки $P_{\text{пом}}$ від довжини (n) коду у таких завадостійких кодів : Ріда-Соломона(РС), Файра, Боуза-Чоухурі-Хоквінгема (БЧХ) та інверсних кодів.

При збільшенні довжини коду ($n \approx 15$) самі кращі Файра, БЧХ, циклічні коди.

При малих довжинах коду ($n \approx 8$) значення найгірші у кодах з перевіркою на парність та з постійною вагою. Погані з подвоєнням елементів, Хеммінга. Але зі збільшенням довжини коду ($n \approx 15$) гірше з подвоєнням елементів, інверсні коди та коди з перевіркою на парність. Ще зі збільшенням самий гірший РС. Погані : Хеммінга, з перевіркою на парність та коди з постійною вагою.

При аналізі рисунку 3.3 видно, що надлишковість k завадостійких (коригувальних) кодів Файра, БЧХ при малій довжині коду ($n \approx 8$) дуже погані.

Не змінюється надлишковість на всьому проміжку (незалежно від n) інверсних кодів та з подвоєнням елементів.

Але зі збільшенням довжини коду надлишковість кодів з перевіркою на парність, з постійною вагою, інверсних кодів, кодів Хеммінга, циклічних кодів, БЧХ, РС, Файра значно зменшується по експоненціальному закону.

При передачі інформації шляхом введення величезної надмірності або нескінченним повторенням сигналів може бути досягнута як завгодно мала помилка навіть при наявності перешкод. Але швидкість передачі інформації при цьому буде прямувати до нуля.

З іншого боку швидкий розвиток мікроелектронної техніки дозволяє створити прийняті за габаритами та вартістю кодувальні та декодувальні пристрої для завадостійких кодів з вправленням групових помилок великої тривалості.

ВИСНОВКИ

Наявність завад призводить до неоднозначності між вхідними і вихідними сигналами каналів зв'язку, яка передбачається з різними ступенями імовірності. Наявність завад збільшує неоднозначність, зменшує кількість інформації, яка отримується по каналах зв'язку, а це приводить до зменшення пропускної здатності. Таким чином, завади зменшують пропускну здатність каналу зв'язку.

Відомо, що при передачі інформації шляхом введення величезної надмірності або нескінченним повторенням сигналів може бути досягнута як завгодно мала помилка навіть при наявності завад. Але швидкість передачі інформації при цьому буде прямувати до нуля або буде зростати імовірність апаратної відмови.

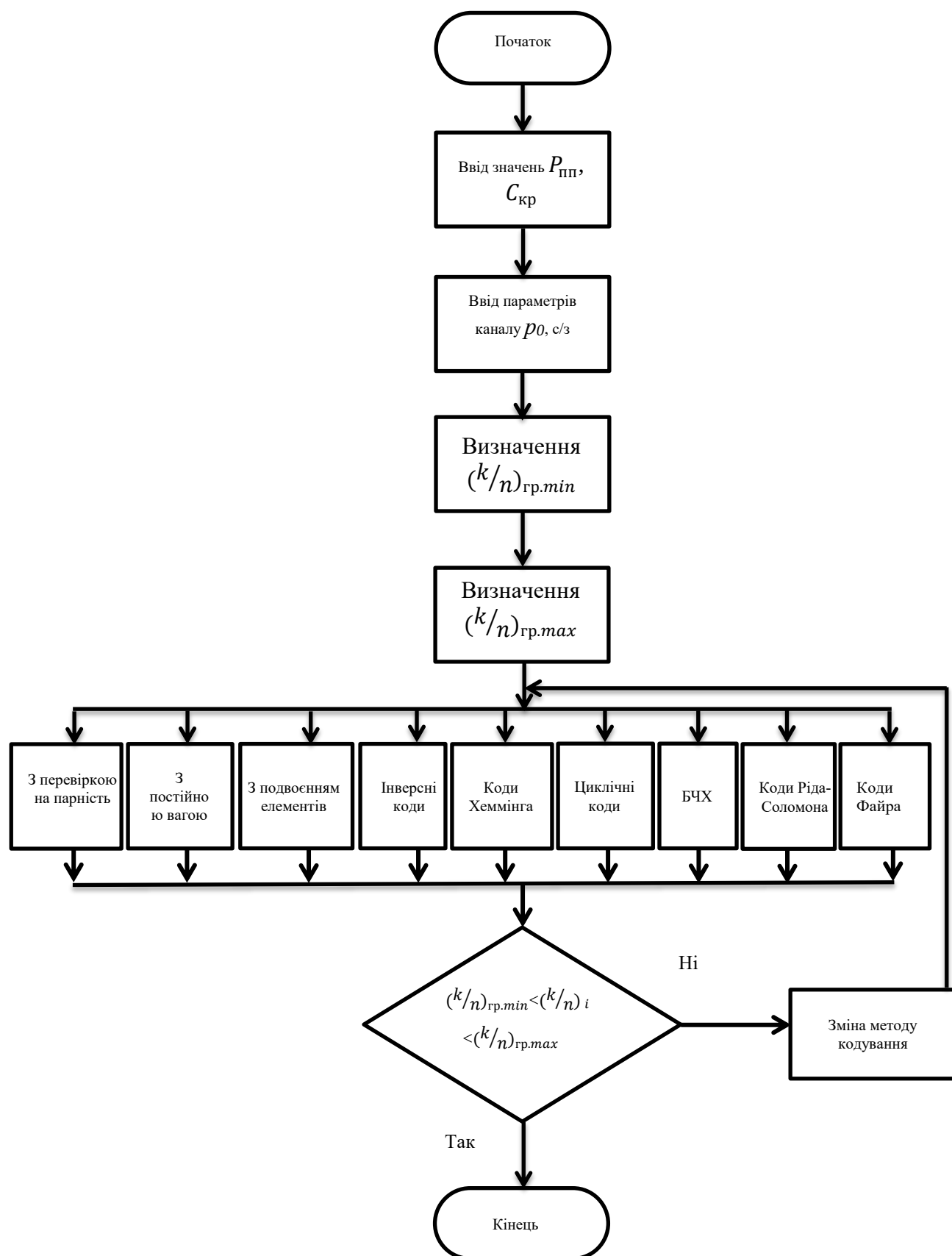
В зв'язку з цим розглянуті існуючі методи завадостійкого кодування, їх особливості, визначено критерії роботи системи РЗ та розроблено алгоритм вибору завадостійких кодів для роботи систем радіозв'язку в короткохвильовому діапазоні, які забезпечують найбільшу пропускну здатність каналу при заданій імовірності помилки та мінімальній швидкості передачі інформації.

У подальшому, планується провести дослідження щодо аналізу впливу мінімальної відстані по Хеммінгу на швидкість передачі інформації

ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ

1. Rembovsky A. M. Radio Monitoring: Problems, Methods, and Equipment. – Berlin: Springer, 2009. – 446 p.
2. Панчук О. О., Мішин О. Г., Логінов О. І. Основи теорії передачі інформації: Навчальний посібник. – Житомир: ЖВІРЕ, 2004. – 192 с.
3. Сіденко В. П. Основи теорії передачі інформації. Частина 1. Основи теорії передачі інформації та кодування: Навчальний посібник. – Житомир: ЖВІРЕ, 2002. – 316 с.:іл.
4. Clark, G. C., & Cain, J. B. Error-Correction Coding for Digital Communications.– New York: Plenum Press, 1981. – 512 p.
5. Elbert B. Radio Frequency Interference in Communications Systems. – Norwood, MA: Artech House, 2016. – 242 с..
6. T. Kasami, T. Fujiwara, T. Takata and Shu Lin, "Evaluation of the Block Error Probability of Block Modulation Codes by the Maximum-Likelihood Decoding for an Awgn Channel," Proceedings. IEEE International Symposium on Information Theory, San Antonio, TX, USA, 1993, pp. 68-68
7. Wulff A. Beginning Radio Communications: Radio Projects and Theory. – Apress, 2019. – 328 p.
8. В.Л. Банкет, П.В. Іващенко, М.О. Іщенко Завадостійке кодування в телекомунікаційних системах «Теорія електричного зв'язку» 2011 – 100 с.
9. Goldsmith A. Wireless Communications. – Cambridge University Press, 2005. – 800 p.
10. Haykin S. Communication Systems. – 5th ed. – Hoboken, NJ: Wiley, 2013. – 960 p.
11. Стеклов В.К. Теорія електричного зв'язку / В.К. Стеклов, Л.Н. Беркман; за ред. В.К. Стеклова. – К.: Техніка, 2006. – 552 с.
12. Панфілов. І.П. Теорія електричного зв'язку:[підручник для студентів вузів I та II рівнів акредитації] / Панфілов І.П., Дирда В.Ю., Капацін А.В. – К.: Техніка, 1998. – 328 с.

ДОДАТОК А



Алгоритм вибору завадостійких кодів для роботи систем
радіозв'язку в короткохвильовому діапазоні

ДОДАТОК Б

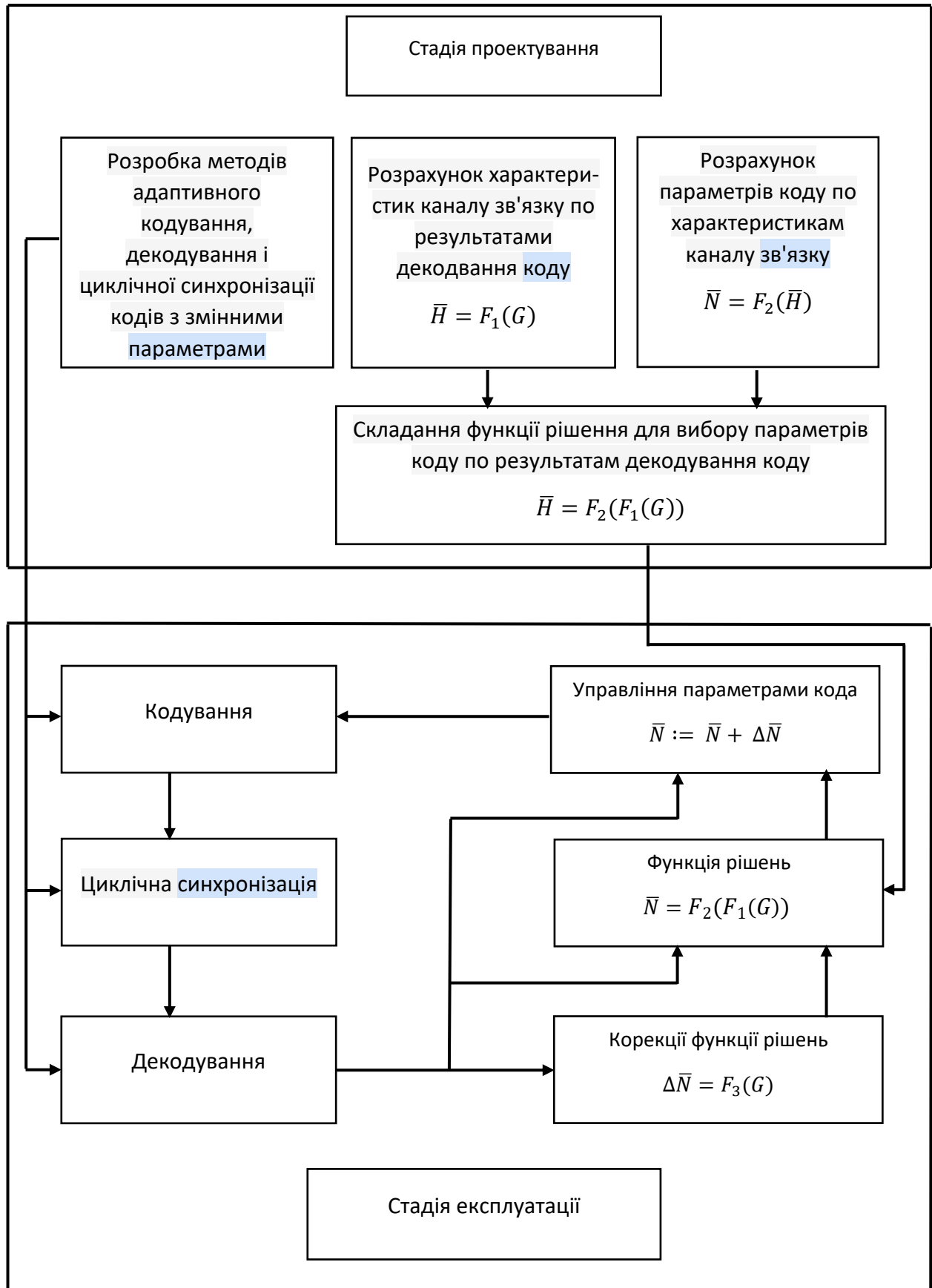


Схема адаптивного кодування на стадії проектування і експлуатації системи зв'язку

РЕЦЕНЗІЯ

на випускню кваліфікаційну роботу студента денної форми навчання

спеціальності 172 «Телекомунікації та радіотехніка»
(шифр та назва спеціальності)Мирошник О.С.
(прізвище, ім'я, по-батькові)1. Тема: Дослідження явдовжасних кодів передачі інформації

2. Інформаційною базою дослідження є наукові праці вітчизняних та зарубіжних вчених, матеріали науково-практичних конференцій, нормативно-правові акти України, офіційні статистичні матеріали, електронні ресурси, первинні та зведені документи, а також звітність підприємства.

3. Актуальність теми випускної кваліфікаційної роботи Тема роботи досить актуальна

(вказати ступінь актуальності теми)

4. Наукова та практична цінність роботи

1. Розроблено алгоритм створення явдовжасних кодів, критерій вибору.

2. Проведено дослідження ефективності.

3. Досліджено явдовжасності: можливість помилки при передачі даних від різних параметрів.

5. Недоліки: - помилки в оформленні посилань, вартісної записки.- не повне використання літератури зі списку, не за потрібним порядком оформлено.

6. Загальний висновок:

Вважаємо, що випускна кваліфікаційна робота студента Мирошник О.С.
(ПІБ студента)на тему: Дослідження явдовжасних кодів передачі інформаціїВідповідає / не відповідає профілю підготовки магістра,
(«бакалавра», «магістра» – вказати потрібне)Написана на достатньо / недостатньо високому рівні, а її автор заслуговує на присвоєння / неприписування освітнього ступеня магістр
(«бакалавр», «магістр» – вказати потрібне)

Рецензент

доц. кафедри
(посада)[підпис]
(підпис, печатка)Синорецько Р.В.
(ПІБ)

Державний університет «Житомирська політехніка»
(повне найменування вищого навчального закладу)

**ПОДАННЯ
ГОЛОВІ ЕКЗАМЕНАЦІЙНОЇ КОМІСІЇ
ЩОДО ЗАХИСТУ ВИПУСКНОЇ КВАЛІФІКАЦІЙНОЇ РОБОТИ**

Направляється студент Мирошніченко Олексій Сергійович до захисту кваліфікаційної роботи
освітня програма 172 «Телекомунікації та радіотехніка»
(шифр і назва спеціальності)
на тему: Дослідження завадозахисних кодів передачі інформації

Кваліфікаційна робота і рецензія додаються.

Декан факультету


(підпис)

Надія ЛОБАНЧИКОВА
(Власне ім'я ПРІЗВИЩЕ)

Довідка про успішність

Мирошніченко О. С. за період навчання на факультеті інформаційно-комп'ютерних технологій з 2019 року по 2020 рік повністю виконав навчальний план за спеціальністю з таким розподілом оцінок за:

національною шкалою: відмінно 73 %, добре 27 %, задовільно 0 %;
шкалою ЄКТС: А 73 %; В 9 %; С 18 %; D 0 %; E 0 %.

Співробітник деканату


(підпис)

Тамара Пальдюк
(Власне ім'я ПРІЗВИЩЕ)

Висновок керівника кваліфікаційної роботи

Студент Мирошніченко О.С. надіслав роботу над кваліфікаційною роботою у встановлений термін, виконав всі вимоги на захистову роботу, отримав задоволення у виконанні роботи, доцільно використав результати досліджень, які виконав, у своїй роботі, і на основі цього рекомендується до захисту роботи. Відмінно!

Керівник роботи


(підпис)

Олександр Дубинець
(Власне ім'я ПРІЗВИЩЕ)

11 грудня 2020 року

Висновок кафедри про кваліфікаційну роботу

Кваліфікаційну роботу розглянуто. Студент Мирошніченко О. С.
(прізвище та по батьку)

допускається до захисту цієї роботи в Екзаменаційній комісії.

Завідувач кафедри біомедичної інженерії та телекомунікацій
(назва кафедри)


(підпис)

Тетяна НІКІТЧУК
(Власне ім'я ПРІЗВИЩЕ)

14 грудня 2020 року.

ВІДГУК НАУКОВОГО КЕРІВНИКА НА ВИПУСКНУ КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ

Студента (ки) Миронюченко О.С.
(прізвище та ініціали)

представлену на здобуття освітнього ступеня «магістр»

зі спеціальності 172 „Інформатика та інформаційні технології“
(назва спеціальності)

1. Робота виконана на тему Дослідження завадостійких кодів
передової генерації
2. Актуальність полягає в розробці та дослідженні ал-
горитму оптимізованого вибору завадостійких
кодів для мінімального зв'язку
(вказати, які питання теоретичного і практичного характеру визначають актуальність роботи)
3. Основний зміст роботи викладено на ___ сторінках тексту, містить ___ таблиць, ілюстрацій, ___ додатків. Список використаних літературних джерел налічує ___ найменувань.
4. Зміст розділів роботи (вказати за кожним розділом, які питання досліджені та з якою метою)
Розділ Обґрунтування необхідності розробки алорит-
му вибору завадостійких кодів. Аналіз генер-
аційних процесів системи шифрування, про-
цесування завадостійкості завдання
Розділ Аналіз завадостійких кодів та алор-
итму кодування та використання в системі
радіозв'язку кодування та декодування. Вибір зава-
достійких кодів. Методи оптимізації кодування.
Розділ Розробка та дослідження алгоритму вибору
завадостійких кодів. Визначення показників
якості роботи зск. Алгоритм вибору зск для
радіо системи зв'язку. Дослідження алгоритму
кодування та декодування. Результати робо-
ти можуть застосовуватися під час роботи
передової генерації
(обґрунтованість, теоретичне і практичне значення)
5. Висновки Усі шкідливі ризики, результати робо-
ти можуть застосовуватися під час роботи
передової генерації
(обґрунтованість, теоретичне і практичне значення)
6. Список використаних літературних джерел Зміст роботи відно-
відносно повноти опрацювання за змістом роботи
(обсяг і повнота опрацювання за змістом роботи)
7. Додатки Алгоритм вибору завадостійких ко-
дів
(перелік додатків та повнота їх опрацювання за змістом роботи)
8. Таблиці та ілюстрації для проведення експериментальних досліджень
(призначення таблиць та їх використання для підтвердження досліджень в роботі)
9. Якість оформлення роботи на достатньому рівні
10. Загальні зауваження та опрацювання зауважень попереднього захисту Відсутні
11. Ставлення студента (ки) до виконання випускної кваліфікаційної роботи Вдоволено