

ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ
НАВЧАЛЬНО-НАУКОВИЙ ІНСТИТУТ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ ТА ІНФОРМАТИЗАЦІЇ

НАВЧАЛЬНИЙ ПОСІБНИК
для курсового та дипломного проектування
за напрямом 0924 “Телекомунікації”

ХОРУНЖИЙ О. І.

ПРОЕКТУВАННЯ ТРАКТУ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ

Київ - 2009

ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ
НАВЧАЛЬНО-НАУКОВИЙ ІНСТИТУТ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ ТА ІНФОРМАТИЗАЦІЇ

НАВЧАЛЬНИЙ ПОСІБНИК
для курсового та дипломного проектування
за напрямом 0924 “Телекомунікації”

ХОРУНЖИЙ О. І.

ПРОЕКТУВАННЯ ТРАКТУ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ

Затверджено вченою радою
навчально-наукового інституту
Телекомунікацій та інформатизації ДУІКТ
як навчальний посібник для студентів вищих
навчальних закладів за напрямом
0924 «Телекомунікації»

Київ - 2009

Гриф надано
навчально-науковим інститутом
Телекомунікацій та інформатизації ДУІКТ
(протокол № від травня 2009 р.)

Рецензенти: проф., д.т.н. Беркман Л. Н., проф., д.т.н. Кунах Н.І.

Хорунжий О.І.

Проектування тракту передачі даних. - Навч. посібник підготовлено для самостійної роботи студентів вищих навчальних закладів. – Київ: ННІТІ ДУІКТ, 2009. – 54 с.

Навчальний посібник з дисципліни " Системи документального електрозв'язку" присвячений проектуванню тракту передачі даних між джерелом і одержувачем інформації. Він охоплює матеріал даної дисципліни і має за мету закріпити та поглибити у студентів знання теоретичних положень всіх основних її розділів, а також попередніх дисциплін.

Тракт передачі даних (ТПД), що проектується, є типовим прикладом системи документального електрозв'язку. До характеристик тракту: швидкості та вірності передачі і надійності - ставляться дуже високі вимоги. Тому в ході проектування студент повинен розглянути всі вивчені в дисципліні способи і засоби покращення цих характеристик ТПД, вибрати і застосувати найбільш ефективні з них.

Головна мета проектування полягає в ознайомленні з методами побудови окремих пристроїв та розрахунку основних параметрів систем документального електрозв'язку.

Приведені методичні вказівки для виконання проектування, перелік основної літератури і додатки, які полегшують виконання необхідних розрахунків. Завдання на проектування складено таким чином, щоб студент міг виконати проект, використовуючи тільки основну літературу і методичні вказівки посібника.

Навчальний посібник призначений для студентів, які навчаються за спеціальностями з напряму "Телекомунікації", а також може бути корисний для аспірантів, викладачів навчальних закладів відповідних спеціальностей, фахівців, які проектують системи документального електрозв'язку.

ЗМІСТ

ВСТУП	5
1. МАТЕМАТИЧНІ МОДЕЛІ ДВІЙКОВОГО КАНАЛУ	6
1.1. Розрахунок імовірності помилки при прийомі елемента сигналу.....	6
1.2. Поняття математичної моделі дискретних каналів.....	7
1.3. Модель дискретного каналу з незалежними помилками.....	8
1.4. Модель часткового опису дискретного каналу (модель Л.П.Пуртова).....	8
2. СИСТЕМА З ВЗЗ І НЕПЕРЕРВНОЮ ПЕРЕДАЧЕЮ ІНФОРМАЦІЇ	10
3 ВИБІР ПАРАМЕТРІВ ЦИКЛІЧНОГО КОДУ У СИСТЕМІ З ВЗЗ-НПбл	17
4. ПОБУДОВА СТРУКТУРНОЇ СХЕМИ КОДЕРА І ДЕКОДЕРА ЦИКЛІЧНОГО КОДУ .	21
4.1.Принципи побудови пристроїв кодування і декодування циклічного коду.	21
4.2.Приклад практичної схеми кодера циклічного коду.....	23
4.3.Приклад практичної схеми декодера циклічного коду.....	26
5. СТРУКТУРНА СХЕМА МОДЕМУ - ПРИСТРОЮ ПЕРЕТВОРЕННЯ СИГНАЛІВ	29
5.1.Призначення та узагальнена структура пристрою перетворення сигналів.	29
5.2.Приклади побудови модуляторів і демодуляторів сигналу.	32
6. РОЗРАХУНОК НАДІЙНОСТІ СИСТЕМИ ДОКУМЕНТАЛЬНОГО ЕЛЕКТРОЗВ'ЯЗКУ - ПРОЕКТУЄМОГО ТРАКТУ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ	37
6.1.Основні поняття теорії надійності.....	37
6.2.Визначення кількості інформації, що передається за час T	38
6.3.Розрахунок характеристик надійності спроектованого кодера.....	39
6.4.Розрахунок надійності каналу передачі даних.....	40
6.5.Підвищення надійності тракту ПД. Розрахунок заданих параметрів надійності.	43
Список літератури	47
ДОДАТКИ	48
ДОДАТОК 1 Методичні вказівки та завдання на курсовий проект з дисципліни “Системи до- кументального електрозв’язку”.....	51
ДОДАТОК 2 Таблиця утворюючих поліномів циклічного коду $g(x)$ ступеня r	51
ДОДАТОК 3 Таблиця функції Крампа.....	52
ДОДАТОК 4 Інтенсивність лінійних і станційних відмов, коефіцієнтів готовності для апаратури К-300 і К-1920 в залежності від довжини дільниці магістралі.....	53
ДОДАТОК 5 Інтенсивність короткочасних відмов \square і коефіцієнтів готовності (для апаратури К-300 і К-1920) в залежності від критерію відмови $t_{\text{від}}$ і довжини дільниці магістралі.....	54

ВСТУП

Передача даних (ПД) є найважливішим видом документального електрозв'язку. Цей вид набуває все більше значення і поширення в сучасному електрозв'язку, що визначається його призначенням. Поняття «дані» є досить широким: це певний тип повідомлень, що створюються різними автоматичними цифровими пристроями (наприклад, засобами обчислювальної техніки) і мають формат кодових комбінацій, як правило, двійкового коду. Такі повідомлення - повідомлення даних - звичайно призначені для обробки електронно-обчислювальними машинами (ЕОМ) або створюються внаслідок такої обробки.

Спочатку цей вид зв'язку служив для передачі повідомлень від цифрових датчиків і віддалених терміналів до ЕОМ, і таким чином створювалися системи телеобробки даних. Потім з розвитком цифрових методів передачі будь-яких видів повідомлень, передача даних стала використовуватися для перенесення різного типу файлів, факсимільних повідомлень і навіть аудіо і відео повідомлень. Такі повідомлення стали називати відповідно: датаграми, факсограми, мовограми і відеограми - аналогічно до телеграми - повідомлення самого старого виду документального електрозв'язку, тобто телеграфії.

Особливістю ПД в порівнянні з іншими видами документального електрозв'язку (телеграфією і факсимільним зв'язком) є підвищені вимоги до характеристик: швидкості, вірності передачі і надійності.

Курсовий проект по дисципліні "Системи документального електрозв'язку" передбачає проектування тракту передачі даних між джерелом інформації і одержувачем інформації.

Тракт передачі даних (ТПД), що проектується, є типовим прикладом системи документального електрозв'язку, якому присвячена дисципліна.

До якості тракту передачі даних ставляться дуже високі вимоги по вірності передачі і надійності, відображені в завданні на курсовий проект; тому проектується некомутований ТПД.

На вказані характеристики впливають передусім параметри каналу зв'язку, що входить в тракт. Як неперервний канал використовується стандартний канал тональної частоти, утворений аналоговою системою передачі (наприклад, К1920). Дискретний канал утвориться включенням передаючої і приймальної частин пристрою перетворення сигналів (ППС). Наприклад, в нашому випадку це можуть бути відповідно модулятор і демодулятор. При заданих параметрах неперервного каналу і виді модуляції визначиться імовірність помилки в одиничному елементі і пропускну спроможність дискретного двійкового каналу.

Для задоволення вимог до вірності передачі системи ПД (задана величина імовірності невиявленої помилки на виході системи) необхідно вжити заходів захисту від помилок і включити в систему відповідний пристрій захисту від помилок ПЗП.

У завданні вказаний спосіб побудови ПЗП: для підвищення вірності передачі використати систему з вирішуючим зворотним зв'язком (ВЗЗ), неперервною передачею і блокуванням приймача. Система з ВЗЗ працює в режимі виявлення помилок з перезапиту неправильно прийнятої інформації. При цьому для виявлення помилок використовується циклічний код.

Щоб задовольнити вимоги завдання до надійності системи ПД, потрібно зробити розрахунок показників надійності (передусім імовірності безвідмовної роботи протягом заданого часу). При заданих параметрах надійності елементів системи виявиться, що вимога завдання не виконується. Для підвищення надійності пропонується застосувати постійне резервування, причому потрібно використати найбільш економічний варіант резервування. Спочатку резервуються окремі найбільш дешеві елементи системи (ППС, ПЗП), а потім більш коштовні (канали зв'язку). У результаті формується тракт передачі даних - ТПД з необхідними по завданню характеристиками.

Всі самостійні рішення, що приймаються при проектуванні повинні бути обґрунтовані, і таким чином студент освоює інженерний підхід до проектування досить складних систем.

1. МАТЕМАТИЧНІ МОДЕЛІ ДВІЙКОВОГО КАНАЛУ

Цей розділ має на меті показати вплив параметрів заданого каналу зв'язку на способи побудови і структуру системи передачі даних, що забезпечує задані характеристики. Дискретний канал характеризується швидкістю і вірністю передачі, а також надійністю. Основна увага в даному проекті приділяється забезпеченню вірності передачі в тракці, тому важливо розглянути параметри вірності передачі для дискретного каналу: імовірність помилки в одиничному елементі і розподіл помилок в послідовності символів на виході каналу.

1.1. Розрахунок імовірності помилки при прийомі елемента сигналу

Потрібно розрахувати імовірність p помилки прийому елемента в дискретному каналі, яка характеризує завадостійкість СДЕЗ. Як відомо з теорії прийому дискретних сигналів, завадостійкість СДЕЗ залежить від виду сигналу, завад, діючих в неперервному каналі, і методу прийому.

У завданні на проектування задані:

Швидкість модуляції B , Бод;

Вид модуляції;

Ефективна напруга завади в каналі, $U_{п\text{эф}}$, мВ,;

Рівень потужності сигналу на виході каналу, $P_{с\text{вих}}$, дБ.

Неперервний канал - канал ТЧ.

Метод прийому необхідно вибрати самостійно, використовуючи приведені нижче міркування.

Прийом проводиться поелементно, оскільки більш завадостійкий «прийом в цілому» є дуже складним в реалізації.

Тип завади - флуктуаційна, тобто нормально розподілена, з нульовим середнім значенням і рівномірним енергетичним спектром в межах смуги пропускання неперервного каналу. У реальних каналах звичайно діє одночасно декілька видів завад, тому прийняте допущення зроблене лише з метою полегшити розрахунок.

Найвищу завадостійкість забезпечує оптимальний прийом по критерію мінімальної повної імовірності помилки (оптимальний приймач Котельникова). Такий приймач має так звану *потенційну завадостійкість*, і імовірність помилки в прийомі елемента сигналу визначається наступною формулою

$$p = 0.5 [1 - \Phi(\gamma h)],$$

$$\text{де } \Phi(x) = \frac{2}{\sqrt{2\pi}} \int_0^x e^{-t^2/2} dt \text{ функція Крампа (див. Додаток 1)}$$

коефіцієнт γ в залежності від виду модуляції приймає значення:

$$\gamma = 1/\sqrt{2} \text{ при АМ,}$$

$$\gamma = 1 \text{ при ЧМ,}$$

$$\gamma = \sqrt{2} \text{ при ФМ.}$$

$$h = \sqrt{E/N},$$

E - енергія сигналу,

N - спектральна щільність потужності флуктуаційної завади.

Енергію сигналу розраховуємо, знаючи тривалість елемента сигналу (задана швидкість модуляції B) і рівень потужності сигналу на виході каналу $P_{с\text{вих}}$, дБ = $10 \lg P_{с\text{вих}}/ P_0$ ($P_0 = 1\text{мВт}$).

Спектральну щільність потужності завади визначимо, знаючи її потужність $P_з$ і смугу частот каналу ТЧ: задана ефективна напруга завади в каналі $U_{з\text{эф}}$ і відомий омичний опір каналу ТЧ.

Для визначення імовірності помилки p при оптимальному прийомі сигналу з відносною фазовою модуляцією - ВФМ і двократною ФМ - ДВФМ, можна скористатися наближеними формулами відповідно

$$P_{\text{ВФМ}} = 2 p_{\text{ФМ}} = 1 - \Phi(\sqrt{2} h),$$

$$P_{\text{ДВФМ}} = 1 - \Phi(h)$$

Всі приведені вище формули придатні у разі когерентної обробки або кореляційного прийому, який забезпечується відомою схемою оптимального приймача. Для прийому m - позиційного сигналу в схему входять m каналів - кореляторів, кожний з яких включає перемножувач прийнятого сигналу на i -й зразок сигналу і інтегратор, час інтегрування дорівнює тривалості елемента сигналу. У приймач входить також вирішуюча схема, яка має m входів, до яких підключені виходи m каналів. Схема видає сигнал рішення, відповідний тому з m сигналів - зразків, до якого «ближчий» прийнятий сигнал. З курсу ТЕЗ нам добре відома така схема для випадку $m = 2$, тобто прийому двійкових сигналів.

Такий оптимальний приймач вельми складно реалізувати, що викликано передусім необхідністю мати в приймачі m зразків сигналів на виході даного неперервного каналу (без перешкод!). Це приводить до використання інших, неоптимальних схем приймачів, які на практиці часто забезпечують завадостійкість, досить близьку до потенційної. Так, широко застосовується некогерентний прийом, який не вимагає знання фази несучої частоти сигналу, що приймається. Рішення в цьому випадку приймається на основі аналізу огинаючої прийнятого модульованого сигналу. У літературі (наприклад, [1,2]) є схеми таких приймачів для сигналів з АМ (детектор огинаючої), ЧМ (два канали з детекторами огинаючої), ВФМ (метод порівняння полярності).

Відповідні наближені формули для розрахунку імовірності помилки в цих випадках мають вигляд:

$$P_{\text{АМ}} = 0,5 e^{-q/4}$$

$$P_{\text{ЧМ}} = 0,5 e^{-q/2}$$

$$P_{\text{ВФМ}} = 0,5 e^{-q}$$

$$P_{\text{ДВФМ}} = 0,55 [1 - \Phi(\sqrt{0,6q})],$$

де q - відношення сигнал-завада : $q = U_c/U_z$.

Знаючи рівень сигналу, можна знайти напругу сигналу по формулі:

$$U_c = U_0 * 10^{P_c \text{ вих}/20}, \text{ де } U_0 = 0,775 \text{ В.}$$

Виконавши розрахунок по цих формулах для вибраної схеми прийому, потрібно порівняти імовірність помилки при некогерентному прийомі з потенційною завадостійкістю і зробити відповідний висновок.

1.2 Поняття математичної моделі дискретних каналів

Порівняємо задані імовірність невиявленої помилки $P_{\text{но}}$ на виході системи і імовірність помилки p прийому одиничного елемента (бінарного сигналу) на виході дискретного каналу. Бачимо, що як і в більшості реальних випадків вони істотно відрізняються: p набагато більше необхідної $P_{\text{но}}$. Тому необхідно вжити серйозних заходів для боротьби з помилками і ввести в структуру системи, що проектується, відповідний пристрій захисту від помилок - ПЗП.

Параметри ПЗП визначаються дискретним каналом зв'язку. Для вибору методу захисту, тобто способу побудови ПЗП, і його параметрів, треба знати не тільки усереднену характеристику помилок в дискретному каналі p , але і розподіл помилок у часі. Отримати такий розподіл можна, побудувавши математичну модель - опис дискретного каналу.

Модель дискретного каналу полягає в математичному описі перетворення послідовності символів \vec{B}_i на вході каналу, в послідовність на виході каналу \vec{B}_i^* , де i - номер позиції в послідовності або розряду в кодовій комбінації. При перетворенні символів в дискретному каналі прийнята послідовність елементів повідомлення \vec{B}_i^* відрізняється від переданої \vec{B}_i , і тільки у

відсутності помилок в каналі вони рівні : $\vec{B}_i = \vec{B}_i^*$. У загальному випадку імовірнісні закономірності перетворення $\vec{B}_i \rightarrow \vec{B}_i^*$ дуже складні через складний характер завад в неперервному каналі. У дискретному каналі результат впливу завади можна представити як поелементну суму послідовності \vec{B}_i з послідовністю помилок \vec{E}_i : $\vec{B}_i^* = \vec{B}_i \oplus \vec{E}_i$. У разі двійкового дискретного каналу вхідні і вихідні символи мають лише два значення "0" і "1", сума береться по модулю 2, а символи послідовності помилок приймають значення «0» на безпомилкових позиціях прийнятої послідовності і «1» на позиціях з помилками. Виникаючі помилки можна розрізняти по типу (перехід 1→0 або 0→1) та кратності t . Кратність визначає число помилок t , що доводяться на задане число одиничних елементів (кодову комбінацію) : помилки можуть бути однократними, двократними і т.д.

Оскільки в завданні вказаний спосіб захисту від помилок : блокове кодування циклічним кодом з виявленням помилок і вирішуючий зворотній зв'язок, для оцінки ефективності методу захисту від помилок необхідно визначити $P(t, n)$ - імовірність наявності рівно t помилок в блоці (кодовій комбінації) довжини n , а також $P(\geq 1, n)$ - імовірність помилки будь-якої кратності ($t = 1$ і більш) в блоці довжини n . Імовірність появи помилкової комбінації довжини n визначається як відношення числа спотворених кодових комбінацій $Nc(n)$ до загального числа комбінацій, що передаються $N(n)$:

$$P(\geq 1, n) = \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{Nc(n)}{N(n)}$$

Різноманітність і складний характер завад в неперервному каналі приводить до складних імовірносних закономірностей при описі послідовності помилок в дискретному каналі \vec{E}_i . Такий опис називають *моделлю дискретного каналу*.

При побудові моделі дискретного каналу намагаються задовольнити суперечливі вимоги: з одного боку, модель повинна можливо більш повно відображати реальні умови роботи, а з іншого, бути максимально простою в використанні, тобто не ускладнювати розрахунки і легко «прив'язуватися» до реального каналу. Прагнення до такого компромісу породило величезне число різних моделей.

1.3 Модель дискретного каналу з незалежними помилками

Найбільш широко відома *пуассонова* модель, або модель незалежних помилок, яка вважає, що помилки в сусідніх елементах кодових комбінацій виникають незалежно і не впливають одна на одну. Дискретні канали з такими помилками називаються *каналами без пам'яті*. Ця модель є найбільш привабливою, оскільки вказані вище імовірності описуються простими формулами, відповідними біноміальному розподілу імовірностей:

$$P(t, n) = C_n^t p^t (1-p)^{n-t} \quad (1.1)$$

$$P(t \geq 1, n) = C_n^t p^t (1-p)^{n-t} = 1 - (1-p)^n \approx np \quad (1.2)$$

(наближення вірне, якщо $np \ll 1$).

Для прив'язки цих формул моделі до реального каналу зв'язку потрібно лише визначити коефіцієнт помилок каналу h і прирівняти його p - імовірності помилки в елементі.

1.4 Модель часткового опису дискретного каналу (модель Л.П.Пуртова)

На жаль, найпростіша пуассонова модель надто рідко може використовуватися: в реальних каналах помилки групуються в пакети (пачки). Моделі для опису таких каналів стають складними і різноманітними.

Найпростіша з них модель Гілберта, яка передбачає, що канал може знаходитися в одному з двох станів: «хорошому», коли помилок немає, і «поганому», коли виникає пакет помилок. Стан системи (каналу) визначається на кожному часовому інтервалі - кроці, а перехід з одного стану в інший відбувається покроково. Таким чином, модель Гілберта належить до класу так званих ланцюгів Маркова. Для опису каналу модель вимагає завдання імовірностей переходу з одного стану в інше або збереження попереднього стану, а також імовірності помилки в «поганому» стані. Існує велика кількість моделей, що враховують (з різною мірою деталізації) закономірності утворення пакетів помилок і розподілу помилок всередині і поза пакетами. Вони досить складні, задаються великим числом параметрів, які важко прив'язати до реальних каналів зв'язку, і відповідно мало придатні для інженерних розрахунків.

Виходом з цієї ситуації для інженерів-зв'язківців з'явилися спрощені моделі, що дають частковий опис каналу. За допомогою такої моделі можна визначити залежність $P(t \geq 1, n)$ - імовірності появи помилкової комбінації від її довжини n і $P(\geq t, n)$ - імовірність появи комбінацій довжиною n з t і більше помилками.

Залежність імовірності появи помилкової кодової комбінації від її довжини n визначається наближеною формулою

$$P(\geq 1, n) \approx n^{1-\alpha} p, \quad (1.3)$$

де α - показник групування помилок.

Якщо $\alpha = 0$, то пакетування помилок відсутнє, і появу помилок потрібно вважати незалежною, а формула переходить у відповідну формулу пуассонової моделі:

$$P(\geq 1, n) \approx n^{1-\alpha} p = n p.$$

Найбільше значення α (0,5-0,7) спостерігається в кабельних лініях зв'язку, оскільки короточасні переривання і імпульсні завади приводять до появи пакетів з великою щільністю помилок. У радіорелейних лініях, де нарівні з інтервалами великої щільності помилок спостерігаються інтервали з рідкими помилками, значення α лежить в межах від 0,3 до 0,5. У короткохвильових радіотелеграфних каналах показник групування помилок самий невеликий (0,3 - 0,4).

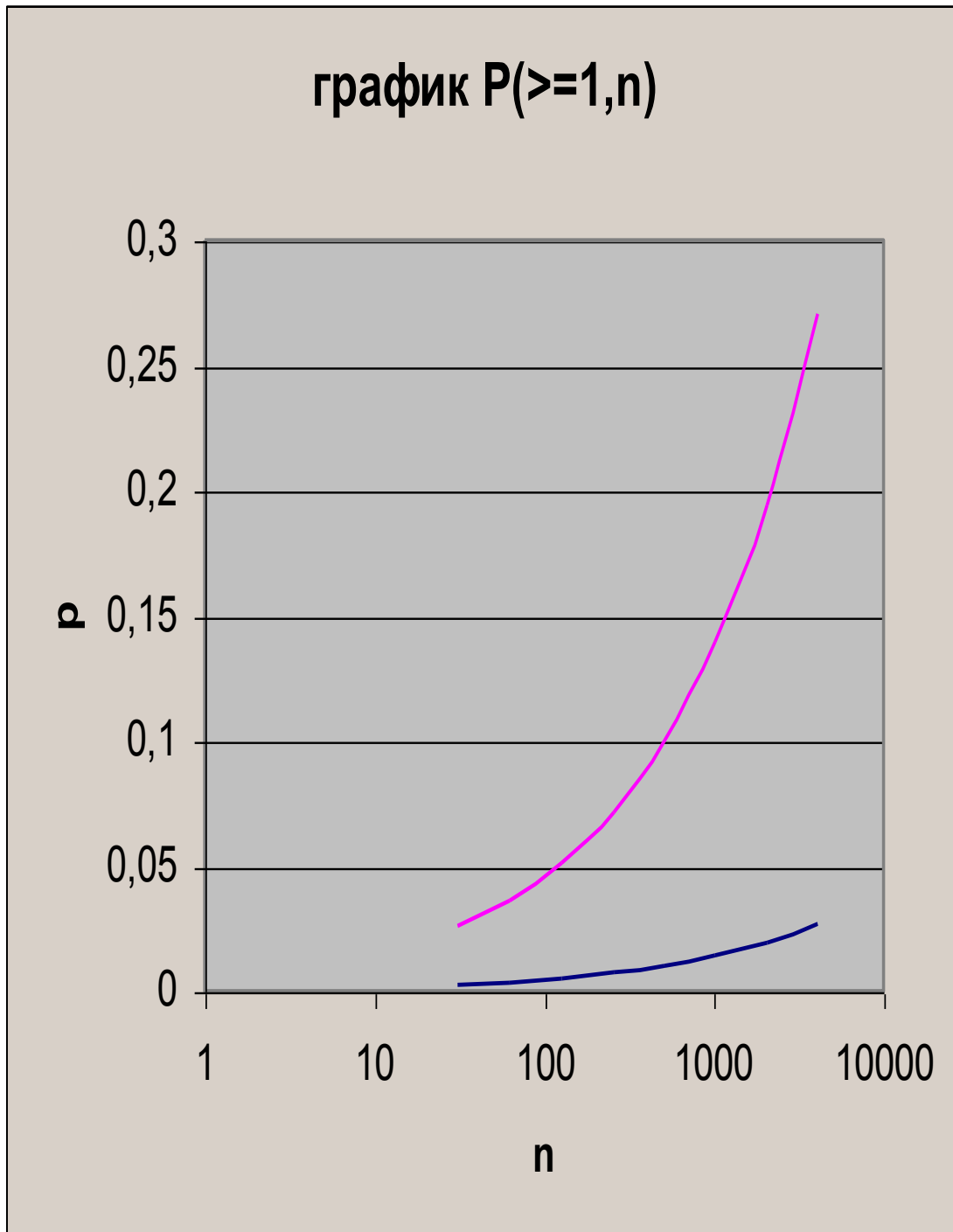
Імовірність $P(\geq 1, n)$ є неубуваючою функцією n . Очевидно, що при $n=1$ $P(\geq 1, n) = p$, а при $n \rightarrow \infty$, імовірність $P(\geq 1, n) \rightarrow 1$.

Для вибору способу захисту від помилок і побудови ПЗП потрібно оцінювати розподіл помилок в комбінаціях різної довжини. Тому нам знадобиться не тільки імовірність появи спотворених комбінацій (хоча б одна помилка), але й імовірність прийому комбінацій довжиною n з t і більше помилками $P(\geq t, n)$. Модель Л.П. Пуртова пропонує формулу, що дозволяє при $t < n/3$, обчислити з достатньою точністю значення $P(\geq t, n)$:

$$P(\geq t, n) \approx \left(\frac{n}{t}\right)^{1-\alpha} * p.$$

Як видно з цих двох формул, модель Л.П. Пуртова дуже проста і легко прив'язується до реально-го каналу, оскільки необхідно визначити, наприклад, виміряти, лише p і α .

Приклади побудованих графіків залежності імовірностей $P(\geq 1, n)$ - криві на рисунку 1.1 - показують зміну $P(\geq 1, n)$ при зростанні n для значень імовірності помилки в елементі p_1 и p_2 . Нижня крива відповідає меншому значенню p .



2. СИСТЕМА З ВЗЗ І НЕПЕРЕРВНОЮ ПЕРЕДАЧЕЮ ІНФОРМАЦІЇ

Використання систем із зворотним зв'язком (ЗЗ) є ефективним і найбільш поширеним методом боротьби з помилками, оскільки при введенні в повідомлення порівняно невеликої надмірності вдається істотно підвищити вірність передачі даних. Введення зворотного зв'язку шляхом організації зворотного каналу фактично робить систему ПД адаптивною: вона отримує можливість враховувати стан каналу зв'язку. При наявності в ньому помилок («поганий» канал) вводиться додаткова надмірність шляхом повторної передачі помилкових блоків (кодових комбінацій).

Розроблені різні алгоритми роботи систем із ЗЗ. У залежності від того, де приймається рішення про повторну передачу помилкових блоків, розрізняють системи з інформаційним зворотним зв'язком (ІЗЗ) і вирішуючим (ВЗЗ). У першому випадку рішення приймає передаюча частина, у другому - приймальна, причому частіше за все для рішення використовується надмірний код з виявленням помилок (наприклад, циклічний).

Найбільш поширені системи з ВЗЗ, причому з двох можливих їх варіантів - з очікуванням (Оч) або неперервною передачею (НП) - звичайно вибирають останній. Він більш ефективний, особливо при великих відстанях передачі, оскільки не витрачають час на очікування сигналів рішення приймача.

Розглянемо алгоритм роботи системи, що рекомендується в завданні – ВЗЗ- НПбл.

У системах з цим алгоритмом передавач передає неперервну послідовність комбінацій тривалості t_k , що надходить від джерела повідомлень ДП, не чекаючи отримання сигналів підтвердження. Приймач видає одержувачу повідомлень ОП вірно прийняті комбінації по мірі їх надходження, а ті комбінації, в яких його вирішуючий пристрій виявляє помилки, витирає і на них дає сигнал перезапиту. При реалізації такої системи виникають труднощі, викликані кінцевим часом поширення по каналах t_p інформаційних комбінацій і сигналів рішення.

При неперервній передачі за час між моментом виявлення помилки і приходом повторюваної кодової комбінації буде прийнято ще M комбінацій

$$M = \langle 1 + (2t_p / t_k) \rangle,$$

де значення виразу в лаганих дужках округляється до більшого цілого.

Оскільки передавач повинен повторювати лише комбінації, на які прийнятий сигнал перезапиту, то внаслідок повторення із запізненням на час $M * t_k$ порядок проходження комбінацій, що видаються до ОП, буде відрізнятися від порядку надходжень кодових комбінацій від ДП. Для відновлення порядку надходження комбінацій в приймачі повинні бути спеціальні пристрої, в тому числі буферний накопичувач БН значної місткості (не менше за iM , де i - число повторень), оскільки можливі багаторазові повторення.

Щоб уникнути ускладнення і здорожчання приймачів, системи з ВЗЗ-НП будують в основному таким чином, що після виявлення помилки приймач витирає комбінацію з помилкою і блокує вхід з каналу на час $T_{бл} = M t_k$. Тоді він не приймає M подальших комбінацій, а передавач по сигналу перезапиту повторює M останніх комбінацій (комбінацію з помилкою і $M - 1$ наступних за нею). Такі системи з ВЗЗ-НП отримали назву систем ВЗЗ-НПбл.

Спрощена структурна схема системи з ВЗЗ-НПбл приведена на рис. 2.1

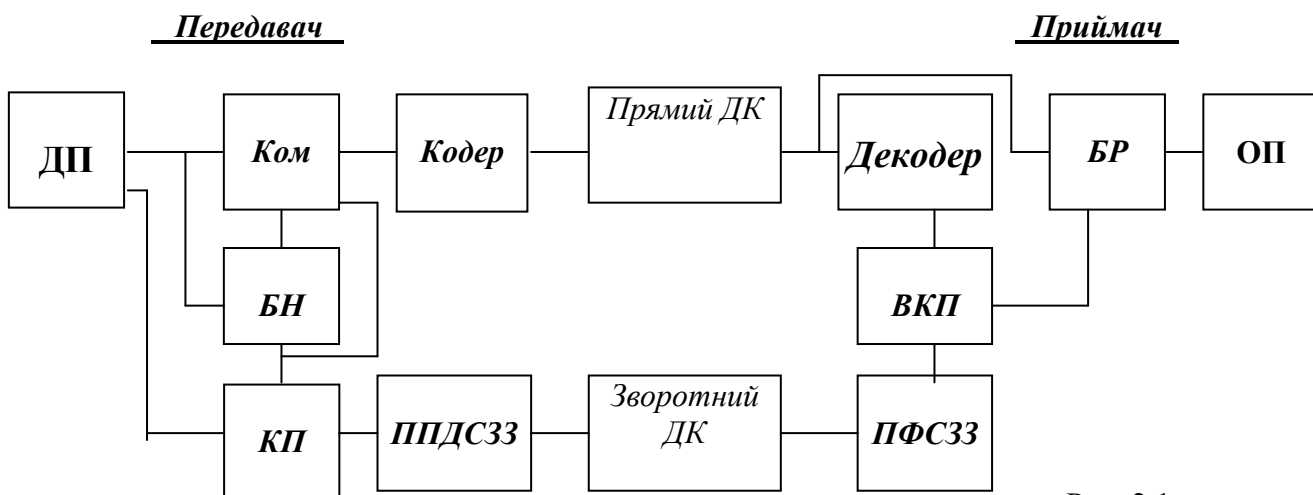


Рис. 2.1

Робота системи з ВЗЗ-НПбл та блоків передавача і приймача може бути описана блок - схемою алгоритму, приведеною на рис 2.2.

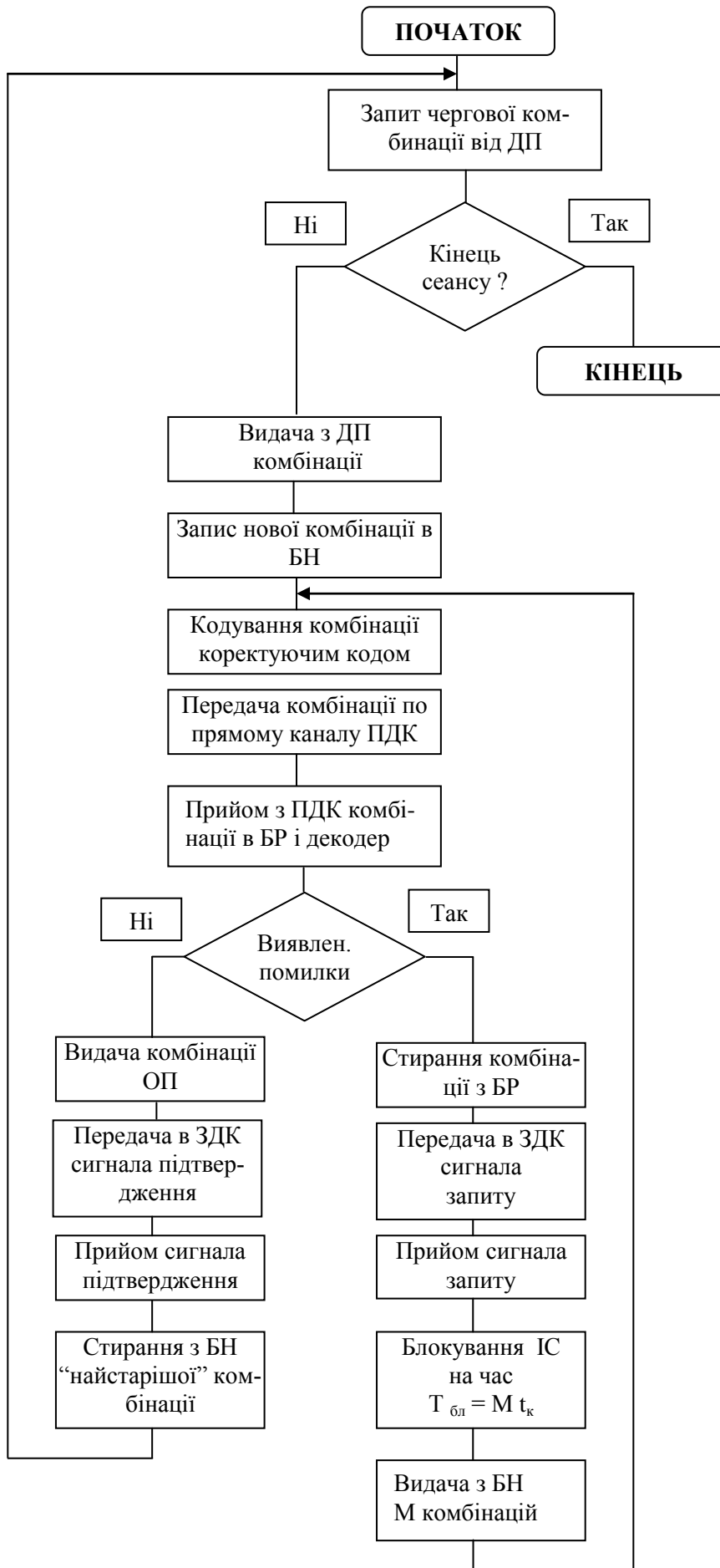


Рис. 2.2

При надходженні від ДП чергової кодової комбінації в *Передавач* відбувається її запис в *буферний накопичувач БН* і кодування завадостійким кодом в *кодері*, куди вона проходить через *комутатор Ком*. Прийнята з *прямого дискретного каналу ПДК* кодова комбінація декодується в *декодері Приймача* і записується в *буферному регістрі БР*. В залежності від результатів декодування *вирішуючий і керуючий пристрій ВКП* ухвалює рішення про видачу кодової комбінації з *БР* одержувачу або про її стирання. Перше з цих рішень приймається у разі відсутності або невиявлення помилок, друге - при виявленні помилок. У першому випадку одночасно з видачею кодової комбінації одержувачу ОП *пристрій формування сигналу зворотного зв'язку ПФСЗЗ* формує сигнал підтвердження, який по *зворотному дискретному каналу ЗДК* передається в *передавач*. Після отримання сигналу підтвердження і його декодування в *пристрої прийому і декодування сигналу зворотного зв'язку ППДСЗЗ керуючий пристрій КП* передавача запитує у джерела ДП наступну кодову комбінацію і процес повторюється. При надходженні нової кодової комбінації раніше передана комбінація в *БН* стирається. В іншому випадку одночасно з рішенням *ВКП* приймача про стирання в *ПФСЗЗ* формується сигнал перезапиту, який по *зворотному каналу* передається в *передавач*. Після отримання і декодування сигналу перезапиту з накопичувача передачі *БН* через *Ком* повторно передається та ж кодова комбінація. Рішення про закінчення сеансу зв'язку приймає джерело повідомлень. З наведеної блок-схеми алгоритму видно, що помилки в зворотному дискретному каналі вважаються відсутніми.

Розглянута система ВЗЗ-НПбл є односторонньою, тобто зворотний канал організується і використовується тільки для передачі сигналів рішення приймача. Так працюють телефонні модеми за рекомендацією МСЕ V.23 і інших.

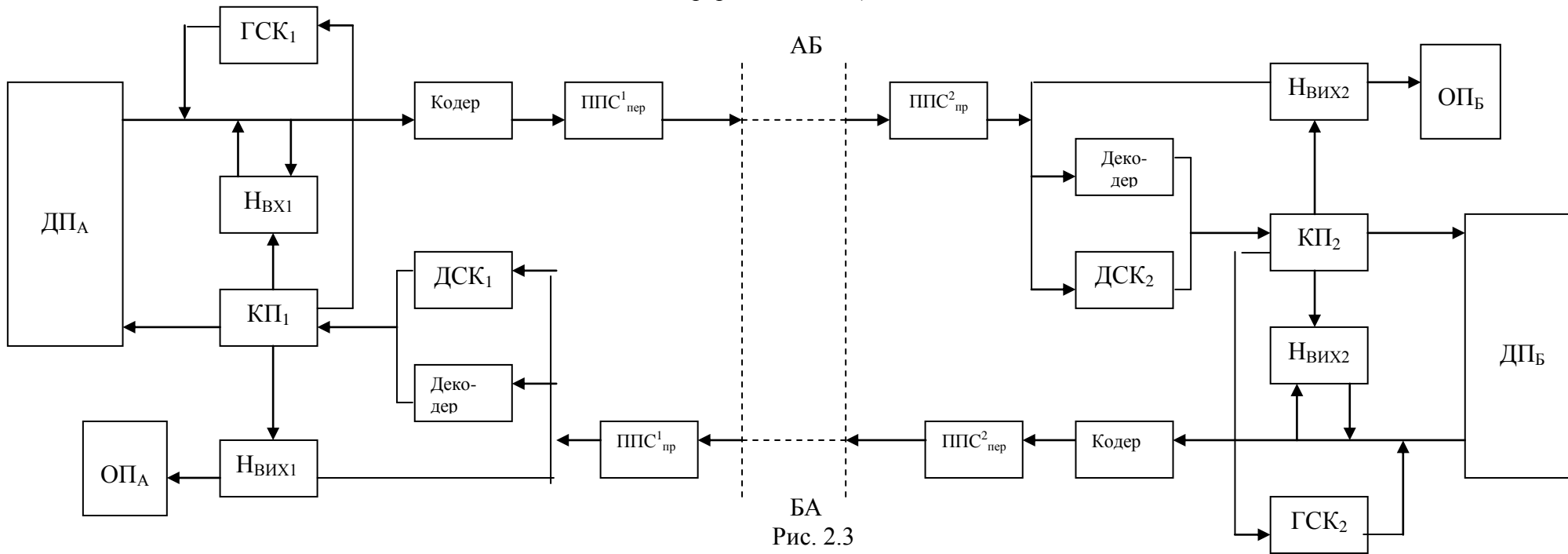
Зворотний канал створюється в межах смуги частот каналу ТЧ методом ЧРК. Сигналами рішення "підтвердження" і "запит" служать двійкові сигнали 1 і 0, що передаються зі швидкістю модуляції 75 Бод. При такій низькій швидкості зворотний канал є вузькосмуговим і досить завадостійким, що підтверджує справедливість наведеного вище припущення про відсутність помилок в ДЗК. Якщо ж в зворотному ДК відбуваються помилки, то це приводить до порушень в послідовності кодових комбінацій - блоків, що видаються одержувачу. При помилковому переході сигналу *підтвердження* в сигнал *запит* відбувається повторна передача і так звана *вставка* додаткових М комбінацій. У протилежному випадку відбувається *випадіння* М комбінацій. Для боротьби з цими спотвореннями інформації вживають спеціальних заходів (циклічна нумерація блоків, навмисне спотворення в останньому розряді блоку, що передається в момент прийому сигналу запиту).

У завданні на проект вказано некомутований телефонний канал зв'язку. Оскільки такі канали мають 4-провідне закінчення, то з метою підвищення ефективності їх використання необхідно будувати систему ПД як дуплексну, що забезпечить передачу інформації одночасно в двох напрямках. Це виявляється можливим завдяки тому, що перезапиту в системі з ВЗЗ-НПбл відбуваються порівняно рідко і переважну частину часу зворотний канал може бути використаний для передачі корисної інформації.

Структурна схема дуплексної системи з ВЗЗ-НПбл представлена на рис.2.3

На відміну від попередньої - симплексної системи тепер на кожній з станцій - Ст. А і Ст. Б знаходяться і джерело і одержувач повідомлень. Сигнали рішення представляються в такому ж вигляді, що і основні повідомлення. Сигнали підтвердження не передаються взагалі, а сигнали запиту кодуються тим же циклічним кодом, що і повідомлення, при цьому формується *комбінація запиту КЗ*. Це зроблено для усунення випадіння при спотворенні *КЗ*, шляхом виявлення помилок в сигналах запиту. *КЗ* передається в загальному потоці з основними повідомленнями.

Непрервный канал (ТЧ)



БА
Рис. 2.3

Робота системи ілюструється часовими діаграмами, представленими на рис. 2.4.

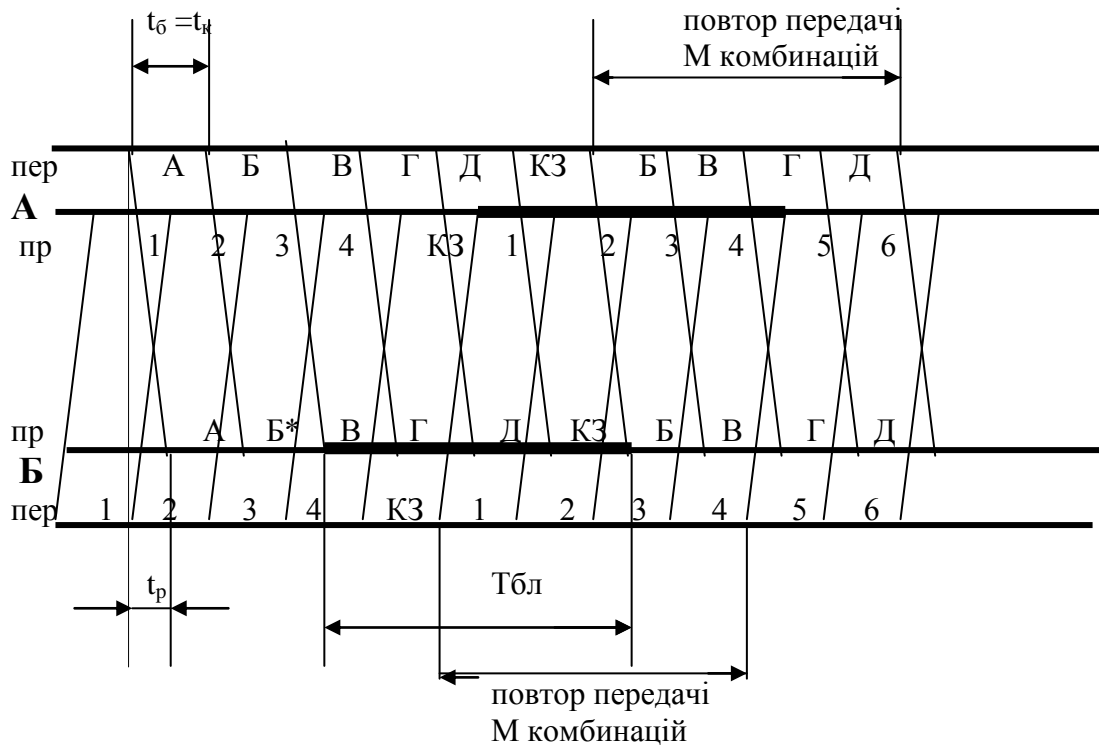


Рис. 2.4

Обмін повідомленнями в такій системі при відсутності помилок в ідентичних дискретних каналах AB і BA відбувається в обох напрямках. Такий режим функціонування системи називають *режимом роботи*.

У цьому режимі передавач Ст. А передає послідовність комбінацій - блоків А, Б, В і т.д., передавач Ст. Б - послідовність блоків 1, 2, 3 і т.д. Тривалість блоку $t_6 = t_k$ визначається його довжиною і швидкістю модуляції, час поширення по каналу - t_p .

Час аналізу прийнятого блоку - комбінації циклічного коду - вважаємо рівним нулю. Тоді момент прийняття рішення співпадає з моментом закінчення прийому блоку. Передача блоку не може перерватися, тому, наприклад, комбінація запиту KZ посиляється із запізненням.

При виникненні помилки в дискретних каналах система переходить в *режим перезапиту*. Припустимо, що як показано на рис. 2.4, сталася помилка при передачі блоку Б. Помилку в прийнятому блоці B^* виявить декодер циклічного коду приймача Ст. Б. При цьому на Ст. Б виконуються наступні дії:

1. витирається з БР приймача блок B^* ;
2. припиняється видача нових блоків від ДП на Ст. Б;
3. блокується приймач Ст. Б на час надходження M подальших блоків - $T_{бл}$,
4. в дискретний канал BA посиляється комбінація запиту KZ ;
5. повторюється передача останніх M блоків, які видаються з $БН$ Ст. Б.

Коли KZ поступить в приймач Ст. А, вона виявиться дешифратором KZ і керуючий пристрій Ст. А виконає дії 2, 3, 4, 5, як і на Ст. Б.

При цьому зі Ст. А в дискретний канал AB посиляється KZ , і система ставиться в режим *подвійного перезапиту*.

Пояснимо його необхідність. Здавалося б, що оскільки в каналі BA не було помилки, немає потреби посилати KZ із Ст. А і повторювати передачу M блоків із Ст. Б. Це ускладнення алго-

ритму роботи і зменшення ефективності використання каналів є наслідком боротьби з помилками при передачі сигналів рішення. Вони по суті є платнею за усунення випадінь і вставок. Розглянемо звичайний односторонній перезапит. Припустимо, що в каналі БА сталася помилка в КЗ, переданої зі Ст. Б: вона перейшла в заборонену комбінацію циклічного коду. Це викличе випадіння M блоків, оскільки блокований приймач Ст. Б, а Ст. А про це не знає. Або якщо виникає помилка - перехід переданого інформаційного блоку в КЗ - він випаде, а на протилежній станції станеться вставка M блоків. А при подвійному перезапиті, посылаючи перед повторними блоками КЗ, станція «попереджає» протилежну про повторну передачу.

Алгоритм роботи дуплексної системи з РОС-НПбл пропонується побудувати самим, використовуючи рис. 2.2, 2.3, 2.4 і пояснення до них.

Побудова часових діаграм

Для побудови часових діаграм, які мають вигляд такий же, як на рис. 2.4, розрахуємо наступні параметри системи:

час поширення сигналу по каналу зв'язку $t_p = L/v$;

тривалість блоку - кодової комбінації з n розрядів $t_\delta = t_\kappa = n * \tau_0 = n/B$

місткість накопичувача передавача M :

$$M = \left\langle 3 + \frac{2tp}{t_\kappa} \right\rangle, \quad (2.1)$$

де L - відстань між кінцевими станціями;

v - швидкість поширення сигналу по каналу зв'язку;

n - довжина кодової комбінації;

$\tau_0 = 1/B$ - тривалість одиничного елемента;

B - швидкість модуляції.

Кутові дужки означають, що значення M округляється до найближчого більшого цілого.

При побудові часових діаграм необхідно витримати масштаб. Синхронізація передачі в обох напрямках відсутня, внаслідок чого взаємне положення блоків, що передаються і що приймаються на одній станції, є випадковим. Найгірше взаємне їх розташування призводить до найбільшої місткості накопичувача, що враховується цифрою «3» в формулі для M . При побудові часових діаграм за індивідуальним даними завдання і випадковому виборі взаємного положення блоків, що передаються і приймаються на одній станції, значення M може вийти меншим.

3 ВИБІР ПАРАМЕТРІВ ЦИКЛІЧНОГО КОДУ У СИСТЕМІ З РОС-НПбл

Вибір параметрів циклічного коду визначається суперечливими вимогами: код повинен забезпечити хорошу корегуючу здатність - виявлення помилок в блоці, тобто задану $R_{но}$, і в той же час максимальну швидкість передачі інформації, тобто мінімально знижувати пропускну спроможність системи ПД.

Найбільший вплив на пропускну спроможність має довжина кодової комбінації n : вона повинна бути вибрана таким чином, щоб забезпечити максимальну пропускну спроможність системи ПД.

Пропускна спроможність C системи ПД є зовнішньою характеристикою системи і визначається кількістю інформації, що видається одержувачу на виході системи за одиницю часу. Вона, природно, не може перевищити C_{max} - пропускну спроможності дискретного каналу зв'язку.

Як відомо, C_{max} визначається швидкістю модуляції B , кодом (основа l), що використовується, і імовірністю помилки p в елементі:

$$C_{max} = B [\log_2 l + p \log_2 p/(l-1) + (1-p) \log_2 (1-p)] \quad (3.1)$$

Для двійкового каналу $l = 2$ і формула (3.1) спрощується:

$$C_{max} = B [1 + p \log_2 p + (1 - p) \log_2 (1 - p)] \quad (3.2)$$

Коли ми будемо систему ПД (або розширений дискретний канал), то використовуємо надмірний корегуючий код і зворотний зв'язок з перезапитом, ми зменшуємо імовірність помилки за рахунок зниження швидкості передачі системи.

Можна указати дві причини зниження пропускної спроможності при використанні вибраного методу підвищення вірності передачі. По-перше, це надмірність коректуючого коду. По-друге, це повторна передача блоків при виникненні помилок в дискретному каналі і перезапиті. Розглянемо вплив обох причин і спробуємо якісно довести існування оптимальної довжини блоку n по критерію максимуму пропускної спроможності системи ПД.

Надмірність коректуючого коду.

Кодова комбінація лінійного (систематичного) коректуючого коду містить n розрядів, з яких k розрядів є інформаційними, а r розрядів - перевірочними: $n = k + r$. Очевидно, що перевірочні розряди не переносять інформації і є надмірними. Відношення $r/n = 1 - k/n$ називають *надмірністю* такого коду, а величину k/n - *швидкістю* коду.

Якщо в системі зв'язку використовуються двійкові сигнали (типу "1" і "0") і кожний одиничний елемент несе не більше одного біта інформації, то між швидкістю передачі інформації C , біт/с і швидкістю модуляції B , Бод існує співвідношення:

$$C = k/n * B. \quad (3.3)$$

Можна ввести поняття *відносної пропускної спроможності* системи ПД

$$R = C/B = k/n \quad (3.4)$$

Таким чином в цьому випадку *відносна пропускна спроможність системи R* дорівнює *швидкості коду*.

Очевидно, що чим менше число перевірочних розрядів r , тим більше відношення k/n наближається до 1, і тим менше відрізняється C від B , тобто тим вища пропускна спроможність системи ПД.

Відомо також, що для циклічних кодів з мінімальною кодовою відстанню $d_0 = 3$ справедливе співвідношення (межа Гільберта):

$$r \geq \log_2 (n+1) \quad (3.5)$$

З точки зору внесення мінімальної надмірності вигідно вибирати довгі кодові комбінації, оскільки із збільшенням n і k число перевірочних розрядів r збільшується повільно.

В результаті відносна пропускна спроможність R збільшується, прагнучи до 1, при збільшенні n .

Виникнення помилок.

Розглянемо другу причину зменшення R . До цих пір ми не враховували дії завад в реальних каналах зв'язку, що приводять до появи помилок в прийнятих кодових комбінаціях. Як було розглянуто раніше, при виявленні помилки декодуючим пристроєм в системах з ВЗЗ проводиться перезапит групи кодових комбінацій. Під час перезапиту корисна інформація не передається, тому швидкість передачі інформації (на виході системи) падає до нуля.

У цьому випадку відносна пропускна спроможність враховує не тільки надмірність коду, але і втрати часу на перезапити, що може бути описано виразом

$$R = C/B = k/n M_{сер}, \quad (3.6)$$

де $M_{сер}$ - середня кількість блоків, переданих по каналу, що доводяться на один блок, виданий одержувачу.

Визначимо величину $M_{сер}$ як математичне очікування випадкової величини m . Ця величина показує, скільки блоків треба передати в дискретний канал, щоб одержувачу був виданий один блок без помилок. Кажучи точніше, декодером приймача в такому блоці помилок не повинно бути виявлено.

Очевидно, що R збільшується, якщо буде зменшуватись $M_{сер}$, а для цього треба зменшити кількість і тривалість перезапиту, тобто брати якомога меншу довжину блока n .

Зі співставлення першого і другого розглянутих факторів наочно впливає існування оптимальної довжини блоку $n = n_{опт}$, при якому R досягає максимуму $R_{макс}$.

Розглянемо тепер, як оптимізувати вибір довжини блоку n по критерію максимуму пропускної спроможності системи ПД. Є два варіанти прийому блоку. Перший - помилка не виявлена, імовірність такої події рівна $P_{нп} + P_{нр}$, де $P_{нр}$ - імовірність правильного (безпомилкового) прийому блоку, а $P_{нп}$ - імовірність невиявленої помилки (декодер пропускає помилку в помилковому блоці). У цьому випадку для видачі одержувачу одного блоку треба передати по каналу один блок: $m = 1$. Другий варіант - помилка виявлена, відбувається перезапиту з імовірністю $P_{пер}$. Тепер по каналу передаються комбінація запиту і M блоків з накопичувача передавача, тобто $m = M + 1$. Таким чином отримуємо формулу

$$M_{сер} = (P_{нп} + P_{нр}) * 1 + P_{пер} * (M + 1) \quad (3.7)$$

З урахуванням того, що $P_{нп} + P_{нр} \approx 1$, перетворюємо (3.7):

$$M_{сер} \approx 1 + P_{пер} * (M + 1) \quad (3.8)$$

Підставимо $M_{сер}$ у вираз (3.4):

$$R \approx k/n [1 + P_{пер} * (M + 1)] \quad (3.9)$$

Враховуючи, що при малих імовірностях помилки в каналі зв'язку ($p < 0.005$) імовірність $P_{пер}$ також мала, можна вважати, що:

$$R \approx k [1 - P_{пер} * (M + 1)] / n \quad (3.10)$$

Отриманий вираз проаналізуємо якісно: він складається з двох співмножників, кожний з яких відображає вплив на пропускну спроможність одного з чинників. Перший - k/n - надмірність коректуючого циклічного коду, вище було показано, що із зростанням n росте і R . Другий - вираз в квадратних дужках - перезапиту при помилці в прийнятому блоці. У розділі 1 показано, що з подовженням блоку росте імовірність помилки в блоці, тобто $P_{пер} = P(t \geq 1, n)$, і відповідно меншає вираз в квадратних дужках і R . Таким чином ми ще раз показали, що існує оптимальне значення $n = n_{опт}$, при якому R досягає максимуму $R_{макс}$.

Тепер перейдемо до кількісного аналізу і необхідного розрахунку значень $n_{опт}$ і $R_{макс}$, для чого потрібно підставити вирази для імовірності перезапиту $P_{пер}$ (розділ 1) і ємності накопичувача M (розділ 2), розкрити їх і отримати необхідні для розрахунку формули.

При незалежних помилках в каналі зв'язку, оскільки $p \ll 1$, імовірність перезапиту $P_{пер} \approx np$. Тоді після підстановок отримаємо

$$R \approx k [1 - P_{ош} (4n + 2LB/v)] / n \quad (3.11)$$

При $p = 0$ формула (3.9) перетворюється в формулу (3.4).

У разі залежних помилок в каналі зв'язку (при пакетуванні помилок) виведення розрахунку

кової формули для R істотно ускладнюється. Можна використати розглянуту в розділі 1 спрощену модель Л.П.Пуртова для розподілу помилок дискретного каналу.

Опускаючи громіздкі перетворення, запишемо остаточні формули для розрахунку пропускної спроможності R

$$R = \{1 - 3.32/n [(1-\alpha) \cdot \lg n/d_0 - 1 + \lg p - \lg P_{no}]\} \cdot [1 - p \cdot n \cdot (4 + 2LB/vn)] \quad (3.12)$$

і числа перевірочних розрядів r

$$r = 3,32 \cdot [(1-\alpha) \cdot \lg \frac{n}{d-1} + \lg P_o - \lg P_n] \quad (3.13)$$

Розраховані для прикладу значення зведемо в таблицю

R	n	r	k
0,668	31	10	21
0,817	63	10	53
0,89	127	11	116
0,924	255	11	244
0,935	511	12	499
0,93	1023	12	1011
0,915	2047	12	2035
0,887	4095	13	4082

З розрахунків видно, що найбільшу пропускну спроможність $R=0,935$ забезпечує циклічний код з параметрами $n=511$, $r=14$, $k=497$. Утворюючий поліном коду знаходять по таблиці (Додаток 2) поліномів. Тепер для $n=511$ можна побудувати розподіл імовірностей кратності помилок :

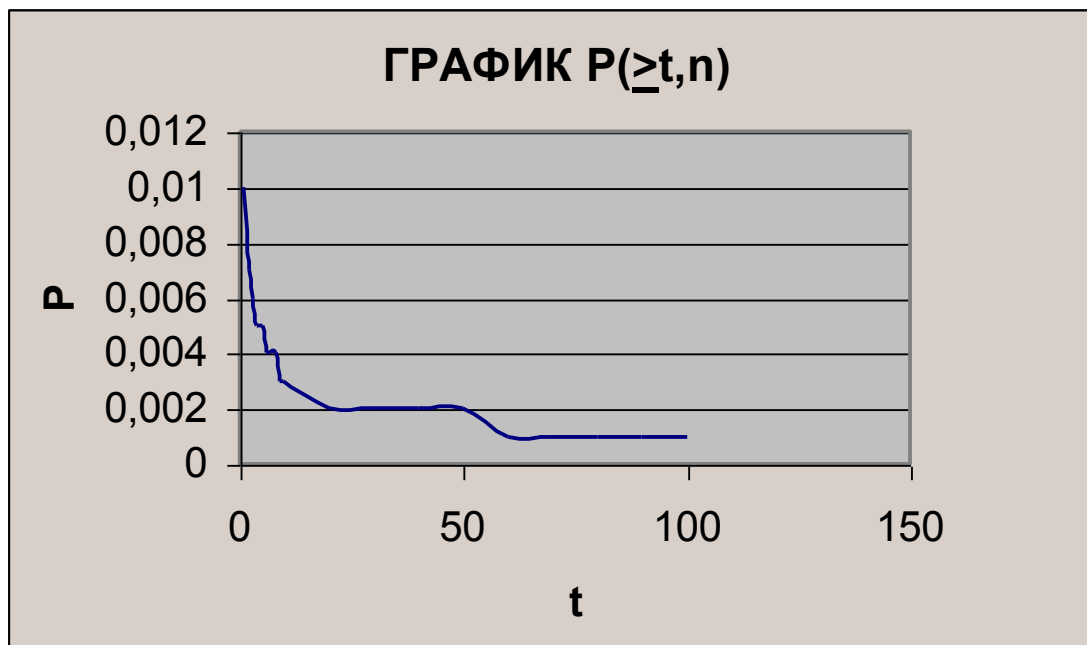


Рис. 3.2

4. ПОБУДОВА СТРУКТУРНОЇ СХЕМИ КОДЕРА І ДЕКОДЕРА ЦИКЛІЧНОГО КОДУ.

4.1. Принципи побудови пристроїв кодування і декодування циклічного коду.

Для побудови пристроїв кодування і декодування циклічного коду необхідно пригадати *алгоритм кодування і декодування*. При кодуванні будь-яким систематичним лінійним кодом до заданих k інформаційних розрядів необхідно додати r перевірочних. У разі циклічного коду утворена таким чином n розрядна комбінація може бути представлена у вигляді полінома $F(x)$ степеня $n-1$, який повинен без залишку ділитися на утворюючий поліном $g(x)$ степеня r .

Щоб виконати цю вимогу, початкові k інформаційних розрядів також представляють у вигляді полінома $K(x)$ степеня $k-1$ і множать його на x^r . Тепер ділене $K(x) * x^r$ ділять на утворюючий поліном $g(x)$ і отриманий залишок $R(x)$ складають по модулю 2 з ділимим $K(x) * x^r$.

У результаті формується шукана комбінація циклічного коду

$$F(x) = K(x) * x^r + R(x)$$

Декодування з виявленням помилок полягає в простому діленні прийнятої з каналу комбінації $F'(x)$ на утворюючий поліном $g(x)$ і визначенні залишку - синдрому помилки $S(x)$. Якщо $S(x) = 0$, помилок немає, якщо $S(x) \neq 0$, тобто залишок ненульовий - прийнята комбінація з помилками.

З цього короткого опису видно, що основною операцією, яку треба виконати як при кодуванні, так і при декодуванні, є ділення полінома на поліном. Реалізувати цю операцію можна за допомогою схеми логічного регістра або зсуваючого регістра з логічним зворотним зв'язком, званого також багатотактним лінійним фільтром. Його структура задається видом дільника - утворюючого полінома $g(x)$ степеня r : регістр складається з r елементів пам'яті, суматорів по модулю 2 і зв'язків, відповідних ненульовим членам $g(x)$. Кількість суматорів на одиницю менше числа ненульових членів $g(x)$. Ділене - кодова комбінація - вводиться в регістр послідовно, починаючи зі старших розрядів, і коли введення закінчиться - в регістрі буде записаний залишок від ділення.

Розглянемо детальніше побудову і роботу такого регістра на прикладі. Нехай заданий циклічний код (7,4) з утворюючим поліномом степеня $r=3$: $g(x) = x^3 + x^2 + 1$. Схема регістра ділення приведена на рис. 4.1. Вона складається з трьох елементів пам'яті і двох суматорів по модулю 2. Суматори встановлюються перед елементами пам'яті, відповідними ненульовим членам $g(x)$: перед коміркою 1 (для $x^0 = 1$) і перед коміркою 3 (для x^2).

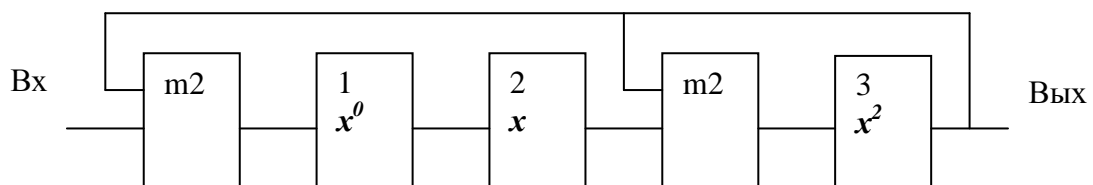


Рис. 4.1

Закодуємо комбінацію з чотирьох інформаційних розрядів, наприклад, 1011. Їй відповідає поліном $K(x) = x^3 + x + 1$. У відповідності з вищевказаним алгоритмом помножимо $K(x) * x^3 = x^6 + x^4 + x^3$ і будемо ділити "в стовпчик" на утворюючий поліном $g(x) = x^3 + x^2 + 1$. Таке ділення не відрізняється від звичайного, арифметичного, за винятком того, що віднімання на кожному кроці ділення замінюється порозрядним (без перенесення) складанням по модулю 2.

Ці операції можна виконати в звичайному вигляді: початкова комбінація - 1011, після множення - 1011000, утворюючий поліном в звичайному вигляді 1101. Ділимо 1011000 : 1101 «в стовпчик» за вищезгаданими правилами.

Роботу схеми ділення (рис. 4.1) легко зрозуміти, зіставляючи кожний крок (такт) її роботи з кроками ділення «в стовпчик». У початковому положенні всі елементи пам'яті регістра знаходяться в стані «0». Тому на верхні (на рисунку) входи суматорів поступає «0» і вони просто пропускають сигнали з нижніх входів. Схема працює при цьому як звичайний зсувний (послідовний) регістр, керований не показаними на рисунку тактовими імпульсами. На її вхід поступає комбінація діленого 1011000, починаючи зі старших розрядів. Через 3 такти в регістрі будуть записані три старших розряди діленого, причому «1» старшого розряду виявиться в третій комірці. На наступному такті на вхід подається четвертий розряд діленого, а «1» старшого розряду «виштовхується» на вихід. При цьому вона поступає на верхні входи суматорів, а на нижні входи поступають одиниця і нуль, відмічена курсивом в комбінації діленого. Результат складання записується в комірці з номерами відповідно 3 і 1. Ці дії еквівалентні першому кроку ділення «в стовпчик», коли до чотирьох старших розрядів діленого додають по модулю 2 утворюючий поліном, і утвориться перший «залишок». Тепер стає зрозуміло, чому суматори встановлюються *перед* елементами пам'яті, відповідними ненульовим членам утворюючого полінома: це забезпечує складання по модулю 2 старших розрядів діленого з утворюючим поліномом. Може викликати питання, чому в схемі відсутній третій суматор і четвертий елемент пам'яті, відповідні старшій одиниці утворюючого полінома. Це усуває «надмірність» в схемі, оскільки при діленні «в стовпчик» на кожному кроці в старшому розряді завжди складаються дві одиниці, так що не потрібен суматор, а їх сума всякий раз дає нуль, який не треба запам'ятовувати.)*

Введення в регістр подальших розрядів еквівалентне «зносу» цифр ділимого при діленні «в стовпчик». У результаті на $n = 7$ - му такті в регістрі буде записаний останній, тобто шуканий, залишок.

Тепер легко побудувати структурну схему кодера (рис. 4.2)



Рис. 4.2

На вхід кодера поступає k розрядна інформаційна кодова комбінація, що супроводиться r нулями. У *регістрі ділення* протягом n тактів формується залишок - r перевірочних розрядів. Одночасно через *регістр затримки* і *комутатор* k інформаційних розрядів поступають на вихід, а услід за ними через комутатор на вихід поступають перевірочні розряди. Якби k - розрядна інформаційна кодова комбінація поступала прямо на вихід, то перевірочні розряди - лише через r тактів після неї, оскільки вони формуються протягом $n = k + r$ тактів. Затримка на r тактів, здійснювана в *регістрі затримки*, необхідна, щоб усунути розрив в r тактів. Існує ще один варіант кодера, заснований на іншій схемі *регістра ділення* (рис. 4.3).

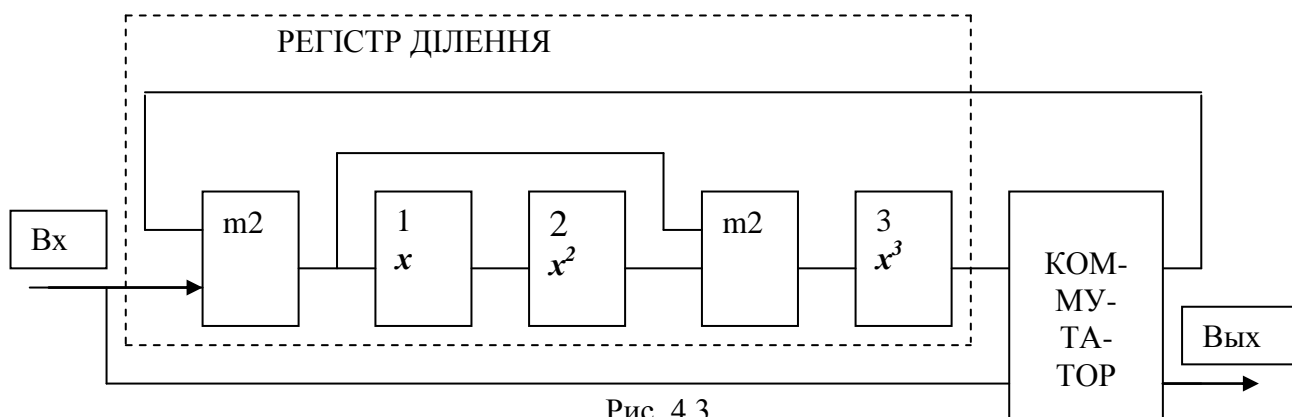


Рис. 4.3

Якщо в попередньому випадку ділення фактично починалось через r тактів після початку введення діленого в регістр, коли одиниця старшого розряду досягала виходу, то тепер ділення починається з першого ж такту. Зверніть увагу, що в цьому варіанті суматори встановлюються після комірок, що відповідають ненульовим членам утворюючого поліному.

Схема декодера залежить від призначення циклічного коду: якщо код здатний виправляти помилки, то декодер складається з *регістра ділення, дешифратора помилок, буферного регістра і пристрою виправлення. Дешифратор помилок* фіксує вид залишку - синдрому помилки $S(x)$, в буферному *регістрі* зберігається прийнята комбінація, а *пристрій виправлення* провадить в ній корекцію помилок за видом синдрому $S(x)$.

Якщо ж код, як в нашому випадку, призначений лише для виявлення помилок, то декодер складається з *регістра ділення і детектора помилки*, який при ненульовому залишку - синдромі $S(x)$ видає сигнал про наявність помилки в комбінації.

4.2. Приклад практичної схеми кодера циклічного коду

Розглянемо приклад практичної схеми кодера для циклічного коду ($n=63, k=56$) з утворюючим поліномом $g(x) = x^7 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$.

Кодер містить *регістр ділення*, побудований по другому варіанту ділення (рис. 4.3), *керуючий пристрій* і *комутатор*. Схема кодера приведена на рис. 4.4. Як *керуючий пристрій* служать **RS** *тригер* і не показані на рисунку *розподільник передачі* і *генератор тактових імпульсів*.

Робота схеми відбувається протягом циклу, що складається з $n = 63$ тактів, в двох послідовних режимах. Перший режим роботи кодера триває $k = 56$ тактів, другий - $r = 7$ тактів.

У першому режимі схема працює таким чином. На першому такті циклу *розподільник передачі* імпульсом «1-й такт» встановлює **RS** - *тригер* T в стан «1». Сигнал з його прямого виходу відкриває ключі **Кл1** і **Кл3** (логічні схеми $I1$ і $I3$) комутатори.

Через відкритий ключ **Кл1** k - розрядна інформаційна група поступає з входу прямо на вихід кодера, в канал зв'язку, а через відкритий ключ **Кл3** вона поступає на *регістр ділення*. *Здесь* проводиться ділення многочлена $K(x) \cdot x^r$ на $g(x)$ з метою отримання залишку. Ділення здійснюється багатотактним фільтром, схема якого описана вище. Число комірок дорівнює числу перевірочних розрядів $r = 7$ (ступеня породжуючого полінома), число суматорів - числу ненульових членів $g(x)$ мінус *одиниця*. У нашому випадку число суматорів дорівнює чотирьом. Оскільки всі поліноми, що не приводяться, мають член $x^0=1$, то відповідний цьому члену суматор встановлений перед **Кл3** (схемою $I3$). Починаючи зі старшого розряду k - розрядна інформаційна група подається в регістр ділення і *просувається* по його осередках за допомогою тактових імпульсів, що поступають від генератора *тактових імпульсів* (на рисунку не показані). Після k тактів в комірках регістра ділення виявиться записаним залишок від ділення $R(x)$.

Другий режим починається на 57 такті. При впливі $k + 1 = 57$ -го тактового імпульсу від *розподільника* тригер T змінює свій стан: на інверсному виході з'являється сигнал "1", а на прямому - "0". Ключі **Кл1** і **Кл3** закриваються, а ключ **Кл2** (схема $I2$) - відкривається. За $r = 7$ тактів, що залишилися, елементи залишку від ділення (перевірочна група) прочитуються з регістра ділення через **Кл2** на вихід кодера, також починаючи зі старшого розряду.

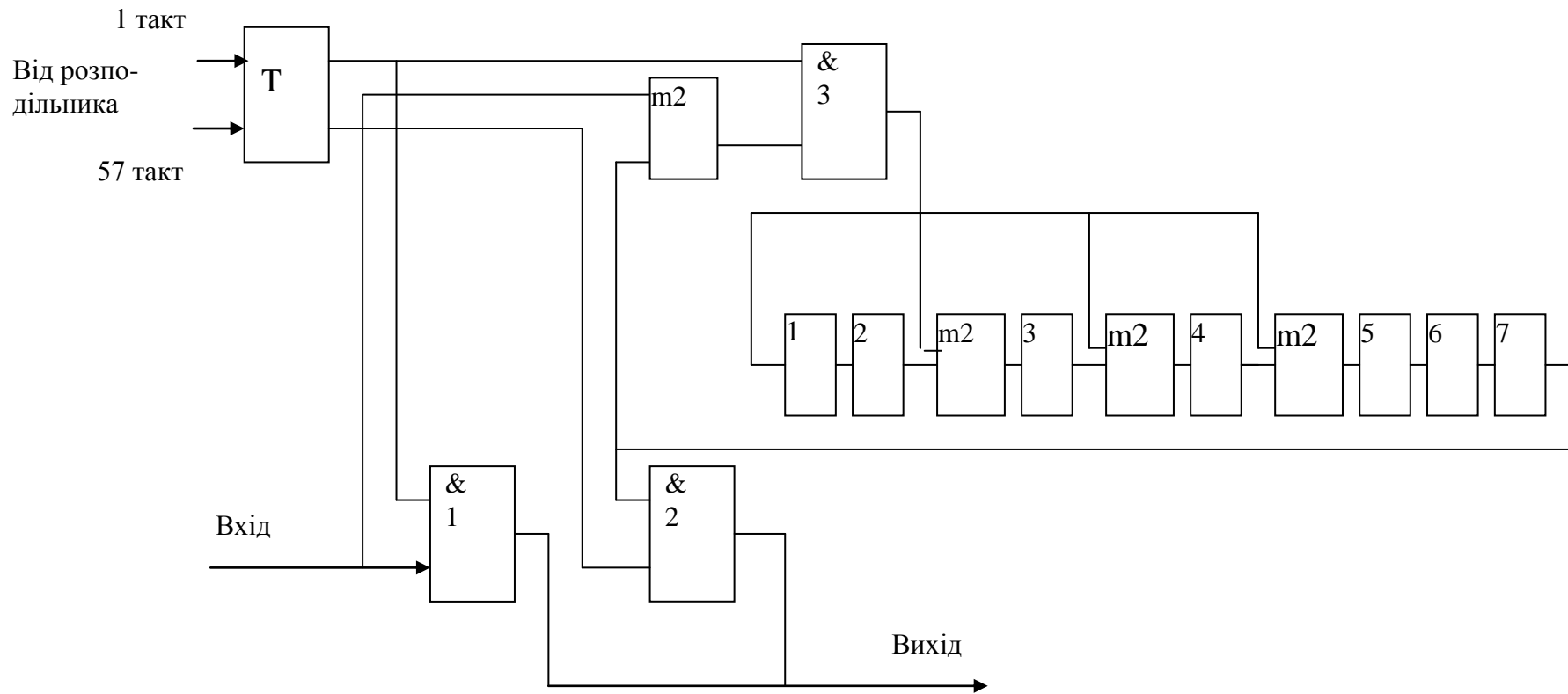


Рис. 4.4

4.3. Приклад практичної схеми декодера циклічного коду

Розглянемо приклад практичної схеми декодера для того ж циклічного коду ($n=63$, $k=56$) з утворюючим поліномом $g(x) = x^7 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$.

Оскільки код призначений для виявлення помилок, основними елементами декодера є *регістр ділення* і *детектор помилки*. *Регістр ділення* протягом $n=63$ тактів проводить ділення прийнятої комбінації на утворюючий поліном $g(x)$, а *детектор помилки* визначає вид залишку, що вийшов при цьому і при ненульовому залишку - синдромі $S(x) \neq 0$ видає сигнал про наявність помилки в комбінації. Практична схема декодера забезпечує також запис інформаційної частини прийнятої комбінації, а потім - видачу її одержувачу при нульовому залишку або її стирання при ненульовому залишку. Для цього в схему декодера входять *буферний регістр*, *керуючий пристрій* і *комутатор*.

Схема декодера приведена на рис. 4.5. *Регістр ділення* побудований по другому варіанту розподілу (рис. 4.3) і повністю аналогічний *регістру ділення* кодера (рис. 4.3). *Детектор помилки* являє собою логічну схему «АБО», входи якої підключені до виходів всіх $r = 7$ елементів пам'яті *регістра розподілу*. *Буферний регістр* являє собою послідовний сдвиговий регістр. Його $k = 56$ комірок пов'язані через логічні схеми «НІ», що пропускають сигнали тільки при наявності «0» на заборонному (інверсному) вході. Як *керуючий пристрій* служать *RS триггер* і не показані на малюнку *розподільник передачі* і *генератор тактових імпульсів*. *Комутатор* складається з двох ключів *Кл1* і *Кл2* (логічні схеми «І»).

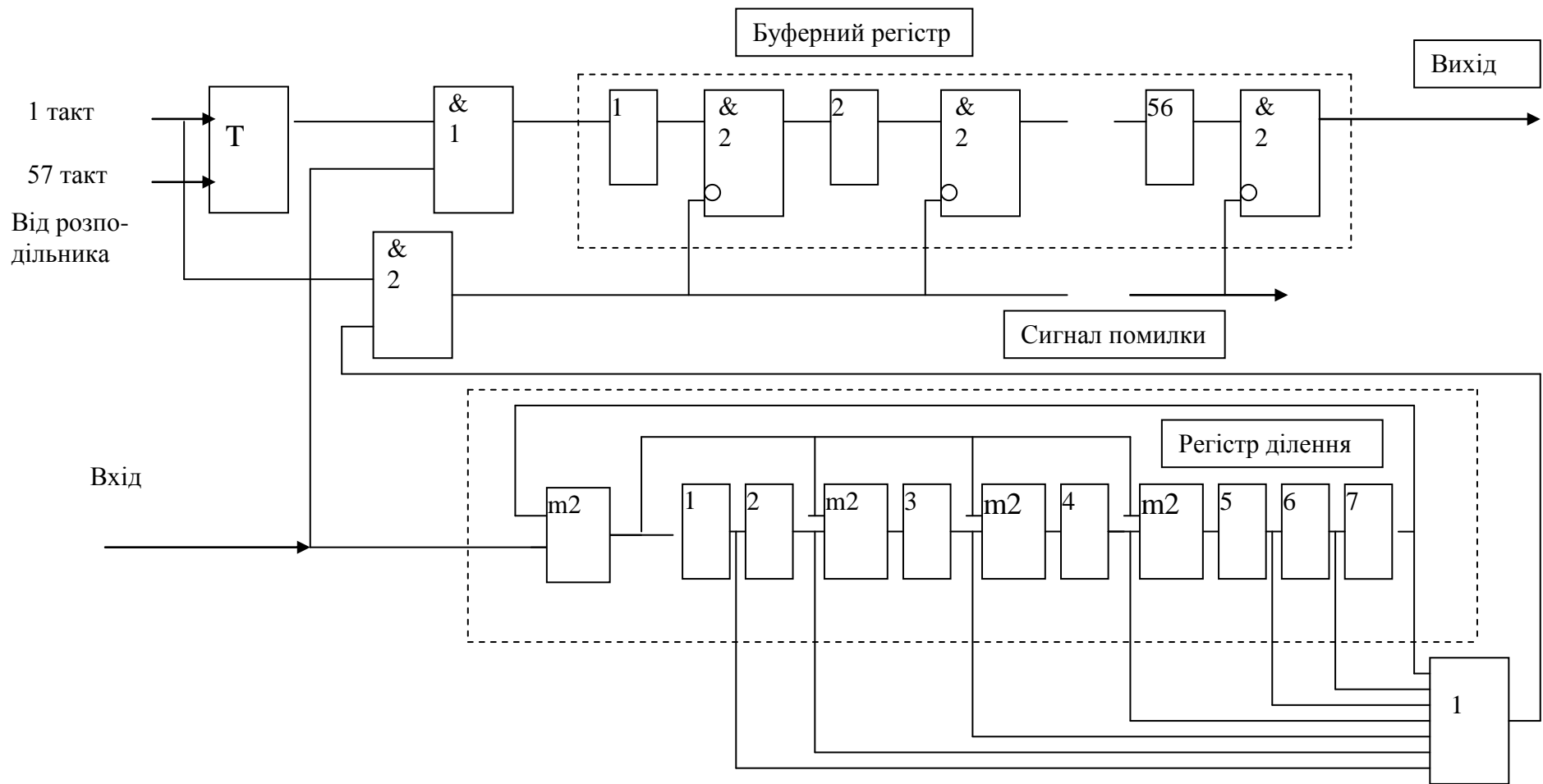


Рис. 4.5

5. СТРУКТУРНА СХЕМА МОДЕМУ - ПРИСТРОЮ ПЕРЕТВОРЕННЯ СИГНАЛІВ

5.1. Призначення та узагальнена структура пристрою перетворення сигналів.

Термін «*модем*» означає буквально модулятор - демодулятор, тобто визначає приймальну і передаючу частину апаратури, яка на відомій структурній схемі системи передачі даних позначається як ППС - пристрій перетворення сигналів. З іншого боку, так називають сучасний телефонний *модем*, який широко поширений в комп'ютерних мережах. Він включає не тільки ППС, але і пристрій захисту від помилок ПЗП, а також інші пристрої, які виконують різні додаткові функції, наприклад, стиснення повідомлень джерела, автоматичне встановлення з'єднання, тестування каналу зв'язку і інш. Фактично сучасний телефонний модем є апаратурою передачі даних, яка складається з ППС і ПЗП.

Розглядаючи структурну схему пристрою перетворення сигналів, потрібно точно представляти його призначення. Основна задача ППС на передачі - сформувати лінійний сигнал, який по спектральних і інших своїх параметрах добре узгодиться з параметрами неперервного каналу зв'язку, що забезпечує хороше проходження сигналу по каналу. На прийомі ППС повинен здійснити найкращий (близький до оптимального) прийом елементів сигналу, наприклад, на кожному тактовому інтервалі потрібно ухвалити рішення: «1» або «0» з мінімальною імовірністю помилки p . При цьому, крім основних операцій (модуляція - демодуляція), ППС повинен зробити ще цілий ряд додаткових - корекцію, фільтрацію, синхронізацію і інш.

Розглянемо узагальнену спрощену структурну схему пристрою перетворення сигналів ППС (рис. 5.1). На ній представлені не тільки основні, але і деякі додаткові елементи, які в конкретних прикладах ППС можуть бути відсутні.

На вхід передаючої частини ППС поступає сигнал даних у вигляді двійкової послідовності «1» і «0». Сигнал даних може формуватися в кодері пристрою захисту від помилок ПЗП (завадостійкий код) або в кінцевому обладнанні даних КОД, що входить до складу абонентського пункту передачі даних (при відсутності ПЗП - первинний код). На вході передавача і виході приймача ППС включені С2 - *вузли сполучення* ППС з КОД (з ПЗП), виконані по стандартному інтерфейсу «стик С2». До сигналів стику відносяться сигнали даних, синхронізації і управління. Сигнали даних мають вигляд послідовності двополярних імпульсів прямокутної форми. Синхронізуючі коливання мають вигляд коротких імпульсів, частота проходження яких дорівнює швидкості передачі даних. Сигнали управління можуть приймати значення «включено» і «вимкнено». На виході передавача і вході приймача розташовані *вузли сполучення* з каналом зв'язку (стандарт «стик С1»). Для С1 регламентуються вхідні і вихідні опори, рівень сигналу, можливі межі регулювання вихідного рівня в передавачі і допустимі зміни вхідного рівня приймача.

На схемі показаний один з додаткових вузлів пристрою перетворення сигналів *скремблер* Ск. Він може також знаходитися в пристрої захисту від помилок ПЗП або взагалі бути відсутнім в складі абонентського пункту ПД. Його задача - надати послідовності даних (незалежно від їх структури) в каналі вигляд, близький до випадкового. Операція скремблювання створює в каналі псевдовипадкову послідовність символів «0» і «1», що потрібно для правильної роботи системи синхронізації по тактах, оскільки практично виключаються довгі серії однополярних сигналів даних. Іншою задачею, яку іноді покладають на скремблювання, є захист інформації внаслідок шифрування. У приймач відповідно входить *дескремблер* ДСк, що здійснює зворотне перетворення сигналу даних. Очевидно, що необхідна точна синхронізація обох перетворювачів передавача і приймача, тобто скремблера і дескремблера.

Тепер розглянемо основний вузол ППС передавача - власне *Модулятор*. Мета модуляції - перенести частотний спектр початкового сигналу даних (а точніше його основну енергію) в смугу частот, які добре передаються неперервним каналом зв'язку. Для цього початковий модулюючий сигнал міняє деякі параметри несучого сигналу - гармонічного коливання несучої частоти. Модуляція може бути представлена математично як перемноження низькочастотного модулюючого сигналу на несуче коливання. У частотній області цьому відповідає формування

Узагальнена структурна схема модему

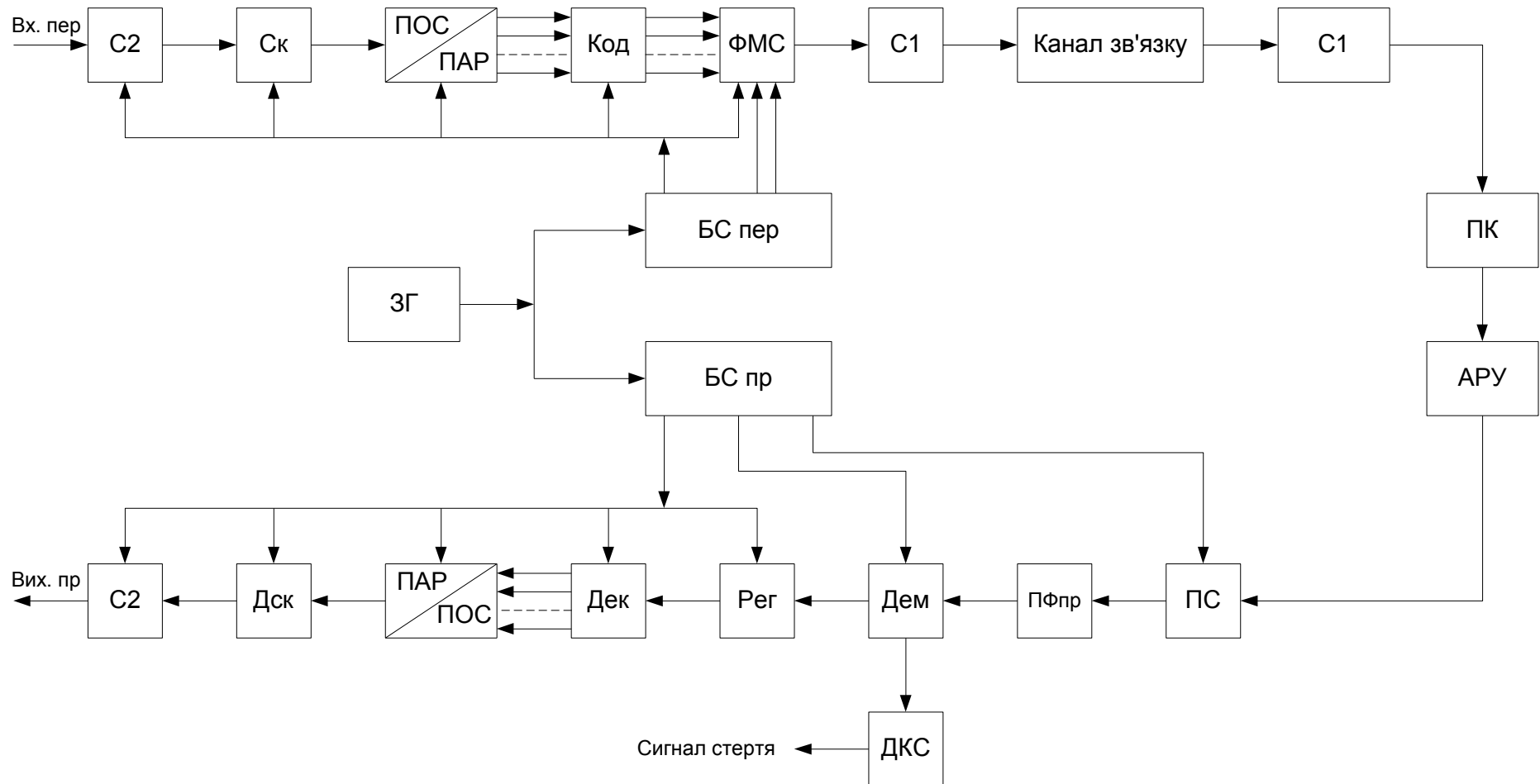


Рис. 5.1

спектра модульованого сигналу шляхом перенесення спектра модулюючого сигналу на несучу частоту, в смугу частот каналу зв'язку. Структура модулятора залежить від вибраного виду модуляції. Найбільш складною є багатократна модуляція з числом інформаційних позицій $m > 2$, наприклад багатозапазна ФМ, комбінована амплітудно-фазова модуляція АФМ або квадратурна амплітудна модуляція КАМ. Загальна структура такого модулятора приведена на схемі рис 5.1. Вона реалізує наступний принцип. Послідовність елементів двійкового коду даних, що передаються, розбивається на комбінації, які представляються далі паралельним кодом. Потім кожному значенню такої комбінації ставиться у відповідність значення лінійного сигналу, що передається в канал і має необхідний спектр. Число розрядів k в комбінації визначимо, знаючи що кількість інформаційних позицій - значень лінійного сигналу m повинно дорівнювати кількості всіх можливих комбінацій: $m = 2^k$. Відомо, що кратність модуляції дорівнює $\log_2 m$, тобто k . На прийомі визначається значення сигналу, формується відповідна йому паралельна комбінація і відновлюється початкова послідовність двійкових символів.

У нашій схемі передавача цей принцип реалізується наступними вузлами. Формування паралельних комбінацій з двійкової послідовності сигналу даних здійснюється *послідовно-паралельним перетворювачем* Пос/Пар. Далі формуються значення лінійного сигналу для передачі в канал. На схемі показаний один з варіантів, коли використовується так званий *модуляційний код*. У модулятор включають *кодер* Код, вихідний сигнал якого перетворюється в лінійний сигнал із заданою формою спектра в *формувачі модульованого сигналу* ФМС.

На вході **приймача** після узгоджуючого пристрою С1 включений *попередній фазовий коректор* ПФК фазочастотної характеристики каналу. Він виконує грубу компенсацію міжсимвольних спотворень сигналу, викликаних не ідеальністю частотних характеристик каналу зв'язку.

Більш ретельну корекцію сигналу здійснюють, як правило, у часовій області за допомогою *точного коректора* ТК міжсимвольних спотворень. Такий коректор може бути включений після *демодулятора сигналу* і виконаний як адаптивний коректор міжсимвольних спотворень в цифровому вигляді, тому для його роботи необхідне відлікове значення сигналу перетворити в цифрову форму. Коректор остаточно усуває взаємний вплив один на одну сигналів сусідніх тактових інтервалів.

Сигнал після ПФК поступає в розташований далі *підсилювач з автоматичним регулюванням посилення* АРП, підтримуючий приблизно постійний рівень сигналу для нормальної роботи подальших вузлів приймача.

Показаний на схемі *перетворювач спектра* прийнятого сигналу ПС не є принципово необхідним. Його використовують в більшості ППС, призначених для роботи з каналами ТЧ, коли хочуть спростити реалізацію процесу обробки сигналу і переносять його спектр в область більш високих частот.

Частотна селекція сигналу з завад виконується за допомогою смугового фільтра ПФФрм, частотна характеристика якого узгоджена зі спектром прийнятого сигналу.

Найбільш складним вузлом в приймачі ППС є *Демодулятор*, який з модульованого сигналу повинен відновити початкову послідовність «0» і «1». Його роботу і структуру легше зрозуміти, якщо врахувати, що він виробляє операції, зворотні по відношенню до відповідних операцій *Модулятора* передавача. На схемі показана структура *демодулятора* при багатократній модуляції. *Детектор*, або *демодулятор сигналу* ДМ виділяє модулюючий сигнал з модульованого, його устрій і робота залежать від виду модуляції, що застосовується, і алгоритму прийому. Так, наприклад, він може виділяти огибающую сигналу (при некогерентному прийомі), після чого в регенераторі *Рег* на кожному тактовому інтервалі виносять рішення про прийняття «0» або «1» модуляційного коду. Інформацію про передані елементи отримують з регенерованого сигналу після його декодування з допомогою *декодера* ДК модуляційного коду. Необхідне перетворення паралельного коду в послідовний виконує *паралельно-послідовний перетворювач* Пар/Пос, який відновлює початкову послідовність. Во-

на поступає в *декремблер ДСк* і далі, через *узгоджуючий пристрій С2* - на вихід приймача ППС.

У *блоках синхронізації* передавача БСпер і приймача БСпр виробляються опорні і керуючі сигнали, необхідні для роботи ППС. На вхід блоку БСпер поступає високочастотне коливання від стабілізованого по частоті задаючого генератора ЗГ. У БСпер необхідні коливання несучої, допоміжної і тактової частоти виробляються шляхом простих операцій з частотою ЗГ: ділення і складання. У БСпр формуються когерентне, допоміжне і тактове коливання. Допоміжне коливання необхідне для перенесення спектра в *перетворювачі спектра* прийнятого сигналу ПС. Когерентне коливання використовується в процесі демодуляції, якщо застосовують когерентний прийом. Тактові імпульси застосовуються для визначення моментів ресстрації (наприклад, стробування) демодульованого сигналу в регенераторі. Відповідні схеми синхронізації по несучій ССН і тактової синхронізації СТС використовують підстроювання частоти і фази ЗГ під аналогічні параметри прийнятого сигналу.

Однією з додаткових задач ППС може бути оцінка якості одиничних елементів сигналу, що приймається. Для цього в схему вводять *детектор якості сигналу ДЯС*, який може оцінювати рівень сигналу, міру прямокутності його форми, величину крайових спотворень і т.п. Результат оцінки у вигляді *сигналу стирання* можна використати, наприклад, при декодуванні завадостійкого коду для відновлення спотворених комбінацій.

5.2. Приклади побудови модуляторів і демодуляторів сигналу.

Фазова модуляція.

Фазовий модулятор в найпростішому варіанті можна побудувати за схемою рис. 5.2. Вона включає : генератор синусоїдальної гармонічної несучої Г, фазоповертачі ФП і комутатор К.

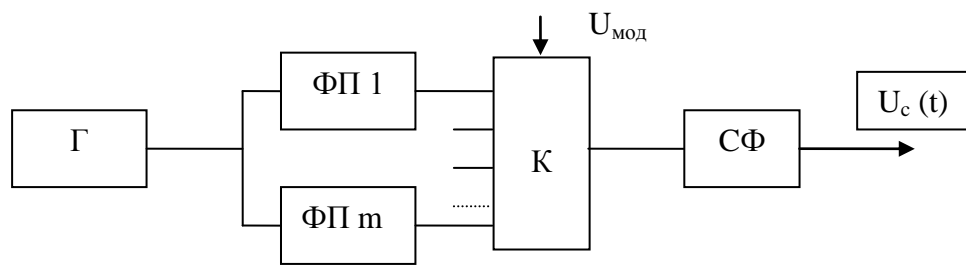


Рис. 5.2

Для кратності модуляції m потрібно мати m фазоповертачів, кожен з яких повертає фазу основного коливання на потрібний кут, що відповідає одній з m позицій сигналу в каналі зв'язку $U_c(t)$. В залежності від модулюючого сигналу $U_{\text{мод}}$ комутатор К підключає до каналу відповідний ФП. В разі двопозиційної (однократної) модуляції $m = 2$ можна використати комутацію прямого та протифазного виходів генератора і обійтися без фазоповертачів, враховуючи, що на протифазному виході маємо синусоїду, повернуту на 180° відносно сигналу прямого виходу.

У сучасних ППС, побудованих на цифрових елементах, генератор Г виробляє сигнал прямокутної форми. В цьому випадку фазоповертач можна виконати, як лінію затримки. На рис.5.3 показана загальна схема такого модулятора для двопозиційної (однократної) модуляції

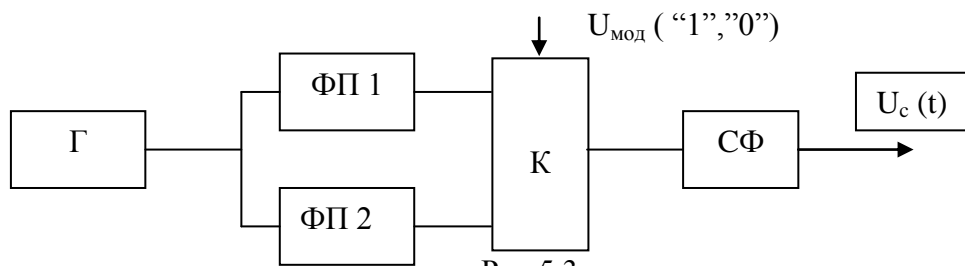


Рис.5.3

Для формування гармонічного сигналу $U_c(t)$, що передається в канал, виділяється перша гармоніка з прямокутного фазоманіпульованого коливання, для чого на виході комутатора встановлюється смуговий фільтр СФ.

Модулятор *відносної фазової модуляції ВФМ* відрізняється тим, що фаза модульованого сигналу змінюється лише при одному значенні початкового модулюючого сигналу, наприклад, "1". Для реалізації цього правила в розглянуту схему фазового модулятора вводиться вузол перетворювача абсолютного сигналу (кода) у відносний, в якому значення двополярного сигналу змінюється лише при одному значенні абсолютного – початкового модулюючого сигналу. Цей перетворювач ставиться перед комутатором фазового модулятора.

Демодулятори ФМ-сигналу використовують когерентні методи демодуляції. Вони полягають в порівнянні фази ФМ-сигналу, що приймається, з опорним когерентним коливанням. Когерентне коливання легко виділяється з сигналу, що приймається, і має рівну з ним частоту, а фаза співпадає з однією з позицій ФМ-сигналу. За рахунок тривалого усереднення фаза опорного коливання мало залежить від завад. Визначення зміни фази інформаційного сигналу відносно опорного здійснюється когерентним фазовим детектором (ФД).

У схему демодулятора ФМ-сигналів (рис. 5.4) входять: селективний полосовий фільтр (ПФ), схема формування опорного когерентного коливання (СФОК), когерентний ФД, фільтр нижніх частот (ФНЧ) і підсилювач-обмежувач (ПО).

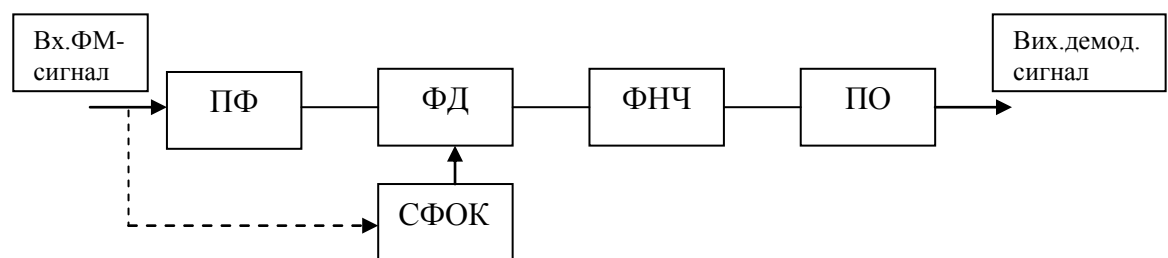


Рис. 5.4

Фазовий детектор можна представити перемножувачем напруг інформаційного і опорного коливань. Постійна складова добутку пропорційна зсуву фаз між опорним і вхідним коливаннями. Постійна складова виділяється ФНЧ, а *підсилювач-обмежувач* грає роль порогового пристрою.

В випадку відносної ФМ один з варіантів демодулятора утворюється, якщо в схему рис.5.4 додати після ПО перетворювач коду, що формує абсолютний двополярний початковий сигнал з відносного. При цьому враховується правило відносної модуляції: кожній зміні полярності відносного сигналу ставиться у відповідність певне значення початкового сигналу, наприклад, "1".

Двократна ВФМ

Для побудови схем модулятора і демодулятора треба розглянути векторну діаграму сигналів двократної відносної фазової модуляції – ДВФМ (рис. 5.5), яка власне ілюструє принцип ДВФМ.

Вектор синусоїдального сигналу (жирні стрілки) приймає одне з чотирьох можливих положень - значень фази 45° , 135° , 225° , 315° в залежності від значень двохелементної комбінації відповідно 11, 01, 00, 10. На діаграмі показані відкладені по координатних осях вектори сигналів, що відповідають значенням 1-го і 2-го бітів цієї комбінації.

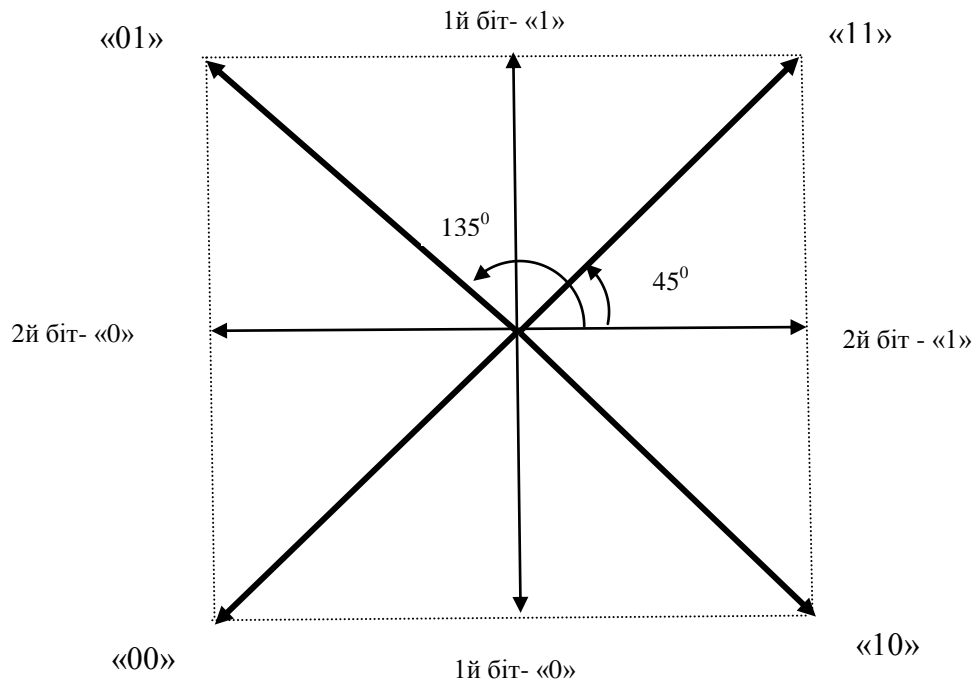


Рис. 5.5

Модулятор ДВФМ можна побудувати двома способами.

Перший спосіб фактично відображено на узагальненій структурній схемі модема (рис.5.1). Послідовність елементів двійкового коду даних, що передаються, розбивається на двохелементні комбінації – так звані *дібіти*, які представляються далі паралельним кодом за допомогою *послідовно-паралельного перетворювача* Пос/Пар. Потім кожному з чотирьох можливих значень такої комбінації ставиться у відповідність значення фази лінійного сигналу, що передається в канал. Для цього служить дешифратор (на схемі - *кодер* Код), який має два входи і чотири виходи. Кожне значення двохелементної комбінації викликає появу сигналу на певному виході дешифратора - кодера, який поступає на комутатор (на схемі рис.5.1 - *формуваць модульованого сигналу* ФМС). Комутатор – ФМС проключає на вихід лінійний сигнал з відповідною фазою, обираючи його з чотирьох сигналів БСпер.

Другий спосіб заснований на тому, що лінійний ДВФМ –сигнал утворюється, як сума двох ВФМ- сигналів, причому фаза другого повернута на 90° відносно першого сигналу. Це добре видно з розглянутої векторної діаграми (рис.5.5). Кожен з цих двох сигналів утворюється звичайною фазовою модуляцією синусоїдальної несучої імпульсами 1-го і 2-го бітів.

Відповідно такому алгоритму побудована схема модулятора ДВФМ (рис. 5.6), робота якої зрозуміла з наведених пояснень.

Вх. сигнал 1 біт

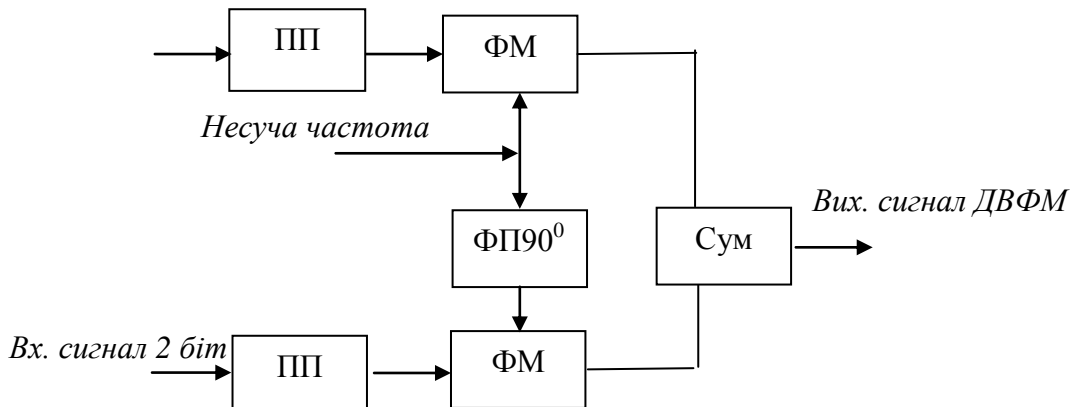


Рис. 5.6. Модулятор ДВФМ

Демодулятор ДВФМ аналогічно модулятору також можна побудувати двома способами.

При першому способі (рис.5.1) на прийомі визначається значення фази сигналу, формується відповідна йому паралельна комбінація – дібіти - в *декодері* Дек і за допомогою *перетворювача* Пар/Пос відновлюється початкова послідовність двійкових символів. Для когерентного прийому *декодер* використовує опорне коливання, виділене з прийнятого сигналу.

Другий спосіб розглянемо для більш простого для реалізації методу порівняння фаз. Згадаємо, що при однократній ВФМ за цим методом порівнюється фаза сигналу на даному тактовому інтервалі з фазою сигналу на попередньому тактовому інтервалі. Для цього використовується звичайний фазовий детектор – фазовий демодулятор ФДМ, на один вхід якого подається прийнятий ВФМ сигнал, а на другий – затриманий на тактовий інтервал сигнал, який використовується як опорний.

Для пояснення роботи ДВФМ демодулятора можна використати ту ж векторну діаграму рис.5.5, у відповідності з якою можна побудувати такий алгоритм. З прийнятого, затриманого на тактовий інтервал ДВФМ сигналу формують пару опорних сигналів, зсунутих один відносно одного на 90° . На діаграмі вони утворюють пару координатних осей. Прийнятий сигнал – вектор проектується на осі і таким чином для кожного його значення (дібіта) утворюються два вектора, що відповідають 1-му та 2-му бітам. Вони є результатом порівняння фаз даного і затриманого сигналу, що виконується в звичайному (однократному) фазовому демодуляторі.

На схемі ДВФМ демодулятора (рис.5.7) лінія затримки ЛЗ затримує вхідний ДВФМ сигнал на тактовий інтервал, а два ФП повертають його на $+45^{\circ}$ і -45° відносно вхідного і таким чином утворюють два опорних сигнали. Вони подаються на входи звичайних фазових детекторів – демодуляторів ФДМ, на інші входи яких подається вхідний ДВФМ сигнал. На виходах формуються імпульси, що відповідають 1-му та 2-му бітам дібіта.

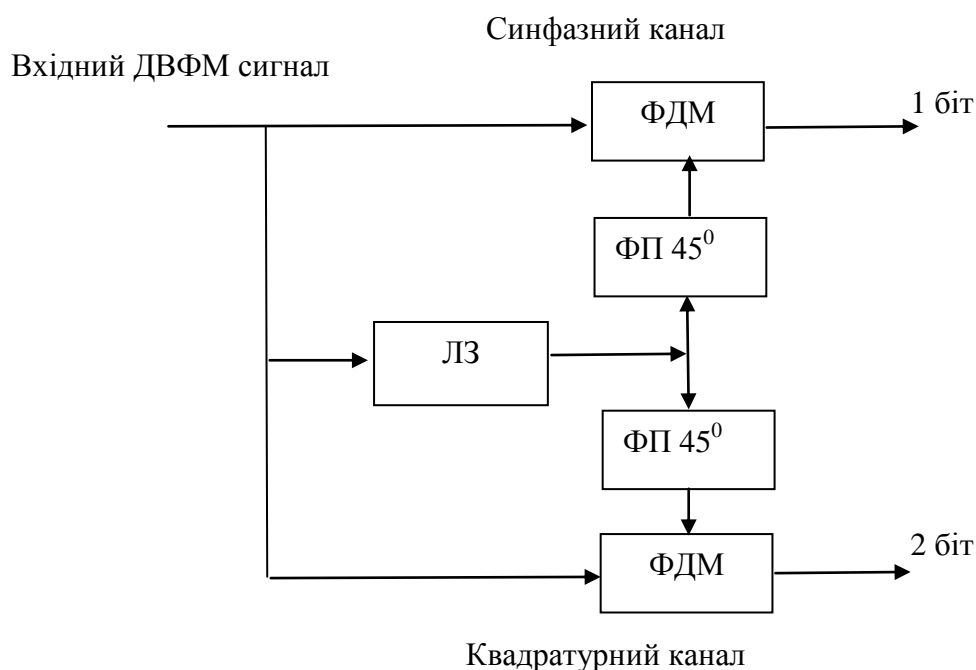


Рис. 5.7. Демодулятор ДВФМ

Частотна модуляція

Як частотний модулятор може використовуватися генератор з частотою, що змінюється стрибкоподібно, відповідно до виду модулюючого сигналу. При двійковій ЧМ символ «0» передається частотою $f1$, а «1» - $f2$. В сучасних системах з ЧМ частіше за все використовується схема (рис.5.8) з отриманням необхідних частот від одного стабілізованого генератора за допомогою дільників частоти ДЧ. Завдяки перемицанню частот $nf1$ і $nf2$, що в багато разів перевищують необхідні $f1, f2$ ($n = 100$ і більш), меншають стрибки фази при модуляції і, отже, забезпечуються менші по величині спотворення ЧМ сигналу

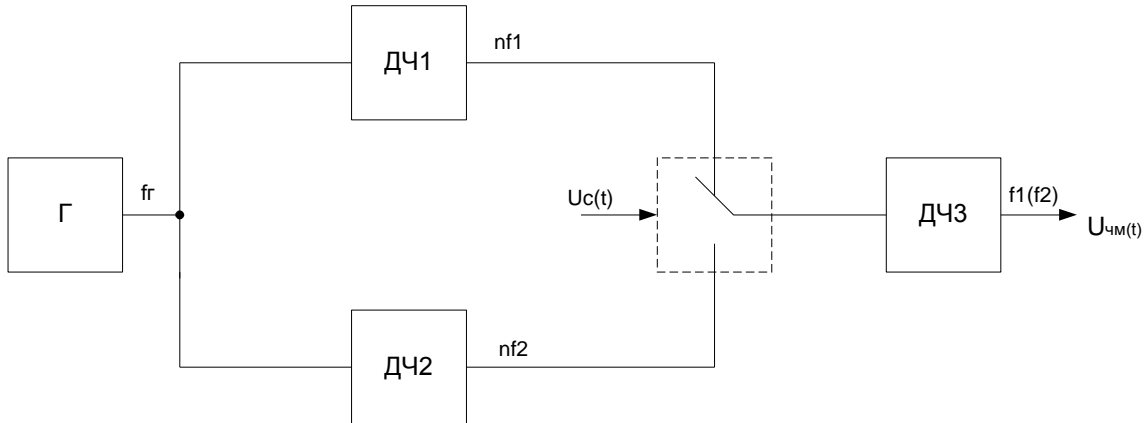


Рис.5.8

Демодулятор ЧМ сигналів може бути реалізований як на цифрових, так і на аналогових пристроях. Один з варіантів аналогового демодулятора представляє ЧМ сигнал у вигляді суми двох АМ сигналів. Ця схема (рис. 5.9) отримала назву двохсмужової схеми прийому по

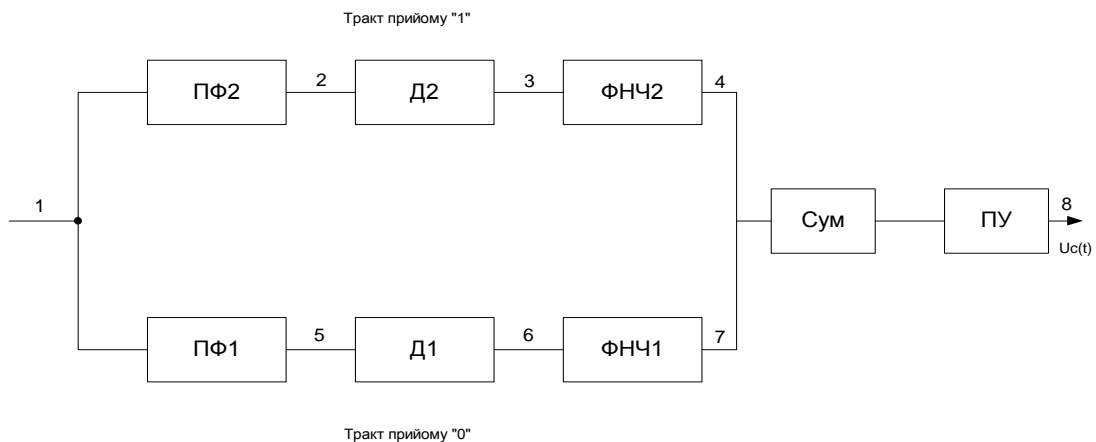


Рис. 5.9

огиноючій. Принцип роботи такого демодулятора ясний з приведеного рисунку. У верхньому по рисунку тракті демодулятора виділяється огиноюча сигналу з частотою $f2$, в нижньому - з частотою $f1$. У кожному з трактів є амплітудні детектори (Д1 і Д2) і фільтри нижніх частот ФНЧ. Сигнали трактів сумуються з протилежними знаками в підсумовуючому пристрої Сум. У разі правильного прийому, якщо передається «1» - рівень в момент реєстрації у верхньому тракті (тракті прийому «1») виявиться вищим, ніж в нижньому.

У багатьох цифрових частотних демодуляторах реалізується принцип розрізнення прийнятих сигналів по частоті на основі вимірювання тривалості напівперіоду (періоду) прийнятого сигналу. На основі вимірювань тривалості напівперіоду при двухпозиційній модуляції вирішальний пристрій ототожнює прийнятий напівперіод з одним із значень сигналу «1» або «0». Таким чином, реальний ЧМ сигнал розбивається на елементарні відрізки сигналу, які містять напівперіод несучого коливання. Визначення кордонів одиничних елементів здійснюється з похибкою, яка не перевищує тривалість одного елементарного відрізка

ка сигналу. Різновидом цього методу є вимірювання різниці набігу фази кожного поточного періоду несучого коливання по відношенню до попереднього періоду.

ЧД здійснює демодуляцію ЧМ-сигналу шляхом вимірювання інтервалів між сусідніми переходами його через нуль за допомогою високочастотних імпульсів безпосередньо на несучій частоті сигналу.

Демодульований таким чином сигнал має значні крайові спотворення, викликані впливом низької несучої частоти (в порівнянні з шириною спектра модулюючого сигналу). Тому використовується регенерація часових параметрів сигналу шляхом реєстрації елементів методом стробування (схема реєстрації СР).

Стробуючі імпульси, що мають період слідування $1/B$, повинні розташовуватися в центрах тактових інтервалів. Вони виробляються схемою тактової синхронізації СТС, яка звичайно являє собою замкнену схему з дискретним управлінням місцевим генератором без безпосереднього впливу на нього. У якості керуючого синхросигналу використовуються значущі моменти, що позначають кордони елементів сигналу, що приймається.

6. РОЗРАХУНОК НАДІЙНОСТІ СИСТЕМИ ДОКУМЕНТАЛЬНОГО ЕЛЕКТРОЗВ'ЯЗКУ - ПРОЕКТУЄМОГО ТРАКТУ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ

6.1. Основні поняття теорії надійності

Переходимо тепер до розрахунку останнього з основних параметрів тракту ПД, що проектується. Вимоги до цього параметра визначаються важливістю і вартістю прикладних процесів і систем, які обслуговуються трактом, оскільки відмови в тракті порушують роботу вказаних систем і процесів. Ці вимоги необхідно враховувати при проектуванні всіх елементів тракту, виборі їх принципових схем, елементної бази і конфігурації тракту загалом.

Розглянемо деякі елементи теорії надійності, які будуть використані в подальших розрахунках.

Надійністю об'єкта називають його здатність виконувати задані функції, зберігаючи свої основні експлуатаційні параметри в заданих межах протягом необхідного часу.

Під об'єктом може розумітися тракт ПД, канал, прилад, його елемент.

Основним поняттям, яке фігурує при розгляді надійності, є *відмова*.

Відмовою називається подія, що полягає в припиненні виконання заданих функцій об'єктом або у виході основних його параметрів (одного або декількох) за задану межу (порогові значення). Відмови бувають раптові і поступові; стійкі (що вимагають відновних робіт) і такі, що самоусуваються; повні і часткові; тривалі, середньої тривалості і короткочасні.

Оскільки відмова є випадковою подією, для розрахунку параметрів надійності використовується математичний апарат теорії імовірностей. У розрахунках далі будуть використовуватися наступні параметри, що характеризують надійність.

Час напрацювання на відмову T_n - це середній час роботи між двома сусідніми відмовами.

Середній час відновлення T_v - це середня тривалість відмов, яка визначається часом ремонту або тривалістю заважаючих впливів.

Коефіцієнт готовності K_g - чисельно рівний імовірності того, що об'єкт у випадковий момент часу знаходиться в справному стані. Він як би об'єднує два попередніх параметри:

$$K_g = T_n / (T_n + T_v)$$

Інтенсивність відмов - це число відмов в одиницю часу на один елемент. Це первинний параметр при розрахунках надійності, визначається за результатами статистичних випробувань об'єктів в період їх нормальної роботи, при цьому виконується співвідношення:

$$\lambda = 1 / T_H$$

Інтенсивність відновлення - це число відновлень в одиницю часу. Параметр характеризує продуктивність ремонтно-відновних робіт:

$$\tau = 1 / T_B$$

Імовірність безвідмовної роботи $P(t)$ - це імовірність того, що об'єкт буде справно функціонувати протягом інтервалу часу t . Цей важливий параметр можна визначити з формули

$$P(t) = e^{-\lambda t} = e^{-t/T_H}$$

Розрахунок цих параметрів надійності потрібно зробити для елементів тракту, що проектується, і тракту в цілому.

6.2. Визначення кількості інформації, що передається за час T .

Тракт передачі даних, що проектується, є типовим видом системи документального електрозв'язку. Він являє собою складну систему, що складається з великого числа різнорідних елементів і що характеризується не одним, а декількома основними параметрами. Для таких систем непросто визначити, яку подію вважати відмовою, оскільки треба вибрати параметр, вихід якого за задану межі приведе до порушення роботи системи, тобто до її відмови з точки зору користувача. Визначення такого параметра і його допустимого порогового значення можна назвати вибором *критерію відмови*.

Як основні показники системи документального електрозв'язку можна було б указати наступні

- Пропускна спроможність, тобто кількість інформації, що видається одержувачу за одиницю часу
- Вірність передачі, тобто імовірність невиявленої помилки в повідомленні, що видається одержувачу
- Час встановлення з'єднання
- Час доставки повідомлення одержувачу

Оскільки тракт, що проектується, є некомутуваним, і в ньому використовується досить надійний захист від помилок, очевидно, що як найбільш повний (інтегральний) критерій відмови тракту може бути вибрана кількість інформації W , яка повинна бути передана за заданий час $T_{пер}$. При цьому для виключення впливу на визначення відмови нетривалих відмов, що відбуваються внаслідок короткочасних завад, вводять так званий *критерій відмови* $t_{відм}$ - це сумарна тривалість несправностей, яка припустима за час $T_{пер}$. Власне він має значення резерву часу, який дозволяє уникнути впливу на визначення відмови нетривалих відмов, після яких система самовідновлюється.

У завданні вказані:

Часовий інтервал $T_{пер}$, який називається *темпом передачі інформації*, і *критерій відмови* $t_{відм}$ - це сумарна тривалість несправностей, яка допустима за час $T_{пер}$. Враховуючи малу величину заданого $t_{відм}$, бачимо, що маються на увазі короткочасні відмови, які викликаються, як правило, завадами. Якщо за проміжок часу $T_{пер}$ загальний час несправностей перевищить $t_{відм}$, то система передачі даних буде знаходитися в стані відмови.

Тепер необхідно визначити, яка кількість інформації W повинна бути передана за вказаний час $T_{пер}$. Знаючи задану швидкість передачі інформації C по дискретному каналу і ро-

зраховану відносну пропускну спроможність системи R, що враховує вибрані параметри циклічного коду, імовірності помилок і перезапитів, можна записати формулу

$$W = RC (T_{пер} - t_{відм}), \text{ біт}$$

6.3. Розрахунок характеристик надійності спроектованого кодера

Методика розрахунку надійності будь-якого об'єкта від простого вузла до складної системи практично однакова. Очевидно, що надійність об'єкта визначається надійністю кожного окремого його елемента і кількістю цих елементів.

При цьому необхідно враховувати наступні обставини:

розглядаються всі реально існуючі елементи даного об'єкта, в тому числі, відсутні (не показані) на принциповій схемі наприклад, з'єднувальні елементи будь-якого виду (контакти роз'єму, з'єднання пайкою, проводи і доріжки друкарських плат)

параметри надійності кожного елемента (звичайно - інтенсивність відмов) повинні враховувати умови експлуатації : електричне навантаження елемента (напругу, струм, потужність, що розсіюється), тепловий режим, ступінь механічних і інших впливів навколишнього середовища

Для проведення розрахунку складається умовна схема об'єкта, яка відрізняється від його принципової схеми. Послідовно сполучаються ті елементи, відмови будь-кого з яких призводить до відмови всього об'єкта. Якщо є елементи, які у разі відмови замінюються іншими, то вони сполучаються паралельно. Наприклад, таким чином проводять резервування для підвищення надійності об'єкта.

У звичайних випадках при відсутності резервування ці схеми виявляються послідовними і як основна розрахункова формула використовують вираз:

$$\lambda_{\text{сум}} = 1 / T_{\text{сум}} = \lambda_1 + \lambda_2 + \dots + \lambda_i + \dots + \lambda_N = \sum_i \lambda_i \text{ відм/год*ел,}$$

де $i = 1, \dots, N$,

N - загальне число елементів об'єкта.

Далі можна обчислити найважливіші параметри надійності всього об'єкта середній час наработки на відмову:

$$T_n = 1 / \lambda_{\text{сум}} \text{ год.}$$

i імовірність безвідмовної роботи протягом часу t

$$P(t) = e^{-\lambda t} = e^{-t/T_n}$$

Якщо відомий середній час відновлення T_v об'єкта, можна визначити коефіцієнт готовності

$$K_g = T_n / (T_n + T_v).$$

Розглянемо найпростіший приклад розрахунку надійності пристрою, що складається з інтегральних мікросхем трьох типів ІМС 1, ІМС 2, ІМС 3, резисторів, конденсаторів, діодів, перемикача і роз'єму. Для розрахунку надійності пристрою зручно скласти таблицю, об'єднуючи елементи кожного типу в групи. По принциповій схемі визначаємо типи і кількість елементів n_i в групі кожного типу. Інтенсивність відмов одного елемента λ_{0i} знаходимо в довіднику.

При докладному розрахунку далі треба визначити вплив на інтенсивність відмов умов експлуатації пристрою і електричне навантаження елемента, для цього роблять обчислення і з довідника беруть коефіцієнти, на які множать λ_{0i} , визначаючи реальні λ_{pi} . Щоб не ускладнювати розрахунок, будемо вважати $\lambda_{pi} = \lambda_{0i}$

№ п п	Назва типу елемента	Інтенсивність відмов одного елемента, $\lambda_{0i} 1/\Gamma$	Кількість елементів типу i в групі, n_i	Сумарна інтенсивність відмов по i -й групі елементів λ_i
1	ІМС 1	$0.33 \cdot 10^{-7}$	7	$2.31 \cdot 10^{-7}$
2	ІМС 2	$0.33 \cdot 10^{-7}$	2	$0.66 \cdot 10^{-7}$
3	ІМС 3	$0.33 \cdot 10^{-7}$	3	$0.99 \cdot 10^{-7}$
4	Конденсатор	$0.3 \cdot 10^{-6}$	3	$9 \cdot 10^{-7}$
5	Резистор	$0.3 \cdot 10^{-6}$	5	$15 \cdot 10^{-7}$
6	Діод	$0.5 \cdot 10^{-6}$	2	$10 \cdot 10^{-7}$
7	Пайка	$0.4 \cdot 10^{-7}$	67	$26.8 \cdot 10^{-7}$
8	Доріжки	$0.15 \cdot 10^{-7}$	24	$3.6 \cdot 10^{-7}$
9	Роз'єм	$0.3 \cdot 10^{-6}$	1	$3 \cdot 10^{-7}$

Сумарна інтенсивність відмов всіх елементів схеми

$$\lambda_{\text{сум}} = \sum_i \lambda_i = 71,36 \cdot 10^{-7} \text{ 1/}\Gamma$$

і середній час наробки на відмову

$$T_n = 1/\lambda_{\text{сум}} = 140135 \text{ годин.}$$

Імовірність безвідмовної роботи пристрою протягом 1000 годин складе

$$P(t=1000) = e^{-t/T_n} = 0,99286.$$

Прийmemo середній час відновлення $T_v = 1,5$ години.

Тоді можна обчислити коефіцієнт готовності

$$K_z = T_n / (T_n + T_v) = 0,99998926$$

6.4. Розрахунок надійності каналу передачі даних

Канали зв'язку, які входять до складу каналу передачі даних, є досить складними об'єктами, що складаються з багатьох елементів. Тому їх надійність залежить від багатьох чинників:

- надійність лінійних споруд
- надійність проміжних підсилювальних і регенераційних пунктів
- надійність каналоутворюючої апаратури (систем передачі) кінцевих станцій
- надійність транзитних комутаційних або з'єднувальних пристроїв
- експлуатаційна надійність
- внутрішні та зовнішні завади, тривалість яких перевищує критерій відмови.

Розрахувати вплив останніх двох чинників на надійність каналу практично неможливо, тому використовують статистичні вимірювання і досвід експлуатації.

Аналіз статистичних даних показав, що відмови в каналах, утворених в кабельних магістралях зв'язку, доцільно розділити на три групи:

- тривалі (від декількох десятків хвилин до декількох годин);
- середньої тривалості (від 3-х до 30-ти хвилин);
- короткочасні (менше 3-х хвилин).

Тривалі (лінійні) відмови виникають досить рідко внаслідок пошкоджень кабеля і загальних станційних пристроїв і для них характерний вихід з ладу всіх каналів даної магістралі. Інтенсивність лінійних відмов залежить від довжини магістралі, типу апаратури розділення каналів і інш., її визначають шляхом статистичних спостережень. Середній час відновлення таких відмов приблизно дорівнює 2,5 години. У додатку 3 приведені реальні значення інте-

нсивності відмов $\lambda_{\text{ЛВ}}$ і коефіцієнтів готовності $K_{\text{Г ЛВ}}$ для кабельних ліній із застосуванням апаратури ЧРК типу К-300 і К-1920 в залежності від критерію відмови $t_{\text{Від}}$ і довжини ділянки магістралі l , що характеризують тривалі відмови кабельних ліній

Відмови *середньої тривалості* виникають, як правило, при пошкодженні окремих вузлів станційного обладнання, а також внаслідок невірних дій технічного персоналу. Інтенсивність таких відмов так само залежить від довжини магістралі, надійності обладнання переприймальних пунктів і типу апаратури розділення каналів. Середній час відновлення таких відмов коливається від декількох секунд до 5..10 хвилин. У додатку 3 приведені реальні значення інтенсивності відмов $\lambda_{\text{СТ}}$ і коефіцієнтів готовності $K_{\text{Г СТ}}$ для кабельних ліній із застосуванням апаратури ЧРК типу К-300 і К-1920.

Найбільш частими є *короткочасні* відмови. У більшості випадків (80%) вони виникають внаслідок пошкоджень апаратури (погані контакти і інш.) або дій обслуговуючого персоналу, 20% складають короткочасні відмови, викликані імпульсними завадами. Як правило, короткочасні відмови є такими, що самоусуваються, однак в ряді випадків потрібне втручання обслуговуючого персоналу. Інтенсивність таких відмов так само залежить від довжини ділянки магістралі, типу апаратури розділення каналів і критерію відмови $t_{\text{Від}}$, тобто допустимої тривалості заважаючих впливів. У додатку 3 приведені реальні значення інтенсивності короткочасних відмов $\lambda_{\text{КОР}}$ і коефіцієнтів готовності $K_{\text{Г КОР}}$ для кабельних ліній із застосуванням апаратури ЧРК типу К-300 і К-1920 в залежності від критерію відмови $t_{\text{Від}}$ і довжини ділянки магістралі l .

Відмови, які приводять до виходу з ладу відразу всіх або багатьох систем ПД магістралі, при розрахунку надійності трактів ПД вважаються *корельованими*. До них відносяться тривалі (лінійні) відмови, відмови середньої тривалості, зумовлені пошкодженнями загальних вузлів станційного обладнання кінцевих і проміжних пунктів магістралі, і короткочасні відмови, викликані перервами і імпульсними перешкодами в ланцюгах, загальних для всіх або декількох систем передачі.

Для розрахунку надійності каналу ПД, як було рекомендовано вище, представимо його на рис. 6.1 у вигляді умовної (еквівалентної) схеми, яка складається з послідовно сполучених передавача (передаючі частини ПЗП і ППС), каналу зв'язку і приймача (приймальні частини ПЗП і ППС). Канал зв'язку представляють відповідно до викладеної вище класифікації відмов у вигляді еквівалентної схеми, що включає послідовно лінійні, станційні і короткочасні відмови.

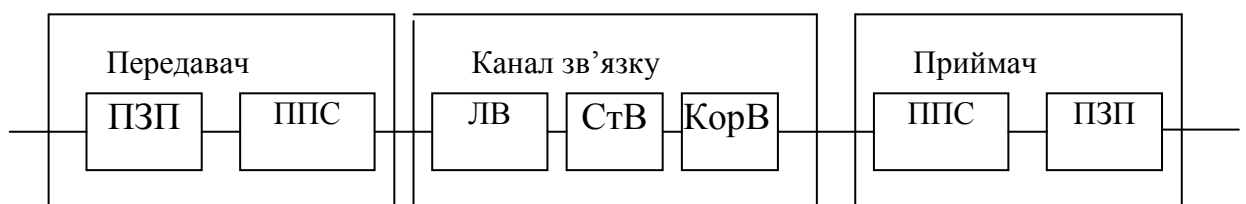


Рис.6.1. Еквівалентна схема розрахунку надійності каналу ПД

Тепер звернемося до початкових даних, що є для розрахунку. Задані параметри надійності пристроїв ПЗП і ППС: $T_{\text{УЗО}}$, $T_{\text{УПС}}$, $\tau_{\text{УЗО}}$, $\tau_{\text{УПС}}$ (при розрахунку будемо вважати надійність передаючих і приймальних частин ПЗП і ППС однаковою). Визначимо інтенсивність відмов λ і коефіцієнт готовності $K_{\text{Г}}$ цих пристроїв:

$$\lambda_{\text{УЗО}} = 1 / T_{\text{УЗО}} ;$$

$$\lambda_{\text{УПС}} = 1 / T_{\text{УПС}} ;$$

$$K_{\text{Г УЗО}} = T_{\text{УЗО}} / (T_{\text{УЗО}} + \tau_{\text{УЗО}}) ;$$

$$K_{\text{Г УПС}} = T_{\text{УПС}} / (T_{\text{УПС}} + \tau_{\text{УПС}}) .$$

Для визначення аналогічних показників надійності каналу зв'язку, що складається з M ділянок, використовуються задані: тип апаратури розділення каналів, довжина кожної ділянки магістралі, а для короткочасних відмов ще і значення критерію відмови $t_{від}$. За статистичними даними (Додаток 2) визначаємо для кожної i -ї ділянки магістралі значення $\lambda_{ЛВ i}$ і $K_{Г ЛВ i}$ для лінійних відмов, $\lambda_{СТ i}$ і $K_{Г СТ i}$ для станційних відмов. З Додатку 3 таким же чином із заданих довжини i -ї ділянки магістралі L_i і значення критерію відмови $t_{від}$ визначаємо $\lambda_{Кор i}$ і $K_{Г Кор i}$ для короткочасних відмов. Ці дані зручно представити у вигляді наступної таблиці

N діл	L _i , км	Лінійні відмови		Станційні відмови		Короткочасні відмови	
		$\lambda_{ЛВ}$	$K_{Г ЛВ}$	$\lambda_{СТ}$	$K_{Г СТ}$	$\lambda_{Кор}$	$K_{Г Кор}$
1	400	0.000071	0.99982	0.00555	0.99855	0.004545	0.999985
2	800	0.000142	0.99965	0.00625	0.99833	0.009090	0.999940
...
M	900	0.000159	0.99960	0.00645	0.99828	0.010231	0.999924

Тепер визначаємо параметри надійності по кожному виду відмов (див. блоки на малюнку) для всіх M ділянок магістралі:

$$\lambda_{ЛВ} = \sum_{i=1}^M \lambda_{ЛВ i} \quad ; \quad \lambda_{СТ} = \sum_{i=1}^M \lambda_{СТ i} \quad ; \quad \lambda_{Кор} = \sum_{i=1}^M \lambda_{Кор i} ;$$

$$K_{Г ЛВ} = \prod_{i=1}^M K_{Г ЛВ i} \quad ; \quad K_{Г СТ} = \prod_{i=1}^M K_{Г СТ i} \quad ; \quad K_{Г Кор} = \prod_{i=1}^M K_{Г Кор i} .$$

І таким же чином для каналу зв'язку з урахуванням всіх видів відмов

$$\lambda_{КС} = \lambda_{ЛВ} + \lambda_{СТ} + \lambda_{Кор}$$

$$K_{Г КС} = K_{Г ЛВ} * K_{Г СТ} * K_{Г Кор}$$

Тепер можна визначити всі параметри надійності каналу ПД:

$$\lambda_{КПД} = \lambda_{КС} + 2 \lambda_{ПЗП} + 2 \lambda_{ППС}$$

$$K_{Г КПД} = K_{Г КС} * K_{Г ПЗП}^2 * K_{Г ППС}^2$$

Середній час наработки на відмову каналу ПД:

$$T_{КПД} = \frac{1}{\lambda_{КПД}}$$

Середній час відновлення каналу ПД:

$$\tau_{КПД} = \frac{T_{КПД}(1 - K_{Г КПД})}{K_{Г КПД}}$$

Імовірність безвідмовної роботи за t годин:

$$P(t) = e^{-t/T_{КПД}}$$

6.5. Підвищення надійності тракту ПД. Розрахунок заданих параметрів надійності.

Якщо отримані попереднім розрахунком характеристики надійності тракту ПД, що проектується не задовольняють вимогам завдання, треба застосувати заходи по підвищенню надійності. Відомі багато методів підвищення надійності об'єктів:

- застосовують елементи з підвищеною надійністю (звичайно більш дорожчі) і ставлять їх в полегшений електричний режим;
- мінімізують кількість елементів і їх з'єднань шляхом раціональної побудови схем;
- проводять попереднє «тренування» об'єкта і його елементів, долаючи тим самим етап «приробки», при цьому виявляються приховані дефекти;
- проводять резервування об'єкта цілком або його елементів (найбільш низьконадійних).

Треба пам'ятати, що всі заходи щодо підвищення надійності, вимагають значних витрат, тому стараються досягати компромісу між високою надійністю і ціною. Особливо очевидне це положення при використанні резервування. Треба застосовувати мінімальне резервування, що забезпечує задані показники надійності: наприклад, резервувати лише окремі елементи об'єкта, по можливості використати «ковзаюче» резервування, коли один резервний елемент може замінювати один з однотипних елементів об'єкта, що відмовили. При резервуванні таких відповідальних об'єктів, як тракт ПД, що проектується, необхідно швидко (автоматично) визначати момент відмови даного елемента і замінювати його резервним. Для цього в схему тракту доводиться вводити так званий груповий пристрій ГУ і враховувати, що він має свої показники надійності, які впливають на надійність тракту загалом. До речі, слід нагадати, що *трактом ПД* є сукупність двох або більше взаємно резервованих каналів ПД і групових пристроїв.

При малих критеріях відмови (менш 3-х хвилин), як в нашому випадку, доводиться застосовувати постійне резервування.

Розглянемо випадок постійного резервування паралельним підключенням другого каналу ПД, утвореного в тій же кабельній магістралі і в одному і тому ж комплекті каналоутворюючої апаратури ще одним комплектом передавача і приймача.

Схема для розрахунку тракту ПД приведена на рис.6.2. Тут показаний тракт ПД, що складається з двох каналів ПД і групових пристроїв ГУ, які забезпечують передачу інформації по двох паралельних каналах. Оскільки лінійні і станційні відмови, а також відмови групового пристрою приводять до відмови всього тракту, їх називають корельованими (загальними) відмовами і відповідні блоки входять в схему розрахунку надійності послідовно. Короткочасні відмови у другому каналі ПД є некорельованими з такими ж відмовами в першому каналі ПД, тому відповідний блок на рисунку разом з другим комплектом ПЗП і ППС передавача і приймача утворюють паралельну гілку.

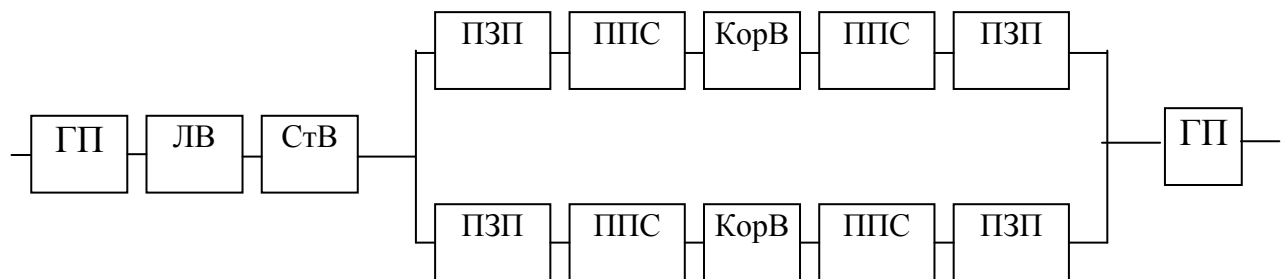


Рис. 6.2. Тракт ПД, утворений з двох резервованих каналів ПД в одній кабельній магістралі і в одному комплекті каналоутворюючої апаратури

По завданню відомі параметри надійності ГУ: середній час наробки на відмову $T_{ГП}$ і середній час відновлення $\tau_{ГП}$, тоді

$$\lambda_{ГП} = \frac{1}{T_{ГП}} ; \quad K_{ГП} = \frac{T_{ГП}}{T_{ГП} + \tau}$$

Визначимо параметри кожної гілки паралельної частини схеми:

$$\lambda_1 = \lambda_2 = 2\lambda_{зп} + 2\lambda_{пс} + \lambda_{кор} ;$$

$$K_{Г1} = K_{Г2} = K_{Гпзп}^2 * K_{Гпс}^2 * K_{Гкор}$$

Середній час відновлення:

$$\tau_1 = \tau_2 = \frac{1 - K_{з1}}{\lambda_1 * K_{з1}}$$

Інтенсивність відновлення:

$$\mu_1 = \mu_2 = \frac{1}{\tau_1}$$

Визначимо параметри паралельної частини схеми загалом:

$$K_{зпар} = 1 - \prod_{i=1}^2 (1 - K_{зi})$$

$$\mu_{пар} = \mu_1 + \mu_2 ;$$

$$\tau_{пар} = \frac{1}{\mu_{пар}} ;$$

$$\lambda_{пар} = \frac{1 - K_{зпар}}{\tau_{пар} * K_{зпар}}$$

Визначимо параметри всієї схеми тракту ПД:

$$\lambda_{мнд} = 2 * \lambda_{ГП} + \lambda_{ЛВ} + \lambda_{Ст} + \lambda_{пар}$$

$$T_{мнд} = \frac{1}{\lambda_{мнд}} ;$$

$$K_{Гмнд} = K_{ГП}^2 * K_{ЛВ} * K_{Ст} * K_{пар} ;$$

$$\tau_{мнд} = \frac{1 - K_{змнд}}{\lambda_{мнд} * K_{змнд}} ;$$

$$P(t = 12) = e^{-t / T_{мнд}}$$

Порівнюємо показники надійності каналу ПД і резервованого тракту ПД. Очевидно, що зріс середній час наробки на відмову і імовірність безвідмовної роботи.

Якщо цього недостатньо для задоволення вимог завдання, подальшим кроком до підвищення надійності може бути організація тракту ПД за допомогою двох каналів ПД, організованих в одній кабельній магістралі, але в різних комплектах апаратури К-300 (або іншого типу). При цьому стають некорельованими станційні відмови, і схема для розрахунку надійності набуває вигляд, зображений на рис. 6.3.

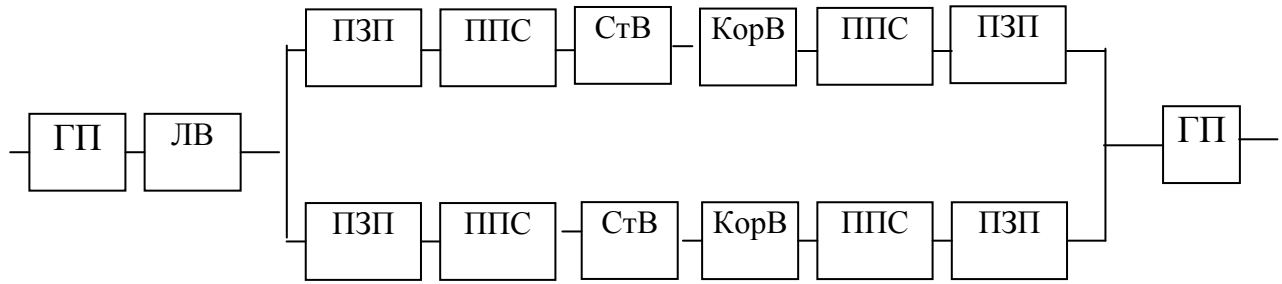


Рис. 6.3. Тракт ПД, утворений з двох резервованих каналів ПД в одній кабельній магістралі і в різних комплектах каналотворюючої апаратури.

При такому варіанті побудови тракту ПД лінійні відмови і відмови ГП залишаються корельованими, а станційні, короточасні відмови, відмови ПЗП і ППС будуть незалежні.

Загальний порядок розрахунку надійності залишається таким же, як і в попередньому варіанті. Для кожної з паралельних гілок:

$$\lambda_1 = \lambda_2 = 2\lambda_{пзп} + 2\lambda_{ппс} + \lambda_{ств} + \lambda_{корв};$$

$$K_{г1} = K_{г2} = K_{гпзп}^2 * K_{гппс}^2 * K_{гств} * K_{гкорв};$$

$$\tau_1 = \tau_2 = \frac{1 - K_{г1}}{\lambda_1 * K_{г1}};$$

$$\mu_1 = \mu_2 = \frac{1}{\tau_1}.$$

Параметри паралельної частини схеми загалом :

$$K_{г пар} = 1 - \prod_{i=1}^2 (1 - K_{гi}) = 1 - (1 - K_{г1}) * (1 - K_{г2})$$

$$\mu_{пар} = \mu_1 + \mu_2;$$

$$\tau_{пар} = \frac{1}{\mu_{пар}};$$

$$\lambda_{пар} = \frac{1 - K_{г пар}}{\tau_{пар} * K_{г пар}}$$

Визначимо параметри всієї схеми ТПД

$$\lambda_{тпд} = 2 * \lambda_{гп} + \lambda_{лв} + \lambda_{пар}$$

$$T_{тпд} = \frac{1}{\lambda_{тпд}};$$

$$K_{г тпд} = K_{ггп}^2 * K_{глв} * K_{гпар};$$

$$\tau_{тпд} = \frac{1 - K_{г тпд}}{\lambda_{тпд} * K_{г тпд}};$$

$$P(t = 12) = e^{-t/T_{тпд}}.$$

Порівнюючи останній варіант з попереднім, можна помітити, що середній час наробки на відмову і імовірність безвідмовної роботи збільшилися. Якщо вони все ще не задовольняють завданню, розрахуємо характеристики варіанту, при якому ТПД включає два канали ПД, організованих в двох рознесених магістралях. Тут всі види відмов (за винятком відмов ГП) будуть незалежні. Схема для розрахунку надійності зображена на рис. 6.4.

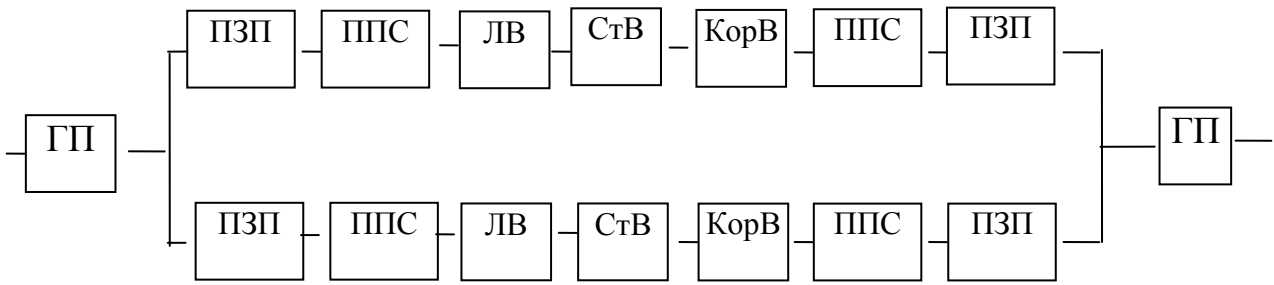


Рис. 6.4. ТПД з двох каналів ПД, організованих в двох рознесених магістралях

При цьому варіанті побудови ТПД корельовані тільки відмови ГП. Лінійні, станційні, короткочасні відмови, відмови ПЗП і ППС незалежні. Розрахунок надійності проводиться аналогічно попередньому варіанту.

Для кожної з паралельних гілок:

$$\lambda_1 = \lambda_2 = 2\lambda_{пзп} + 2\lambda_{ппс} + \lambda_{лв} + \lambda_{ств} + \lambda_{корв};$$

$$K_{г1} = K_{г2} = K_{гпзп}^2 * K_{гппс}^2 * K_{глв} * K_{гств} * K_{гкорв};$$

$$\tau_1 = \tau_2 = \frac{1 - K_{г1}}{\lambda_1 * K_{г1}};$$

$$\mu_1 = \mu_2 = \frac{1}{\tau_1}.$$

Параметри паралельної частини схеми в цілому :

$$K_{г пар} = 1 - \prod_{i=1}^2 (1 - K_{гi}) = 1 - (1 - K_{г1}) * (1 - K_{г2})$$

$$\mu_{пар} = \mu_1 + \mu_2;$$

$$\tau_{пар} = \frac{1}{\mu_{пар}};$$

$$\lambda_{пар} = \frac{1 - K_{г пар}}{\tau_{пар} * K_{г пар}}$$

Для всієї схеми ТПД :

$$\lambda_{тпд} = 2 * \lambda_{гп} + \lambda_{пар}$$

$$T_{тпд} = \frac{1}{\lambda_{тпд}};$$

$$K_{г тпд} = K_{ггп}^2 * K_{г пар};$$

$$\tau_{тпд} = \frac{1 - K_{г тпд}}{\lambda_{тпд} * K_{г тпд}};$$

$$P(t = 12) = e^{-t / T_{тпд}}.$$

Якщо характеристики надійності і цього варіанту не відповідають умові завдання, то доводиться розглядати і розраховувати варіанти організації ТПД по трьох каналах ПД. Спочатку в одній кабельній магістралі і одній апаратурі ЧРК, потім в одній кабельній магістралі, але в різних комплектах апаратури ЧРК. По досягненні необхідних параметрів надійності розрахунок припиняють і зупиняються на останньому варіанті, очевидно, що він буде самим дешевим, відповідаючим заданим вимогам.

Список літератури

1. Шварцман В.О., Емельянов Г.А. Теория передачи дискретной информации. -М.: Связь, 1979
2. Шувалов В.П. и др. Передача дискретных сообщений. - М.: Радио и связь,1990
3. Емельянов Г.А. , Шварцман В.О. Передача дискретной информации. -М.: Радио и связь,1982
4. Арипов М.Н и др. Проектирование и техническая эксплуатация сетей передачи дискретных сообщений. - М.: Радио и связь,1988
5. Абдуллаев Д.А., Арипов М.Н. Передача дискретных сообщений в задачах и упражнениях. - М.: Радио и связь, 1985.
6. Пуртов Л.П. и др. Элементы теории передачи дискретной информации. -М. : Связь, 1972
7. Чернега В.С. и др. Расчет и проектирование технических средств обмена и передачи информации. –М.: Высшая школа, 1990
8. Данилов Б.С. и др. Устройства преобразования сигналов передачи данных.. - М.: Связь, 1979
9. Малиновский С.Т. Сети и системы передачи дискретной информации и АСУ. - М.: Связь, 1979
10. Гуров В.С. и др. Передача дискретной информации и телеграфия. - М.: Связь, 1974
11. Цифровые и аналоговые интегральные микросхемы : Справочник/ С.В. Якубовский, Л.И. Ниссельсон, В.И. Кулешов
12. Тарабрин Б.В. и др. Интегральные микросхемы /Справочник ; Под ред. Тарабрина Б.В. – М.: Энергоатомиздат, 1985
13. Горошков Б.И. Элементы радиоэлектронных устройств: Справочник.- М. Радио и связь, 1988
14. Шило В.Л. Популярные цифровые микросхемы: Справочник - М.: Металлургия, 1988
15. Бондарь Б.Г. Основы микроэлектроники.- К.: «Вища школа»,1987.-309

ДОДАТКИ

ДОДАТОК 1 МЕТОДИЧНІ ВКАЗІВКИ ТА ЗАВДАННЯ НА КУРСОВИЙ ПРОЕКТ З ДИСЦИПЛІНИ “СИСТЕМИ ДОКУМЕНТАЛЬНОГО ЕЛЕКТРОЗВ’ЯЗКУ” ДЛЯ СТУДЕНТІВ 4 КУРСУ СПЕЦІАЛЬНОСТІ “ІНФОРМАЦІЙНІ МЕРЕЖІ ЗВ’ЯЗКУ”

1. Загальні положення

Курсовий проект по дисципліні "СДЕЗ" присвячений проектуванню тракту передачі даних між джерелом інформації і одержувачем інформації. До якості тракту передачі даних (ТПД) ставляться дуже високі вимоги по вірності передачі і надійності, тому проектується некомп'ютерований ТПД. Завдання на проект складене таким чином, щоб студент міг виконати проект, використовуючи тільки основну літературу і ці методичні вказівки.

2. Вибір варіанту

Завдання на проект складене у 100 варіантах. Значення параметрів вибираються по двох останніх цифрах номера студентського квитка. Деякі параметри є загальними для всіх варіантів.

3. Вимоги до оформлення

Пояснювальна записка до курсового проекту оформлюється у відповідності з держстандартами. Розміщення матеріалу в пояснювальній записці: титульний аркуш, завдання на проект, зміст, вступ, основна частина по розділах (відповідно до пунктів завдання), висновки, перелік посилань.

Курсовий проект бажано виконувати на білому папері стандартного розміру 210x297. Щільність рядків не повинна перевищувати 30 на всю сторінку, що забезпечується використанням трафаретів. Необхідно залишати поля: зліва-35, праворуч 10мм, зверху і знизу - 20 мм. Вирівнювання тексту з правого боку необов'язкове. Номер сторінки проставляється в правому верхньому кутку арабськими цифрами.

Рисунки виконуються у відповідності з держстандартами і тільки з використанням креслярського приладдя. Рисунки можуть бути виконані на білому папері, на якому пишеться текст проекту, на міліметровці або на кальці. Рекомендується одноманітне виконання рисунків (тільки на папері, або тільки на міліметровці, або тільки на кальці). На одному листі можуть бути вміщені декілька невеликих слідуєчих один за одним рисунків. Підпис під рисунком не обов'язковий, якщо значення змісту рисунка обумовлене в тексті.

При використанні літератури обов'язкові посилання в тексті, що оформлюються за стандартом.

4. Зміст проекту

Потрібно спроектувати середньошвидкісний тракт передачі даних (ТПД) між двома джерелами і одержувачами інформації, віддаленими один від одного на L км.

Для підвищення вірності передачі використати систему з вирішуючим зворотним зв'язком, неперервною передачею і блокуванням приймача (ВЗЗ-НПбл). Система з ВЗЗ працює в режимі виявлення помилок з перезапитом неправильно прийнятої інформації. Для виявлення помилок в блоках, що приймаються, використовується циклічний код.

Розподіл помилок в дискретному каналі описується моделлю Пуртова Л.П. Для підвищення надійності ТПД застосовується постійне резервування.

Потрібно:

1. Пояснити суть моделі часткового опису дискретного каналу (модель Пуртова Л.П.), звернувши особливу увагу на параметр α - коефіцієнт групування помилок.

2. Розрахувати імовірність помилки оптимального прийому елемента при заданих : виді модуляції, значеннях сигналу та флуктуаційної завади в каналі.
3. Побудувати залежності імовірностей помилок в блоці від його довжини для трьох значень імовірності помилки в елементі.
4. Побудувати структурну схему системи з ВЗЗ-НПБл і описати алгоритм її функціонування, використовуючи часові діаграми, побудовані за умовами варіанту для n з п. 5.
5. Визначити оптимальну довжину кодової комбінації n , при якій забезпечується найбільша відносна пропускна спроможність R .
6. Визначити число перевірочних розрядів в кодовій комбінації r , що забезпечують задану імовірність невиявленої помилки. Знайти параметри циклічного коду n, k, r . Для отриманої довжини блоку побудувати графік розподілу імовірностей кратності помилок t .
7. Вибрати тип породжуючого (утворюючого) полінома $g(x)$ з урахуванням останньої цифри студентського квитка.
8. Побудувати функціональну схему кодера для вибраного $g(x)$ і пояснити його роботу.
9. Побудувати функціональну схему декодера для вибраного $g(x)$, пояснити його роботу.
10. Побудувати повну функціональну схему модему з урахуванням заданого виду модуляції
11. Побудувати принципову схему пристрою, заданого у варіанті, використовуючи ІМС заданої серії.
12. Розрахувати надійність принципової схеми.
13. Визначити обсяг W інформації, що передається, для заданого темпу $T_{\text{пер}}$ і критерію відмови $t_{\text{від}}$.
14. По географічній карті вибрати два пункти, віддалені на L км, вибрати основну і обхідну магістраль, розбивши її на ряд ділянок довжиною 500-1000 км. Пункти переприйому прив'язати до великих населених пунктів.
15. Розрахувати показники надійності основного і обхідного каналів ПД.
16. Провести резервування каналів ПД по різних варіантах і вибрати найбільш економічний варіант, що забезпечує вимоги завдання по надійності.

5. Завдання на курсовий проект

Номер студентського квитка _____
 Студента _____ спеціальності _____ групи _____.
 Термін здачі курсового проекту на кафедрі _____
 Завдання видав _____
(дата, підпис)

ВИХІДНІ ДАНІ ДЛЯ КУРСОВОГО ПРОЕКТУ

Дані, загальні для всіх варіантів

Швидкість поширення сигналу у каналі зв'язку: $v = 80000 \text{ км/с}$;
 Швидкість модуляції: $V = 1200 \text{ Бод}$;
 Середній час наробки на відмову групового пристрою: $T_{\text{гп}} = 1500 \text{ г}$;
 Середній час відновлення групового пристрою : $\tau_{\text{гп}} = 1,5 \text{ г}$;
 Середній час відновлення пристрою захисту від помилок ПЗП : $\tau_{\text{пзп}} = 0,33 \text{ г}$;
 Середній час відновлення пристрою перетворення сигналів ППС : $\tau_{\text{ппс}} = 0,33 \text{ г}$;
 Імовірність помилки в дискретному каналі: $R_{\text{пом1}} = 0.0005$; $R_{\text{пом2}} = 0.005$;

Дані, що залежать від варіанту (номера студентського квитка)

Елементна база ІМС серії К
 Вид модуляції –
 Швидкість передачі інформації $C =$ _____ біт/с;
 Рівень потужності сигналу на виході каналу: $P_{\text{с вих}} =$ _____ дБ;
 Ефективне значення адитивної флуктуаційної завади: $U_{\text{п еф}} =$ _____ мВ;

Розробити принципову схему вузла -

Імовірність невиявленої помилки: $R_{нвп} =$

Відстань між кінцевими станціями: $L =$ км

Коефіцієнт групування помилок $\alpha =$

Мінімальна кодова відстань циклічного коду $d_0 =$

Темп передачі інформації $T_{пер} =$ с

Критерій відмови $t_{від} =$ с;

Час наробки на відмову ПЗП $T_{пзп} =$ г

Час наробки на відмову ППС $T_{ппс} =$ г

Коефіцієнт готовності тракту $K_{г} =$

Імовірність безвідмовної роботи протягом 12 годин не менше $P(t=12ч) =$

Пара метр	Передостання цифра номера студентського квитка									
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
$R_{нвп}(x 10^{-6})$	1,0	3,0	2,5	0,9	2,0	1,5	0,9	0,8	3,0	1,5
L, км	6000	5500	5000	4500	5200	4800	5900	4700	6100	5600
$t_{від}$, с	30	180	45	30	60	180	90	60	120	90
$T_{пер}$, с	300	320	600	500	380	400	540	580	460	360
Серія К-	561	555	561	555	561	555	561	555	561	555
P_c вих, дБ	-44,0	-44,4	-44,6	-45,0	-45,3	-45,7	-46,0	-46,4	-46,6	-47,0
Пара метр	Остання цифра номера студентського квитка									
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
d_0	4	5	6	4	5	6	4	5	6	4
α	0,55	0,6	0,4	0,65	0,45	0,7	0,47	0,62	0,5	0,52
$T_{пзп}$, г	350	400	500	470	550	360	560	460	380	530
$T_{ппс}$, г	500	420	350	550	400	510	370	490	520	400
$k_{г}$	0,95	0,96	0,97	0,98	0,955	0,975	0,99	0,965	0,985	0,995
$P(t=12 г)$	0,915	0,920	0,95	0,94	0,925	0,93	0,945	0,97	0,965	0,96
Уп еф, мВ	1,0	1,1	1,2	1,3	1,4	1,5	1,6	1,7	1,8	1,9
C, біт/с	1200	2400	4800	1200	2400	4800	1200	2400	4800	1200
Модул.	ЧМ	ВФМ	ДВФМ	ЧМ	ВФМ	ДВФМ	ЧМ	ВФМ	ДВФМ	ЧМ
Вузол	К	ДК	Р	Г	К	ДК	Р	Г	К	ДК

Примітка: К – кодер Р – розподілювач
Г - генератор ДК – декодер

ДОДАТОК 2 Таблиця утворюючих поліномів циклічного коду $g(x)$ ступеня r .

r	$g(x)$
7	$x^7 + x^3 + 1$
	$x^7 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$
	$x^7 + x^3 + x^2 + x + 1$
8	$x^8 + x^4 + x^3 + x + 1$
	$x^8 + x^5 + x^4 + x^3 + 1$
	$x^8 + x^7 + x^5 + x + 1$
9	$x^9 + x^4 + x^2 + x + 1$
	$x^9 + x^5 + x^3 + x^2 + 1$
	$x^9 + x^6 + x^3 + x + 1$
10	$x^{10} + x^3 + 1$
	$x^{10} + x^4 + x^3 + x + 1$
	$x^{10} + x^8 + x^3 + x^2 + 1$
11	$x^{11} + x^2 + 1$
	$x^{11} + x^7 + x^3 + x^2 + 1$
	$x^{11} + x^8 + x^5 + x^2 + 1$
12	$x^{12} + x^6 + x^4 + x + 1$
	$x^{12} + x^9 + x^3 + x^2 + 1$
	$x^{12} + x^{11} + x^6 + x^4 + x^2 + x + 1$
13	$x^{13} + x^4 + x^3 + x + 1$
	$x^{13} + x^{12} + x^6 + x^5 + x^4 + x^3 + 1$
	$x^{13} + x^{12} + x^8 + x^7 + x^6 + x^5 + 1$
14	$x^{14} + x^8 + x^6 + x + 1$
	$x^{14} + x^{10} + x^6 + 1$
	$x^{14} + x^{12} + x^6 + x^5 + x^3 + x + 1$
15	$x^{15} + x^{10} + x^5 + x + 1$
	$x^{15} + x^{11} + x^7 + x^6 + x^2 + x + 1$
	$x^{15} + x^{12} + x^3 + x + 1$
16	$x^{16} + x^{12} + x^3 + x + 1$
	$x^{16} + x^{13} + x^{12} + x^{11} + x^7 + x^6 + x^3 + x + 1$
	$x^{16} + x^{15} + x^{11} + x^{10} + x^9 + x^6 + x^2 + x + 1$
17	$x^{17} + x^3 + x^2 + x + 1$
	$x^{17} + x^8 + x^7 + x^6 + x^4 + x^3 + 1$
	$x^{17} + x^{12} + x^6 + x^3 + x^2 + x + 1$

Примітка: при даному значенні r треба взяти поліном $g(x)$ з верхнього рядка, якщо остан-

ня цифра номера студентського квитка 0, 1, 2, 3, з середнього, якщо вона 4, 5, 6, та нижнього, якщо 7,8,9.

ДОДАТОК 3

ТАБЛИЦЯ ФУНКЦІЇ КРАМПА

X	$\Phi(X)$	X	$\Phi(X)$	X	$\Phi(X)$	X	$\Phi(X)$
0,00	0,000	0,60	0,451	1,20	0,769	1,80	0,928
0,01	0,008	0,61	0,458	1,21	0,773	1,81	0,929
0,02	0,016	0,62	0,464	1,22	0,777	1,82	0,931
0,03	0,023	0,63	0,471	1,23	0,781	1,83	0,932
0,04	0,031	0,64	0,477	1,24	0,785	1,84	0,934
0,05	0,039	0,65	0,484	1,25	0,788	1,85	0,935
0,06	0,047	0,66	0,490	1,26	0,792	1,86	0,937
0,07	0,055	0,67	0,497	1,27	0,795	1,87	0,938
0,08	0,063	0,68	0,503	1,28	0,799	1,88	0,939
0,09	0,071	0,69	0,509	1,29	0,202	1,89	0,941
0,10	0,079	0,70	0,516	1,30	0,806	1,90	0,942
0,11	0,087	0,71	0,522	1,31	0,809	1,91	0,943
0,12	0,095	0,72	0,528	1,32	0,813	1,92	0,945
0,13	0,103	0,73	0,536	1,33	0,816	1,93	0,946
0,14	0,111	0,74	0,540	1,34	0,819	1,94	0,947
0,15	0,119	0,75	0,546	1,35	0,823	1,95	0,948
0,16	0,127	0,76	0,552	1,36	0,826	1,96	0,95
0,17	0,135	0,77	0,558	1,37	0,829	1,97	0,951
0,18	0,142	0,78	0,564	1,38	0,832	1,98	0,952
0,19	0,150	0,79	0,570	1,39	0,835	1,99	0,953
0,20	0,158	0,80	0,576	1,40	0,838	2,00	0,954
0,21	0,166	0,81	0,572	1,41	0,841	2,05	0,959
0,22	0,174	0,82	0,587	1,42	0,844	2,10	0,964
0,23	0,181	0,83	0,593	1,43	0,847	2,15	0,968
0,24	0,189	0,84	0,598	1,44	0,850	2,20	0,972
0,25	0,197	0,85	0,604	1,45	0,852	2,25	0,975
0,26	0,205	0,86	0,610	1,46	0,855	2,30	0,978
0,27	0,212	0,87	0,615	1,47	0,858	2,35	0,9812
0,28	0,220	0,88	0,621	1,48	0,861	2,40	0,9836
0,29	0,228	0,89	0,626	1,49	0,863	2,45	0,9857
0,30	0,235	0,90	0,631	1,50	0,866	2,50	0,9876
0,31	0,243	0,91	0,637	1,51	0,869	2,55	0,9892
0,32	0,251	0,92	0,642	1,52	0,871	2,60	0,9907
0,33	0,258	0,93	0,647	1,53	0,874	2,65	0,9920
0,34	0,266	0,94	0,652	1,54	0,876	2,70	0,9931

X	$\Phi(X)$	X	$\Phi(X)$	X	$\Phi(X)$	X	$\Phi(X)$
0,35	0,278	0,95	0,657	1,55	0,878	2,75	0,9940
0,36	0,281	0,96	0,663	1,56	0,881	2,80	0,9949
0,37	0,288	0,97	0,668	1,57	0,883	2,85	0,9956
0,38	0,296	0,98	0,673	1,58	0,885	2,90	0,9963
0,39	0,303	0,99	0,677	1,59	0,888	2,95	0,9963
0,40	0,310	1,00	0,682	1,60	0,890	3,00	0,9973
0,41	0,318	1,01	0,687	1,61	0,892	3,10	0,9980
0,42	0,325	1,02	0,632	1,62	0,894	3,20	0,9986
0,43	0,332	1,03	0,697	1,63	0,896	3,30	0,999
0,44	0,340	1,04	0,701	1,64	0,899	3,40	0,9993
0,45	0,347	1,05	0,706	1,65	0,901	3,50	0,9995
0,46	0,354	1,06	0,710	1,66	0,903	3,60	0,9996
0,47	0,316	1,07	0,715	1,67	0,905	3,70	0,9997
0,48	0,368	1,08	0,719	1,68	0,907	3,80	0,9998
0,49	0,375	1,09	0,724	1,69	0,909	3,90	0,9999
0,50	0,382	1,10	0,728	1,70	0,910	4,00	0,99994
0,51	0,389	1,11	0,733	1,71	0,912	4,10	0,99995
0,52	0,396	1,12	0,737	1,72	0,914	4,20	0,99997
0,53	0,403	1,13	0,741	1,73	0,916	4,30	0,99998
0,54	0,410	1,14	0,745	1,74	0,918	4,40	0,999989
0,55	0,417	1,15	0,749	1,75	0,919	4,50	0,999993
0,56	0,424	1,16	0,754	1,76	0,921	4,60	0,999996
0,57	0,431	1,17	0,758	1,77	0,923	4,70	0,999997
0,58	0,438	1,18	0,762	1,78	0,924	4,80	0,999998
0,59	0,444	1,19	0,766	1,79	0,926	4,892	$1 - 10^{-6}$
					5,327		$1 - 10^{-7}$

ДОДАТОК 4

Інтенсивність лінійних і станційних відмов $\lambda_{\text{ЛВ}}$ і $\lambda_{\text{СТ}}$, коефіцієнтів готовності $k_{\text{ГЛВ}}$ і $k_{\text{ГСТ}}$ для апаратури К-300 і К-1920 в залежності від довжини ділянки магістралі **I**

Довжина ділянки, l, км	Лінійні відмови		Станційні відмови	
	$\lambda_{\text{ЛВ}}$	$k_{\text{ГЛВ}}$	$\lambda_{\text{СТ}}$	$k_{\text{ГСТ}}$
400	0,000071	0,99982	0,00555	0,99855
500	0,000085	0,99979	0,00574	0,99850
600	0,000106	0,99974	0,00588	0,99843
700	0,000124	0,99969	0,00602	0,99839
800	0,000142	0,99965	0,00625	0,99833
900	0,000159	0,99960	0,00645	0,99828
1000	0,000177	0,99956	0,00666	0,99822
1100	0,000194	0,99952	0,00694	0,99815

ДОДАТОК 5

Інтенсивність короточасних відмов $\lambda_{кр}$ і коефіцієнтів готовності $k_{г кр}$
(для апаратури К-300 і К-1920) в залежності від критерію відмови $t_{від}$ і довжини дільниці магістралі l

Довжина $l, км$	$t_{від} = 30 с$		$t_{від} = 45 с$		$t_{від} = 60 с$		$t_{від} = 90 с$		$t_{від} = 120 с$		$t_{від} = 180 с$	
	$\lambda_{кр}$	$k_{г кр}$	$\lambda_{кр}$	$k_{г кр}$	$\lambda_{кр}$	$k_{г кр}$	$\lambda_{кр}$	$k_{г кр}$	$\lambda_{кр}$	$k_{г кр}$	$\lambda_{кр}$	$k_{г кр}$
400	0,008333	0,999981	0,005848	0,999983	0,004545	0,999985	0,002857	0,999988	0,001724	0,999995	0,000869	0,9999984
500	0,010416	0,999969	0,007142	0,999974	0,006024	0,999975	0,003571	0,999982	0,002155	0,999987	0,001086	0,9999919
600	0,012547	0,999956	0,008605	0,999962	0,006844	0,999966	0,004303	0,999973	0,002597	0,999981	0,001309	0,9999908
700	0,014619	0,999940	0,010000	0,999949	0,007892	0,999955	0,004995	0,999963	0,003020	0,999974	0,001520	0,9999900
800	0,016666	0,999922	0,011428	0,999933	0,009090	0,999940	0,005714	0,999952	0,003448	0,999966	0,001739	0,999979
900	0,018552	0,999902	0,012903	0,999915	0,010231	0,999924	0,006435	0,999939	0,003883	0,999957	0,001958	0,999973
1000	0,020833	0,999878	0,014285	0,999896	0,011367	0,999906	0,007143	0,999924	0,004310	0,999947	0,002174	0,999967
1100	0,022935	0,999853	0,015723	0,999874	0,012510	0,999890	0,007849	0,999908	0,004744	0,999938	0,002891	0,999961