

ФАКУЛЬТЕТ АВТОМАТИКИ, ТЕЛЕМЕХАНІКИ ТА ЗВ'ЯЗКУ

Кафедра «Транспортний зв'язок»

МЕТОДИЧНІ ВКАЗІВКИ

до лабораторної роботи

«ДОСЛІДЖЕННЯ ЦИКЛІЧНИХ КОДІВ»

Харків 2010

Методичні вказівки розглянуто і рекомендовано до друку на засіданні кафедри «Транспортний зв'язок» 4 грудня 2008 р., протокол № 5.

Укладач:

доц. М.В. Книгавко

Рецензент

доц. М.Г. Варбанець

МЕТОДИЧНІ ВКАЗІВКИ
до лабораторної роботи
« ДОСЛІДЖЕННЯ ЦИКЛІЧНИХ КОДІВ»

Відповідальний за випуск Книгавко М.В.

Редактор Буранова Н.В.

Підписано до друку 22.01.09 р.
Формат паперу 60x84 1/16. Папір писальний.
Умовн.-друк.арк. 2,25. Обл.-вид.арк. 2,5.
Замовлення № Тираж 100. Ціна

Видавництво УкрДАЗТу, свідоцтво ДК № 2874 від. 12.06.2007 р.
Друкарня УкрДАЗТу,

61050, Харків - 50, майд. Фейербаха, 7

МЕТА РОБОТИ

1 Набути практичних навичок побудови кодових комбінацій циклічного коду за відомими інформаційними кодовими комбінаціями .

2 Дослідити особливості побудови і роботи кодеків циклічного коду.

3 Дослідити особливості програмної реалізації процесу кодування і декодування.

4 Дослідити коригувальну здатність циклічного коду.

ДОМАШНЄ ЗАВДАННЯ

До першого заняття:

1 Вивчити методи знаходження кодових комбінацій циклічного коду [1, 2].

2 Вивчити принципи побудови пристроїв кодування та декодування [1,2].

3 За даними методичними вказівками ознайомитися з лабораторною установкою, її можливостями і правилами роботи на ній.

До другого заняття:

1 За рекомендованою літературою і даними методичними вказівками вивчити принципи програмної реалізації роботи пристроїв кодування і декодування.

2 За рекомендованою літературою ознайомитися зі структурою мікропроцесора КР580ИК80А, системою команд і адресацією.

ПРОГРАМА РОБОТИ В ЛАБОРАТОРІЇ І МЕТОДИЧНІ ВКАЗІВКИ ЩОДО ЇЇ ВИКОНАННЯ

Перше заняття

1 За заданим утворюючим поліномом і інформаційною кодовою комбінацією визначити кодову комбінацію роздільного циклічного (n, k) коду.

2 Використовуючи дані п. 1, розробити схеми пристроїв кодування і декодування циклічного коду для виправлення одиночної помилки.

При розробленні схеми пристрою кодування необхідно застосувати схему багатотактного фільтра, що реалізує процес прискореного ділення, а для декодування – схему звичайного ділення.

3 Скласти таблиці, що пояснюють роботу розроблених пристроїв кодування і декодування.

Послідовність роботи пристроїв (зміна станів комірок фільтра) визначається надходженням на вхід конкретної кодової комбінації і тактових імпульсів. Тому таблиці повинні містити стовпчики, які відповідають приходу тактових імпульсів, символів вхідної кодової комбінації, стану комірок пам'яті і символів вихідної кодової комбінації.

При побудові таблиці для декодувального пристрою за вхідну кодову комбінацію необхідно взяти спотворену однократною помилкою в інформаційному розряді кодову комбінацію циклічного коду, визначену при виконанні п. 1 програми роботи в лабораторії.

Після складання таблиць необхідно переконатися в правильності розроблених пристроїв кодування і декодування, зіставивши вихідні кодові комбінації з теоретично визначеними в п. 1 програми.

4 Скласти на лабораторному макеті розроблені схеми пристроїв кодування і декодування.

При виконанні цього пункту програми необхідно звернути увагу на правильне встановлення положення тумблера вибору розмірності (n, k) циклічного коду (лівий верхній кут передньої панелі лабораторної установки).

5 Експериментально перевірити правильність процесів кодування і декодування при прийомі безпомилкової кодової комбінації циклічного коду, для чого:

а) привести схему у вихідний стан, натиснувши кнопку «Скидання»;

б) за допомогою тумблерів 1 – 5 датчика кодової комбінації (ДКК) установити обрану в п. 1 програми роботи в лабораторії інформаційну кодову комбінацію (при цьому необхідно стежити за тим, щоб старший розряд кодової комбінації визначався тумблером 5);

в) перемикач датчика помилок установити в положення, що забезпечує безпомилкову передачу;

г) подаючи тактові імпульси, спостерігати процеси видачі інформаційної кодової комбінації, формування перевірних символів у пристрої кодування і обчислення залишку від ділення в декодувальному пристрої, зіставляючи при цьому одержувані стани комірок пам'яті з табличними, теоретично знайденими при виконанні п. 3 програми роботи в лабораторії.

6 Дослідити здатність циклічного коду виявляти і виправляти помилки.

Для дослідження коригувальної здатності необхідно за допомогою перемикача датчика помилок вносити в передані кодові комбінації помилки (в один або кілька розрядів).

Виявлення помилок фіксувати по ненульовому залишку від ділення в декодувальному пристрої.

При дослідженні здатності коду виправляти одиночні помилки необхідно спочатку визначити синдром (кодову комбінацію, що виправляє) одиночної помилки і настроїти на нього дешифратор помилки. Оскільки дешифратором помилки є схема зсуву, то її входи необхідно з'єднувати з виходами комірок пам'яті або прямо, або через інвертори залежно від виду елементів синдрому.

7 Розрахувати коефіцієнти виявлення і виправлення помилок і імовірність помилкового прийому кодової комбінації.

ЗМІСТ ЗВІТУ

- 1 Структурні схеми досліджуваних пристроїв кодування і декодування.
- 2 Таблиці, що пояснюють роботу кодера і декодера.
- 3 Визначена експериментальним шляхом кодова комбінація, що виправляє (синдром одиночної помилки).
- 4 Значення $K_{обн}$, $K_{испр}$, $\rho_{ош}$ п.
- 5 Висновки за результатами досліджень.

Друге заняття

1 На підставі аналізу схем і роботи пристроїв кодування і декодування (використовуючи дані складених таблиць), визначити двійкові числа, що будуть потрібні при дослідженні програмної реалізації кодека і розробити алгоритм програмної реалізації пристроїв кодування і декодування, склавши блок-схему алгоритму.

2 Експериментально перевірити роботу програми кодування і декодування при передачі і прийомі кодової комбінації без помилки, для чого:

а) записати в пам'ять мікропроцесора програми кодування і декодування, що наведені у даній роботі;

б) вихідні дані записати в такі комірки пам'яті:

0800 – символи інформаційної кодової комбінації (записувати її необхідно ліворуч, тобто старший розряд необхідно розмістити праворуч);

0803 – записати число циклів, необхідних для виконання операції кодування;

0804 – записати число, з яким необхідно здійснювати додавання по модулю два при кодуванні;

0802 – комірка, призначена для запису сформованих перевірних символів.

3 Перевірити правильність занесення в пам'ять програми, перевіривши контрольну суму (9E).

4 Запустити програму кодування і перевірити правильність сформованих перевірних символів.

5 Ввести вихідні дані для декодування:

0860, 0861 – прийнята кодова комбінація (записувати справа наліво);

0862 – записати число циклів, необхідних для виконання декодування;

0863 – записати число, з яким необхідно здійснювати додавання по модулю два при декодуванні, якщо значення вхідного символу = 1, а старшого розряду залишку від ділення = 0;

0864 – записати число, з яким необхідно здійснювати додавання по модулю два при декодуванні, якщо значення вхідного символу = 0, а старшого розряду залишку від ділення = 1;

0865 – записати число, з яким необхідно здійснювати додавання по модулю два при декодуванні, якщо значення вхідного символу = 1, а старшого розряду залишку від ділення = 1;

091B – записати кодову комбінацію вектора, що виправляє (справа наліво);

6 Перевірити правильність занесення в пам'ять програми, перевіривши контрольну суму (B1).

7 Запустити програму декодування і перевірити правильність роботи.

8 Перевірити роботу програми декодування за наявності помилок у прийнятій кодовій комбінації. Для цього необхідно в комірці **0860** і **0861** ввести кодову комбінацію з помилкою і запустити програму декодування.

У результаті роботи програми в комірку **091A** буде записаний номер неправильно прийнятого символу.

ЗМІСТ ЗВІТУ

- 1 Блок-схеми алгоритмів кодування і декодування.
- 2 Висновки за результатами досліджень.

КОНТРОЛЬНІ ПИТАННЯ

1 Які причини викликають необхідність вживання спеціальних заходів щодо забезпечення необхідної правильності передачі дискретних повідомлень?

2 Які ставляться вимоги до правильності передачі дискретних повідомлень?

3 Охарактеризуйте методи підвищення правильності передачі даних.

4 Який код є завадостійким?

5 Поясніть поняття «дозволена» і «заборонена» кодові комбінації.

6 Охарактеризуйте основні параметри завадостійкого коду.

7 Від чого залежить коригувальна здатність коду? Як оцінити ефективність коду?

8 Дайте порівняльний аналіз кодів, що виявляють і виправляють помилки. Як оцінюється ефективність таких кодів?

9 Що характеризує і як визначається мінімальна кодова відстань коду?

10 Як впливає кодова відстань між двома кодовими комбінаціями на імовірність їхнього переходу одна в одну?

11 Які моделі потоку помилок найчастіше використовуються на практиці? Як оцінюється імовірність помилкового прийому і виявлення помилок при цих моделях?

12 У чому полягає методика вибору основних характеристик завадостійкого коду?

13 Ефективна швидкість передачі і шляхи її оптимізації.

14 Охарактеризуйте основні особливості й ознаки циклічних кодів.

15 Правила побудови кодових комбінацій циклічного коду.

16 Дайте порівняльний аналіз методів кодування і декодування циклічних кодів.

17 Що таке синдром циклічного коду? Як він визначається і використовується в циклічних кодах, що виявляють і виправляють помилки?

18 Від яких характеристик залежить коригувальна здатність циклічного коду? Як оцінюється ефективність коду?

19 Шляхи забезпечення необхідних коригувальних здатностей циклічного коду.

20 Поясніть принципи виявлення і виправлення помилок циклічним кодом.

21 Як здійснюється вибір утворюючого полінома? Чим визначається його степінь?

22 Правило розроблення пристрою кодування роздільного циклічного коду.

23 Особливості побудови і технічної реалізації пристрою декодування роздільного циклічного коду.

24 Яка властивість регістра ділення декодувального пристрою лежить в основі реалізації виправлення однократних спотворень циклічного коду?

25 Дайте порівняльну оцінку технічної реалізації кодування і декодування циклічних кодів, що виявляють і виправляють помилки.

26 Поясніть принцип побудови алгоритму програмної реалізації процесу кодування циклічним кодом.

27 Поясніть принцип побудови алгоритму програмної реалізації процесу декодування циклічним кодом.

28 Яким чином у програмі реалізована операція визначення значення інформаційного символу?

29 Як визначається число, з яким необхідно здійснювати операції додавання при програмній реалізації процесу кодування і декодування?

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1 Кудряшов В.А., Семенюта Н.Ф. Передача дискретной информации на железнодорожном транспорте. – М.: Транспорт, 1991.

2 Передача дискретных сообщений: Учеб. для вузов / В.П.Шувалов, Н.В.Захарченко, В.О. Шварцман и др. – М.: Радио и связь, 1990.

3 Калабеков Б.А. Микропроцессоры и их применение в системах передачи и обработки сигналов. – М.: Радио и связь, 1988.

ДОДАТОК А

ОПИС ЛАБОРАТОРНОЇ УСТАНОВКИ

У лабораторній установці на інтегральних схемах реалізований датчик інформаційної кодової комбінації, пристрій кодування, пристрій декодування і імітатор каналу зв'язку.

Установка розрахована на дослідження циклічних кодів (7,4) і (9,5) з різними утворюючими поліномами, що досягається з'єднанням відповідних функціональних елементів схем пристроїв кодування і декодування на лицьовій панелі.

Функціональна схема, зображена на лицьовій панелі установки, приведена на рисунку А.1.

Посилка інформаційної кодової комбінації, її кодування, передача по каналу (із внесенням або без внесення помилок), декодування і виправлення помилки утворюють цикл роботи установки. Формування відповідного числа тактових імпульсів здійснюється натисканням кнопки «ТИ», що дозволяє спостерігати всі процеси в покроковому режимі. По закінченні циклу, перехід установки у вихідний стан робиться натисканням кнопки «Скидання».

На рисунку А.1 комірка пам'яті умовно позначена прямокутником із кружком усередині, суматори по модулю два – прямокутниками зі стандартним позначенням (=1), ключі, що здійснюють переключення режимів роботи пристроїв кодування і декодування (K1, K2, K3) – як механічні. На лицьовій панелі лабораторної установки кружки усередині комірки пам'яті підсвічуються світлодіодами, за якими можна судити про її стан.

Розмірність досліджуваного коду визначається включенням тумблера, розташованого в лівій верхній частині установки, у положення (7,4) або (9,5).

Набір інформаційної кодової комбінації здійснюється тумблерами 1-5. Включення тумблера нагору відповідає символу «1». Введення інформаційної кодової комбінації в пристрій кодування відбувається послідовно, по тактах,

починаючи з правого крайнього розряду. Правильність кодової комбінації, що вводиться, можна контролювати за станом світлодіода на виході датчика кодової комбінації (ДКК).

Передача кодової комбінації по каналу зв'язку може відбуватися без помилок або з внесенням помилки в будь-який переданий розряд. Номер перекрученого розряду визначається номером положення галетного перемикача датчика помилок. Безпомилкова передача відбувається при встановленні галетного перемикача в положення «10».

Процеси кодування і декодування можна спостерігати за зміною стану комірок пам'яті багатотактних фільтрів і регістрів зсуву.

При надходженні інформаційних розрядів у пристрій кодування у ньому відбувається процес ділення багаточлена $G(x)x^{n-k}$ на утворюючий багаточлен $P(x)$. Після k тактів у комірках пам'яті пристрою кодування утворюються перевірні розряди, що будуть виведені в канал зв'язку слідом за інформаційними за $n - k$ тактів. Протягом перших k тактів ключ $K2$ – замкнутий, $K1$ – у нижньому положенні, потім (протягом $n - k$ тактів) – $K2$ – розімкнутий, а $K1$ – у верхньому положенні.

Декодер складається з регістра зсуву (рисунки А.2), призначеного для запам'ятовування інформаційних розрядів, що надійшли з каналу, пристрою ділення прийнятого багаточлена $F(x)$ на утворюючий багаточлен $P(x)$, суматора по модулю два, що виправляє помилку, дешифратора помилки з інверторами на вході і ключа $K3$ – для «відсікання» перевірних розрядів від регістра зсуву.

Функціональна схема пристрою ділення декодера, на відміну від аналогічного пристрою кодера, виконує реалізацію процесу ділення за n тактів.

Після закінчення процесу ділення в комірках пам'яті фіксується залишок від ділення. Якщо помилок немає, то залишок дорівнює нулю. Ненульовий залишок свідчить про помилку в прийнятій комбінації.

Номер помилково прийнятого розряду визначається за моментом утворення в комірках пам'яті пристрою ділення

синдрому (виправляючої кодової комбінації) одиночної помилки, характерного для кожного використовуваного утворюючого багаточлена. Таким чином, до моменту надходження на вихідний суматор по модулю два помилково прийнятого розряду в комірках пам'яті пристрою ділення буде сформований визначений синдром, що зафіксується дешифратором помилки (схемою зсуву) і на другий вхід вихідного суматора по модулю два буде подана логічна «1», що змінює помилковий розряд на протилежний і, отже, виправляє його.

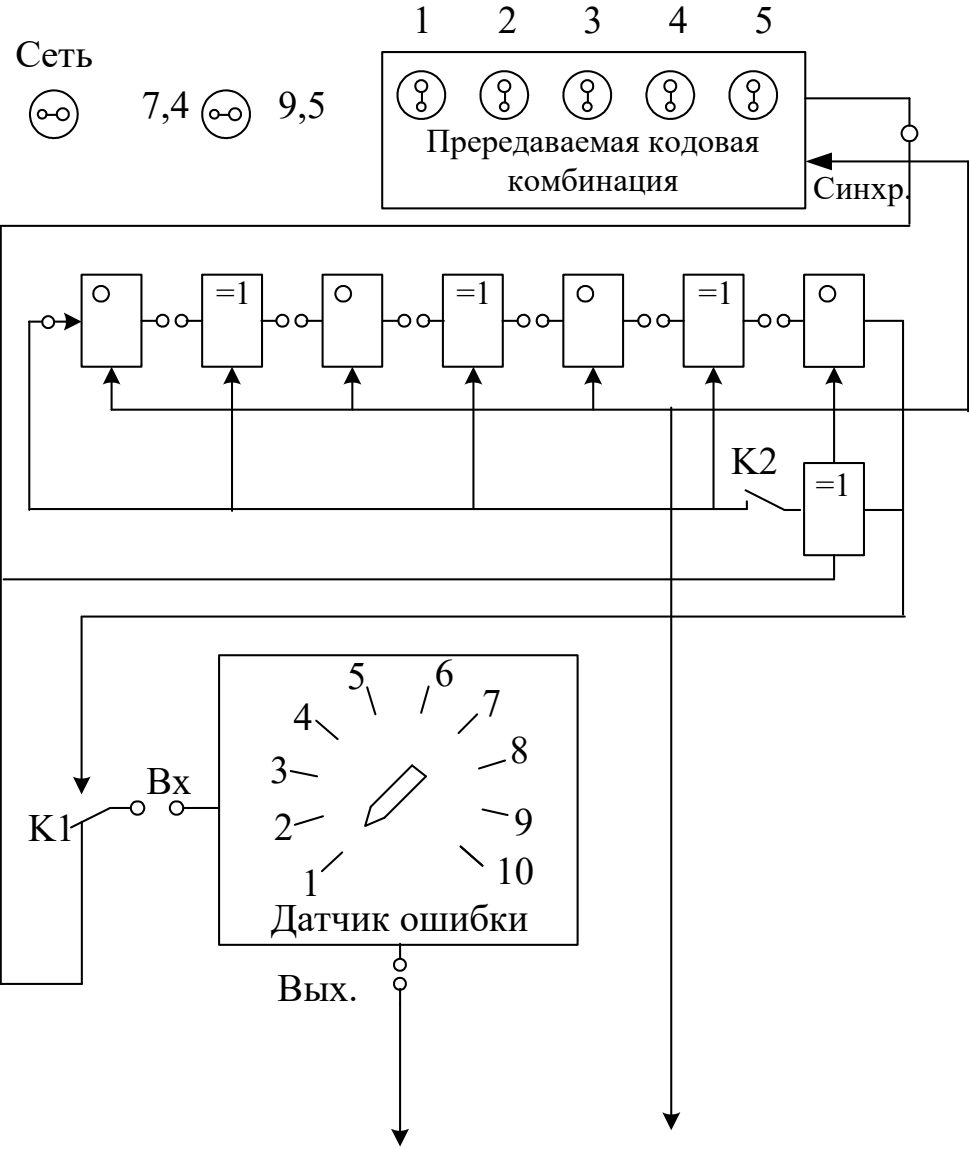


Рисунок А.1

Визначити синдром можна або теоретично, здійснивши ділення одночлена x^{n-1} (відповідного наявності помилки в старшому розряді) на утворюючий багаточлен, або експериментально, фіксуючи стан елементів пам'яті пристрою ділення при виведенні помилкового розряду на вихід декодера (на суматор по модулю два).

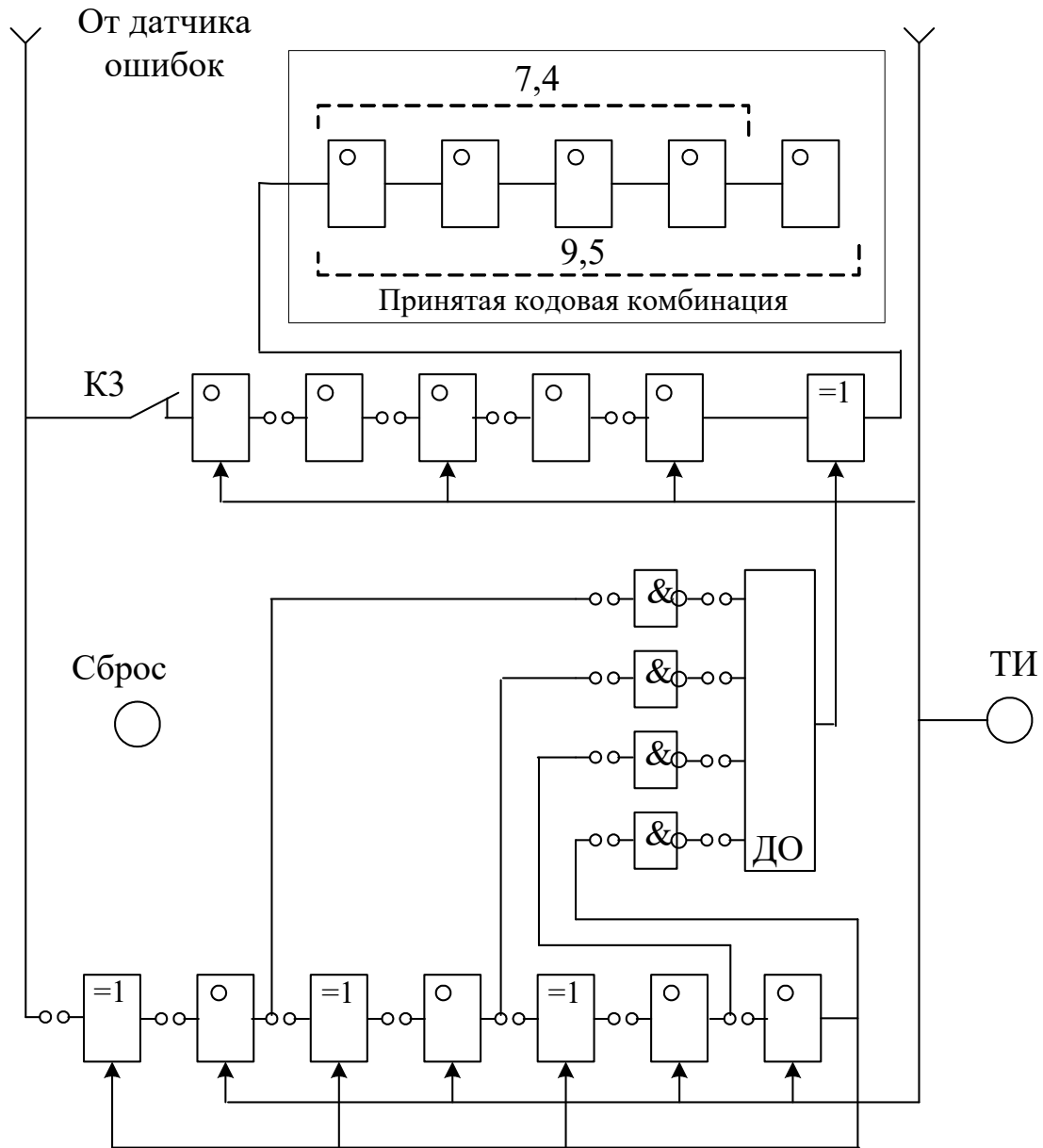


Рисунок А. 2

ДОДАТОК Б

ДЕЯКІ ПИТАННЯ ВИБОРУ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ І ВИЗНАЧЕННЯ ЇХНІХ ПАРАМЕТРІВ

Сигнали в процесі їхнього формування, передачі і прийому піддаються впливу завад. Найбільш інтенсивні завади діють у каналах зв'язку. Тому здійснюються різноманітні заходи для забезпечення необхідної завадостійкості систем передачі даних. Основним способом розв'язання цієї задачі (підвищення правильності передачі дискретних повідомлень) є використання завадостійких кодів.

Завадостійкість кодування забезпечується за рахунок уведення надмірності в кодові комбінації. Це значить, що з n символів кодової комбінації для передачі інформації використовується $k < n$ символів. Отже, із загального числа $N_0 = m^n$ (m – основа прийнятої системи числення) можливих кодових комбінацій для передачі інформації використовується $N = m^k$ кодових комбінацій. Відповідно до цього, усю безліч $N_0 = m^n$ можливих кодових комбінацій поділяють на дві підмножини. У першу підмножину входить $N = m^k$ дозволених (тобто тих, що використовуються для передачі інформації) комбінацій, а в другу – $N_0 - N = m^n - m^k$ заборонених кодових комбінацій (тобто тих, що не використовуються для передачі інформації, але можуть з'явитися внаслідок спотворення деяких елементів кодової комбінації при передачі по каналу). Якщо на приймальній стороні встановлено, що прийнята комбінація належить до підмножини дозволених, то вважається, що вона правильна (без помилки). Якщо в результаті виникнення помилок передана (дозволена) комбінація перетворюється в одну з заборонених, то така помилка виявляється. Якщо сукупність помилок перетворює дозволену комбінацію в іншу дозволену, то така помилка не буде виявлена.

Таким чином, усякий код, що задовольняє умову $N < N_0$, здатний виявляти помилки в $N(N_0 - N)$ можливих випадках. У загальному випадку кожна з N дозволених кодових

комбінацій може трансформуватися в кожен з N_0 можливих комбінацій, тобто усього є NN_0 випадків. Отже, коефіцієнт виявлення коду, як частка помилкових комбінацій, що виявляються, дорівнює:

$$K_{\text{обн}} = \frac{N(N_0 - N)}{NN_0} = 1 - \frac{N}{N_0}.$$

У тому випадку, коли код використовується не тільки для виявлення, але і для виправлення помилок, уся безліч заборонених кодових комбінацій розбивається на N непересічних підмножин M_k ($k=1,2,\dots,N$)... Кожній з підмножин M_k ставиться у відповідність одна з дозволених комбінацій A_k . Якщо передана дозволена кодова комбінація в результаті впливу завад перетворилася в недозволену комбінацію, що належить деякій підмножині M_i ($i \in k$), то приймається рішення, що була передана комбінація A_i .

При такому способі прийому частина помилок виправляється, однак деякі помилки виправляються неправильно. Правильне виправлення помилки відбувається в $N_0 - N$ випадках із загального числа випадків.

$$K_{\text{исп}} = \frac{N_0 - N}{NN_0}.$$

Ступінь відмінності будь-яких двох кодових комбінацій коду характеризується кодовою відстанню d (відстанню Хемінга). Вона визначається числом символів, якими кодові комбінації відрізняються одна від одної, і оцінюється як вага суми по модулю два кодових комбінацій. Перебравши усі пари кодових комбінацій коду, можна знайти мінімальне значення d , що називають мінімальною кодовою відстанню d_{\min} . Мінімальна кодова відстань характеризує коригувальну здатність коду. Для забезпечення можливості виявлення q -кратних помилок має виконуватися умова: $d_{\min} \geq q + 1$, для виправлення t -кратних помилок – $d_{\min} \geq 2t + 1$. Для того, щоб код виявляв q помилок і виправляв t помилок, мінімальна кодова відстань повинна бути $d_{\min} = q + t + 1$.

Однією з основних характеристик ефективності надлишкового коду є імовірність помилкового прийому (невиявлення помилки) $p_{\text{ош.п}}$. Якщо різні елементи кодової комбінації спотворюються незалежно, а імовірність спотворення одного елемента p_0 не залежить від значення цього елемента (симетричний канал), то, відповідно до біноміального закону розподілу, є імовірність появи в n -елементній кодовій комбінації t спотворених елементів

$$p(t,n) = C_n^t p_0^t (1-p_0)^{n-t}, \quad t = 0, 1, \dots, n$$

При передачі сигналів по реальних каналах зв'язку спотворені елементи, як правило, групуються в пачки (пакети). Під пачкою помилок (спотворень) розуміють ділянку послідовності елементів, що починається і закінчується спотвореними елементами. У середині пачки можуть бути як правильно прийняті, так і спотворені елементи. Група помилок є пакетом лише в тому випадку, якщо помилкові елементи відділені один від одного менш ніж 10 безпомилковими (рекомендація МСЕ). Довжина пакета l_n оцінюється числом елементів, що розміщені між першим і останнім спотвореним у пакеті. При групуванні помилок імовірність прийому помилкової кодової комбінації може бути оцінена співвідношенням:

$$p(\geq 1, n) \approx n^{1-\alpha} p_0,$$

де $\alpha < 1$ – коефіцієнт групування помилок. При відсутності пакетування помилок $\alpha = 0$.

Якщо завадостійкий код з мінімальною кодовою відстанню d_{\min} дозволяє виявляти помилки кратності q і менше, то імовірність помилкового прийому визначається виразом:

$$P_{\text{ош.п}}^{\circ} = \sum_{i=d_{\min}}^n C_n^i p_0^i (1-p_0)^{n-i},$$

а у випадку його використання в режимі виправлення –

$$p^{n \text{ ош.п}} = \sum_{i=\frac{d_{\min}-1}{2}+1}^n C_n^i p_0^i (1-p_0)^{n-i} .$$

З аналізу цих виразів легко встановити, що для кодів з однаковим d_{\min} справедливе співвідношення

$$p^{\circ \text{ ош.п}} < p^{n \text{ ош.п}} ,$$

тобто код, що використовується у режимі виявлення, більш ефективний, ніж той, що виправляє. Однак у першому випадку необхідно реалізувати виправлення неправильно прийнятих кодових комбінацій за допомогою використання зворотного зв'язку.

Завадостійкі коди, що застосовуються на практиці, як правило, виявляють також певну частину помилок, кратність яких більш того максимального значення, що визначається величиною мінімальної кодової відстані даного коду. Неправильно прийняті кодові комбінації споживачеві не видаються. У цьому випадку імовірність помилкового прийому (невиявлення помилки) менше величини, отриманої на підставі наведеного вище виразу $p_{\text{ош.п}}$ для симетричного каналу. Ця імовірність може бути оцінена за допомогою виразу:

$$p^{\circ \text{ ош.п}} = \frac{1}{2^r} \sum_{i=d_{\min}}^n C_n^i p_0^i (1-p_0)^{n-i} .$$

Для кодів, що виявляють пакети помилок, аналогічний вираз має вигляд

$$p^{\circ \text{ ош.п}} = \frac{p_0}{2^r} \left(\frac{n}{d_{\min}} \right)^{1-\alpha} .$$

При виборі завадостійкого коду насамперед визначають необхідну кількість інформаційних розрядів k з умови забезпечення передачі заданого числа інформаційних кодових комбінацій N . Для цього використовують співвідношення

$$2^k \geq N .$$

Обраний вид коду, його режим використання і характеристики повинні гарантувати необхідну завадостійкість $p_{\text{ош-п}} \leq p^{\text{ТР}}_{\text{ош-п}}$ при мінімальному числі надлишкових r елементів і з урахуванням простоти його технічної реалізації. Вимоги до мінімального числа надлишкових символів пов'язані зі зниженням швидкості передачі інформації (R_n) за рахунок уведення надлишкових символів у порівнянні з безнадлишковим кодом: $R_n = \frac{k}{k+r} R$. На підставі аналізу характеру перешкод у каналі і розподілу помилок на виході дискретного каналу зв'язку встановлюється, при яких граничних значеннях q і t і, як наслідок, при якій мінімальній кодовій відстані d_{min} задовольняються вимоги щодо завадостійкості обраного коду.

Потім визначається необхідне значення r , наприклад, у такий спосіб.

Оскільки виявлення і виправлення помилок відбувається за рахунок наявності заборонених кодових комбінацій, то, мабуть, їхнє загальне число повинне бути не менше можливого числа помилок. Загальне число кодових комбінацій, у яких можливі помилки, визначається як $E \times N$, де $E = \sum_{i=1}^t C_n^i$, отже, $E \times N \leq N_0 - N$. Тому можна записати:

$$E \leq \frac{N_0 - N}{N} \leq \frac{N_0}{N} - 1 \leq \frac{2^n}{2^k} - 1$$

або
$$2^{n-k} - 1 \geq \sum_{i=1}^t C_n^i.$$

Після цього оцінюється швидкість передачі R_n .

Якщо виявляється, що швидкість передачі менше необхідної, то потрібно збільшувати довжину інформаційного блока (число інформаційних розрядів). Із збільшенням кількості інформаційних розрядів k збільшується і необхідне r для забезпечення необхідного значення $p_{\text{ош-п}}$. Однак зі збільшенням довжини кодової комбінації число надлишкових розрядів r зростає повільніше, ніж величина n . Тому при одному і тому ж

значенні $p_{\text{ош-п}}$ швидкість R_n для довгого коду більша. Наприклад, для циклічних кодів з $d_{\text{min}} = 3$ (7,4); (31,26); (63,57); (127,120); (255,247) швидкість R_n дорівнює відповідно $0,57R$; $0,84R$; $0,90R$; $0,94R$; $0,97R$. Отже, довгі кодові комбінації забезпечують більш ефективну швидкість передачі. Тому на практиці доцільно використовувати довгі інформаційні блоки.

У той же час із зростанням довжини блока збільшується час затримки видачі інформації одержувачеві, ускладнюється апаратурна реалізація системи передачі даних.

Вид коду і його характеристик вибираються також з урахуванням складності його технічної реалізації. У багатьох випадках складність реалізації є одним з основних критеріїв, що використовуються при виборі коду, а також побудові пристроїв кодування і декодування. Кодування і декодування може бути реалізовані як на спеціалізованих пристроях, так і на ЕОМ (мікропроцесорних засобах). Тому використовуються поняття апаратурної і програмної складності. Під апаратурною складністю розуміють число функціональних вузлів базисного набору, необхідних для реалізації кодера і декодера. При реалізації на ЕОМ оцінюються її апаратурний компонент, складність програми, необхідний обсяг пам'яті, машинний час кодування і декодування.

У циклічних кодах k -елементній інформаційній комбінації $a_{k-1}, a_{k-2}, \dots, a_1, a_0$ ставиться у відповідність інформаційний багаточлен

$$G(x) = a_{k-1}x^{k-1} + a_{k-2}x^{k-2} + \dots + a_1x^1 + a_0x^0.$$

Коригувальні здатності коду визначаються утворюючим багаточленом

$$P(x) = b_r x^r + b_{r-1} x^{r-1} + \dots + b_1 x^1 + b_0 x^0,$$

при двійковому коді значення a_i і b_j дорівнює 1 або 0, $i = 0, 1, \dots, k-1; j = 0, 1, \dots, r$

Кодовий багаточлен $F(x)$, якому відповідає кодова комбінація циклічного n - елементного надлишкового коду, може бути отриманий двома способами:

1) шляхом множення інформаційного багаточлена $G(x)$ на утворюючий поліном $P(x)$

$$F(x) = G(x) \cdot P(x);$$

2) шляхом множення $G(x)$ на одночлен x^{n-k} і додавання до цього добутку залишку $R(x)$, отриманого в результаті ділення добутку $x^{n-k}G(x)$ на утворюючий поліном $P(x)$

$$F(x) = x^{n-k}G(x) \cdot R(x),$$

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

де $Q(x)$ – ціла частина розподілу багаточлена на багаточлен.

З погляду формування дозволених кодових комбінацій обидва методи рівноцінні. З будь-якої дозволеної комбінації можуть бути отримані інші дозволені за допомогою її послідовного циклічного зсуву вліво. Ці методи відрізняються тим, що в першому випадку одержують нероздільний надлишковий код, а в другому – роздільний. У нероздільному коді не можна вказати, які елементи є інформаційними, а які – перевірними, у роздільному – є чітке їхнє розмежування. З останнім набагато зручніше працювати, його простіше реалізувати на практиці. У цьому випадку отриманому кодовому багаточлену

$$F(x) = a_{n-1}x^{n-1} + a_{n-2}x^{n-2} + \dots + a_1x^1 + a_0x^0$$

відповідає надлишкова комбінація $a_{n-1}, a_{n-2}, \dots, a_r, a_{r-1}, \dots, a_1, a_0$, у якій k старших розрядів $a_{n-1}, a_{n-2}, \dots, a_r$ повторюють аналогічні елементи інформаційної комбінації, а r молодших a_{r-1}, \dots, a_1, a_0 відповідають залишку від ділення $R(x)$.

При декодуванні багаточлен $F(x)$, що відповідає прийнятій на приймальній стороні комбінації, ділиться на такий самий утворюючий багаточлен, як і при кодуванні $P(x)$. Якщо залишок від ділення дорівнює нулю, то кодова комбінація прийнята правильно, безпомилково. Якщо ж залишок не дорівнює нулю, то є помилка. Для відшукування її місця необхідно певним чином проаналізувати залишок. При цьому, можливо, варто виконати деякі його перетворення, що залежать від реалізованого методу. У коді, що виправляє помилки, аналізуючи залишок, можна визначити номери неправильно прийнятих елементів і виправити їх. Отже, отриманий залишок $R(x)$ від ділення $F(x)$ на $P(x)$ є ознакою (синдромом) безпомилковості прийнятої комбінації при $R(x) = 0$, а при використанні коду в режимі виправлення аналіз цього нерівного нулю залишку ($R(x) \neq 0$) дозволяє установити неправильно прийняті розряди і скоригувати їх.

Якщо з аналізу статистики завад у каналі впливає, що помилки групуються в пачки довжиною l_n , то число перевірних розрядів r повинне бути обрано рівним l_n . Ця вимога впливає з властивості циклічного коду: циклічний код виявляє всі пакети помилок, довжина яких дорівнює або менше r . У цьому випадку степінь утворюючого полінома $P(x)$ не може бути менше числа перевірних елементів r . Режим виправлення при використанні циклічного коду доцільний, якщо в каналі переважають незалежні помилки або короткі пачки помилок. При довжині пачок помилок, що порівнюється з довжиною кодової комбінації, забезпечення виправлення пов'язане зі значним ускладненням пристроїв кодування й особливо пристроїв декодування.

При розробленні циклічного коду найбільш відповідальна задача зв'язана з вибором утворюючого багаточлена. Обраний вид $P(x)$ повинен забезпечити необхідну мінімальну кодову відстань для гарантованого виявлення і виправлення помилок заданої кратності, пакета помилок установленної довжини. Максимальна його степінь не може бути менше величини обраного числа надлишкових розрядів з умови забезпечення виявлення

визначеної довжини пачок помилок. Якщо переважають незалежні помилки, то утворюючий багаточлен визначається так, щоб реалізувати необхідну мінімальну кодову відстань d_{\min} і, як наслідок, необхідну імовірність помилкового прийому. Число надлишкових розрядів r дорівнює максимальній степені обраного утворюючого багаточлена. Варто мати на увазі, що здатність циклічного коду виявляти помилки, залежить не тільки від степеня утворюючого полінома, але і від числа його членів. Чим більша розмаїтість залишків може бути утворена при діленні кодового багаточлена на $P(x)$, тим вище коригувальні здатності коду.

Найбільше число залишків забезпечують незвідні багаточлени. Багаточлен є незвідним, якщо він ділиться без залишку тільки на себе і на одиницю. Тому вибір необхідного $P(x)$ робиться з таких багаточленів. Існують різні методи визначення необхідного утворюючого полінома $P(x)$. На практиці його доцільно вибирати за числом інформаційних розрядів k , мінімальною кодовою відстанню d_{\min} або максимальною кратністю помилок, що виявляються q і що виправляються t з таблиць оптимальних незвідних багаточленів, які містяться в різних літературних джерелах. У таблиці, як правило, є кілька незвідних багаточленів даного ступеня (див. таблицю Б.1). Доцільно вибирати найкоротший з них, однак число ненульових членів у $P(x)$ не повинно бути менше необхідної мінімальної кодової відстані. Звернемо увагу ще раз на те, що число надлишкових розрядів дорівнює максимальній степені обраного утворюючого багаточлена $P(x)$. Величина необхідної степені визначається розміром пачок помилок у каналі або мінімальною кодовою відстанню d_{\min} і числом інформаційних розрядів k .

Наприклад, необхідно визначити утворюючий багаточлен $P(x)$ при $k = 4$, $t = 1$, отже, $n = 7$, $d_{\min} = 3$ для каналу з незалежними помилками. У таблиці для цих даних є багаточлени: $x^3 + x + 1$, $x^3 + x^2 + 1$, $x^3 + x^2 + x + 1$, $x^3 + 1$. Для практичного використання доцільно вибрати

багаточлени $x^3 + x + 1$ або $x^3 + x^2 + 1$. Отже, має бути використаний (7,4)- код.

Таблиця Б.1 – Фрагмент таблиці незвідних багаточленів

г	Вид незвідного багаточлена	Код
3	$x^3 + x^2 + 1$	1101
	$x^3 + x + 1$	1011
4	$x^4 + x^3 + 1$	11001
	$x^3 + x^2 + 1$	10101
	$x^4 + x + 1$	10011
	$x^4 + x^3 + x^2 + 1$	11101
	$x^4 + x^2 + x + 1$	10111

ДОДАТОК В

ПРИНЦИПИ ПОБУДОВИ КОДУЮЧИХ І ДЕКОДУЮЧИХ ПРИСТРОЇВ ЦИКЛІЧНОГО КОДУ

Оснoву пристроїв кодування і декодування складають регістри зсуву зі зворотними логічними зв'язками, що дозволяють проводити як операцію множення, так і ділення багаточленів із приведенням коефіцієнтів по модулю два. Такі регістри називають також багатотактними лінійними фільтрами. Вони складаються з комірок пам'яті, суматорів по модулю два і пристроїв множення на коефіцієнти багаточленів множника або дільника. Фільтри є синхронними пристроями, оскільки значення всіх символів, що запам'ятовуються, змінюються одночасно. На вхід фільтра послідовно подаються коефіцієнти багаточлена, починаючи зі старших розрядів, зі швидкістю, обумовленою швидкістю надходження тактових імпульсів (рисунок В.1).

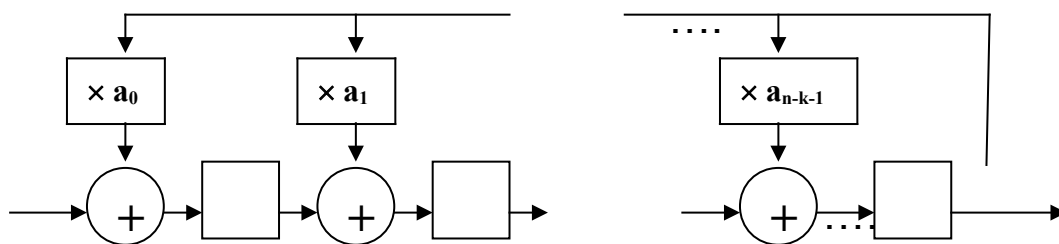


Рисунок В.1

Для двійкових кодів коефіцієнти багаточлена можуть приймати значення або «0», або «1». Якщо значення коефіцієнта дорівнює «1», то зворотний зв'язок є, якщо значення дорівнює «0» – зв'язок відсутній.

Розглянемо принцип побудови пристроїв кодування для одержання роздільного коду. Як вказувалося раніше, кодування зводиться до множення багаточлена, що відповідає інформаційній кодовій комбінації $\mathbf{G(x)}$ на x^{n-k} , і додавання до добутку залишку від ділення $\mathbf{R(x)}$. Оскільки операція множення багаточлена на одночлен означає додавання до цього багаточлена $n-k$ нулів, то ніякого спеціального пристрою для цього не потрібно, а можна

просто здійснити зсув. Необхідна схема для ділення довільного багаточлена $G(x)x^{n-k}$, що має ступінь $n-1$ на фіксований утворюючий багаточлен степеня $n-k$. Для побудови такої схеми необхідно, щоб число комірок пам'яті дорівнювало степені утворюючого багаточлена, а число суматорів - числу ненульових членів $P(x)$ мінус одиниця. Місце включення суматорів визначається структурою $P(x)$. Так, наприклад, якщо $g(x) = x^3 + x + 1$, то схема розподілу має вигляд (рисунок В.2):

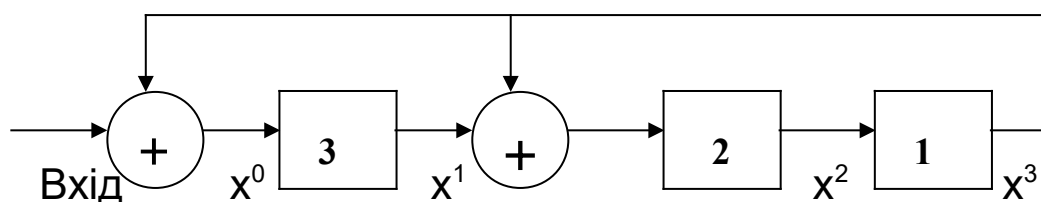


Рисунок В.2

На вхід надходить послідовність розрядів багаточлена діленого. За перші $n-k$ тактів розряди багаточлена заповнюють регістр. На наступному такті «одиниця» діленого з'являється на виході і по ланцюгу зворотного зв'язку надходить до суматорів, що рівносильно відніманню (додаванню) по модулю два багаточлена дільника з багаточленом діленого. Результат записується в комірки пам'яті. Якщо в результаті цієї операції коефіцієнт у старшого ступеня x виявився рівним нулю, то на наступному такті дільник не віднімається. Коефіцієнти діленого тільки зсовуються вправо на один розряд. Ділення закінчується після надходження останнього розряду діленого. Зафіксована в регістрі остання різниця і буде залишком від ділення. На основі розглянутого пристрою, що виконує операцію ділення, може бути побудований пристрій, що кодує (рисунок В.3). Оскільки заповнення регістра відбувається за $n-k$ тактів, а весь процес ділення триває n тактів, то залишок від ділення формується за k тактів. За k тактів мають бути відправлені в канал зв'язку й інформаційні символи i , щоб не було розриву між інформаційними символами i перевірними, інформаційні

символи необхідно затримати на $n-k$ тактів, для чого в пристрої, що кодує, передбачається лінія затримки. У вихідному стані ключ K_1 знаходиться в положенні «1», а ключ K_2 замкнутий. Після закінчення n тактів ключ K_1 переводиться в положення «2», а K_2 – розмикається й упродовж $n-k$ тактів відбувається видача перевірних символів.

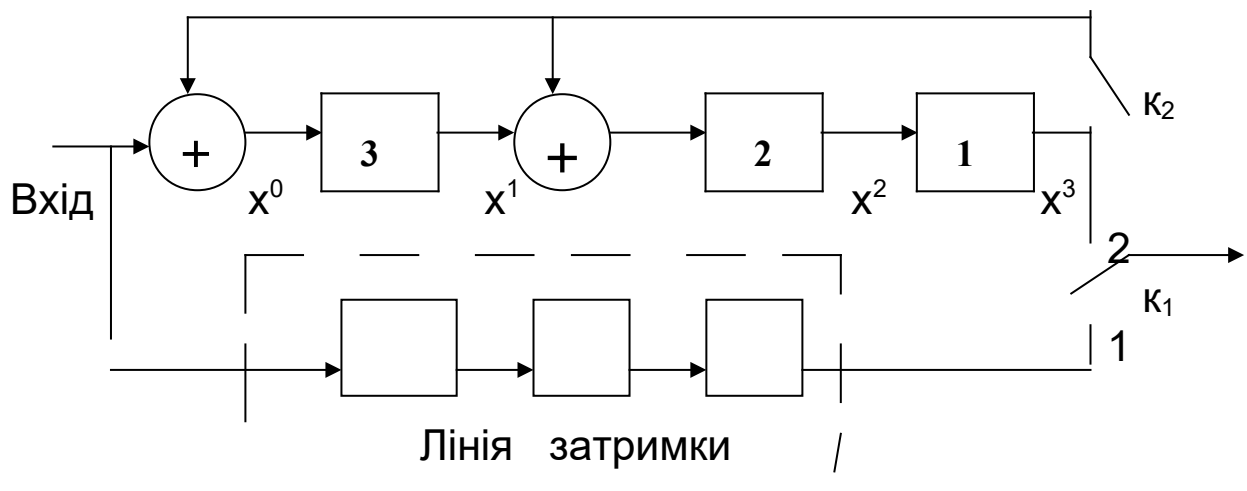


Рисунок В.3

Для прискорення процесу кодування схему ділення трохи видозмінюють (рисунок В.4). Переносять суматор з входу по ланцюгу зворотного зв'язку за найдавший суматор. У такому фільтрі процес обчислення залишку від ділення відбувається за k тактів без попереднього заповнення комірок регістра.

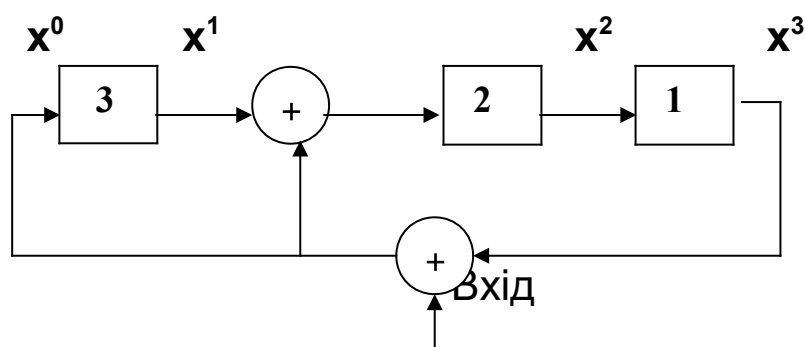


Рисунок В.4

Пристрій, що кодує, побудований на основі такого фільтра, має такий вигляд (рисунок В.5):

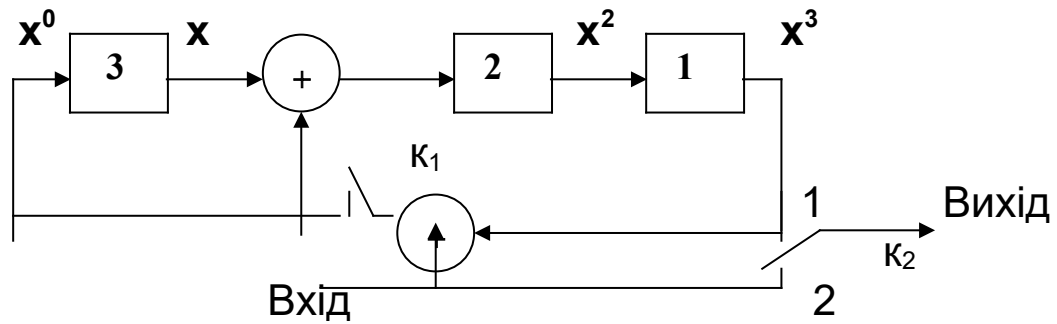


Рисунок В.5

У вихідному стані ключ K_1 замкнутий, а K_2 – у положенні «2». Інформаційні символи одночасно надходять у регістр і в канал зв'язку. У регістрі за k тактів формується залишок від ділення. Після k -го такту імпульсом керування K_1 розмикається, а K_2 переводиться в положення «1» і залишок від ділення (перевірні розряди) виводиться в канал зв'язку за $(n-k)$ тактів. По закінченні передачі n -розрядної кодової комбінації ключі повертаються у вихідне положення.

Послідовність роботи схеми рисунка В.5 зобразимо у вигляді таблиці В.1 за умови подачі на вхід інформаційних символів **1001**.

Упродовж чотирьох тактів на вхід надходять інформаційні символи і працює зворотний зв'язок. Після чотирьох тактів ключ K_1 розімкнувся, а K_2 переключився в положення «1», зворотний зв'язок розімкнувся й упродовж трьох тактів на вихід вивелися перевірні символи.

Таблиця В.1

Такт	Вхід	3	2	1	Вихід
1	1	1	1	0	1
2	0	0	1	1	0
3	0	1	1	1	0
4	1	0	1	1	1
5	- (0)	0	0	1	1
6	- (0)	0	0	0	1
7	- (0)	0	0	0	0

Декодувальні пристрої базуються на обчисленні синдрому і тому повинні містити в собі вхідний регістр на k

розрядів (запам'ятовуючий пристрій), пристрій для ділення прийнятого багаточлена на утворюючий і знаходження залишку визначення синдрому. Якщо код призначений тільки для виявлення помилки, то декодувальний пристрій має містити в собі ще пристрій стирання прийнятої кодової комбінації, а якщо код призначений для виправлення помилок, то декодувальний пристрій повинен включати дешифратор помилки і пристрій виправлення помилки (ПВП). Розглянемо схему декодувального пристрою (рисунок В.6) для коду (7.4) з утворюючим багаточленом $g(x) = x^3+x+1$.

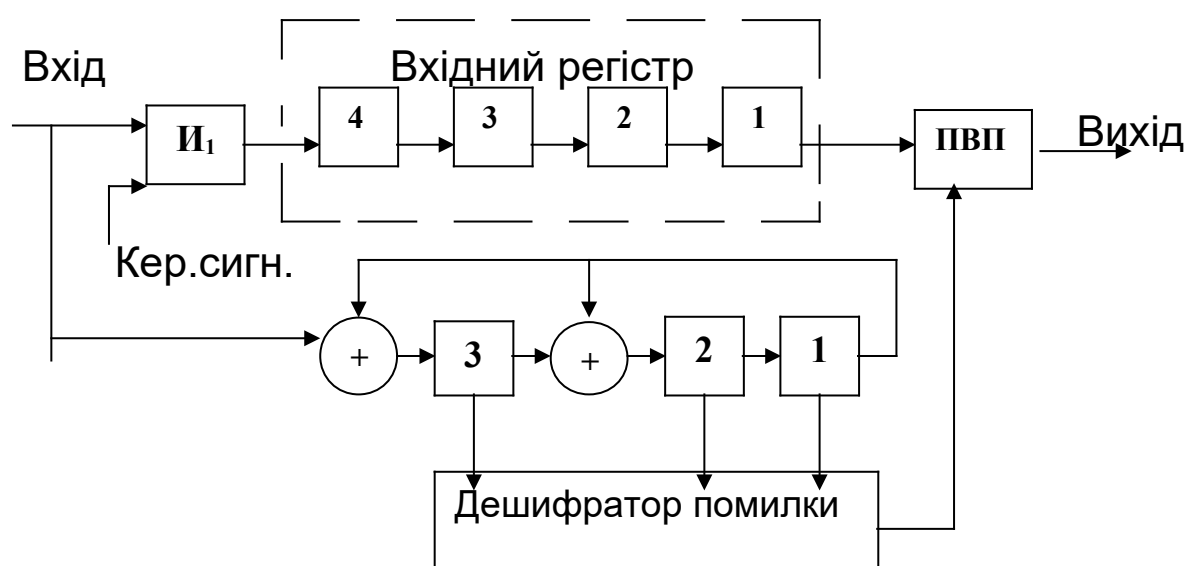


Рисунок В.6

Прийнята послідовність записується в комірки вхідного регістра й одночасно надходить у пристрій ділення. Після закінчення k тактів керуючий сигнал закриває схему збігу $И_1$ і перевірни розряди надходять тільки в пристрій ділення. Після закінчення n тактів у пристрої ділення буде зафіксований залишок від ділення (синдром) прийнятого багаточлена на утворюючий. Як було показано раніше, за видом синдрому наявна однократна помилка може бути виправлена і, відповідно, дешифратор повинен мати k виходів (у даному випадку чотири) для виправлення помилки у відповідному інформаційному розряді. Однак, особливістю циклічних кодів є те, що дешифратор помилки

може бути настроєний тільки на один синдром, що буде з'являтися на виходах пристрою ділення на тому такті роботи схеми, коли на пристрій виправлення помилки (**ПВП**) буде надходити неправильно прийнятий інформаційний розряд, а на другий вхід **ПВП** з дешифратора помилки буде надходити сигнал виправлення. Тому, після закінчення формування залишку від ділення необхідно ще **k** тактів, протягом яких із вхідного регістра виводяться на вихід прийняті інформаційні розряди, і здійснюється переформування залишку від ділення в пристрої ділення. Очевидно, що останні **k** тактів мають бути проведені в паузі між вхідними тактами.

ДОДАТОК Г

ПРОГРАМНА РЕАЛІЗАЦІЯ КОДУВАННЯ І ДЕКОДУВАННЯ ЦИКЛІЧНИХ КОДІВ

Аналіз роботи пристроїв кодування і декодування циклічних кодів, побудованих на основі багатотактних регістрів зсуву, що здійснюють ділення довільного багаточлена на фіксований, дозволяє показати їхню роботу у вигляді двох таблиць. У таблиці Г.1 подано операції, що виконуються пристроєм, що здійснює процес прискореного ділення (без попереднього заповнення регістра символами). У таблиці Г.2 показані операції, які виконуються пристроєм, що здійснює процес ділення з попереднім заповненням регістра символами кодової комбінації, що відповідає багаточлену діленому.

Таблиця Г.1

Значення вхідного символу	Значення старшого розряду, записаного в регістрі зсуву	Виконувана операція на черговому такті роботи
« 1 »	« 1 »	Зсув вмісту регістра на один розряд вправо
« 1 »	« 0 »	Зсув вмісту регістра на один розряд вправо і додавання до числа
« 0 »	« 1 »	Зсув вмісту регістра на один розряд вправо і додавання до числа
« 0 »	« 0 »	Зсув вмісту регістра на один розряд вправо

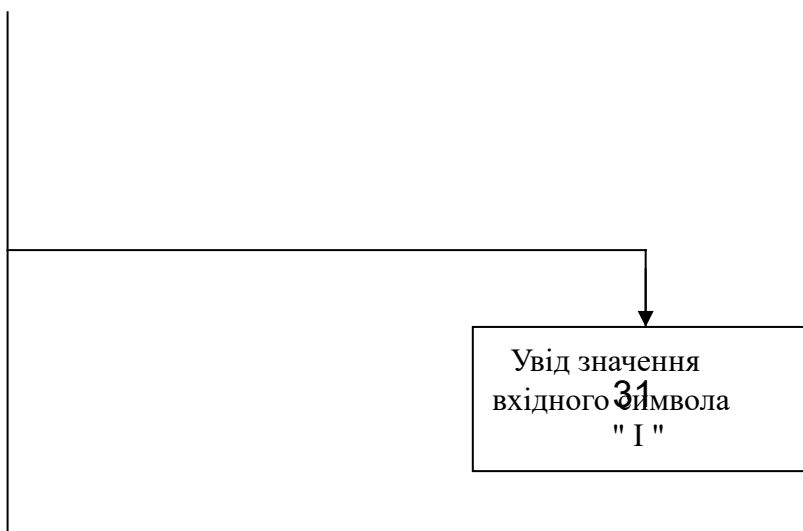
Число, з яким здійснюється додавання визначається видом утворюючого багаточлена (місцями розміщення

суматорів по модулю два і, відповідно, уведення сигналів зворотного зв'язку).

Таблиця Г.2

Значення вхідного символу «l»	Значення старшого розряду, записаного в регістрі зсуву «r»	Виконувана операція на черговому такті роботи
« 1 »	« 1 »	Зсув вмісту регістра на один розряд вправо і додавання до числа M_3
« 1 »	« 0 »	Зсув вмісту регістра на один розряд вправо і додавання до числа M_2
« 0 »	« 1 »	Зсув вмісту регістра на один розряд вправо і додавання до числа M_1
« 0 »	« 0 »	Зсув вмісту регістра на один розряд вправо

Блок-схеми алгоритмів, що відповідають цим таблицям, наведені на рисунках Г.1 і Г.2 відповідно. Тексти програм подано у додатку Д.



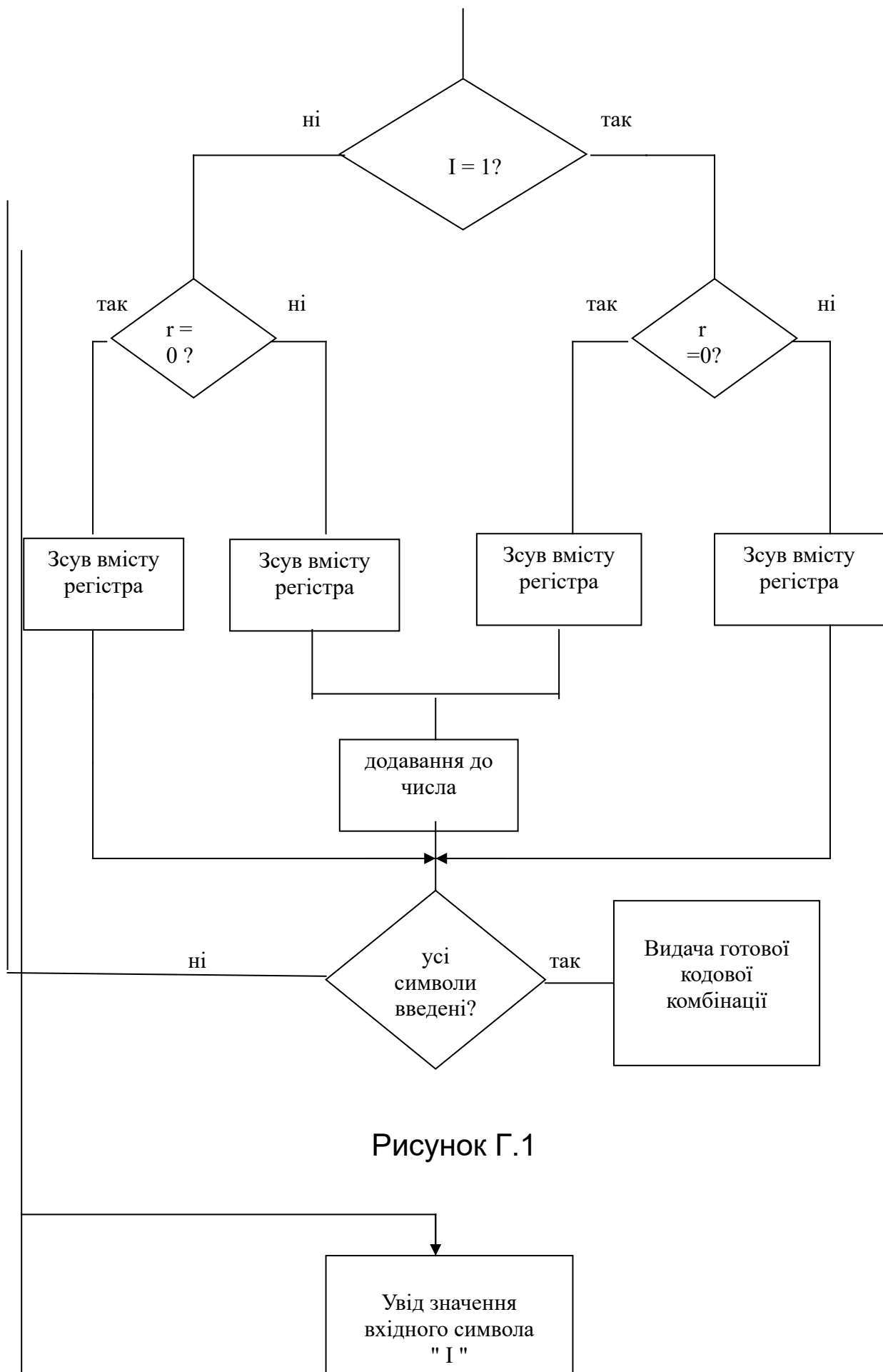


Рисунок Г.1

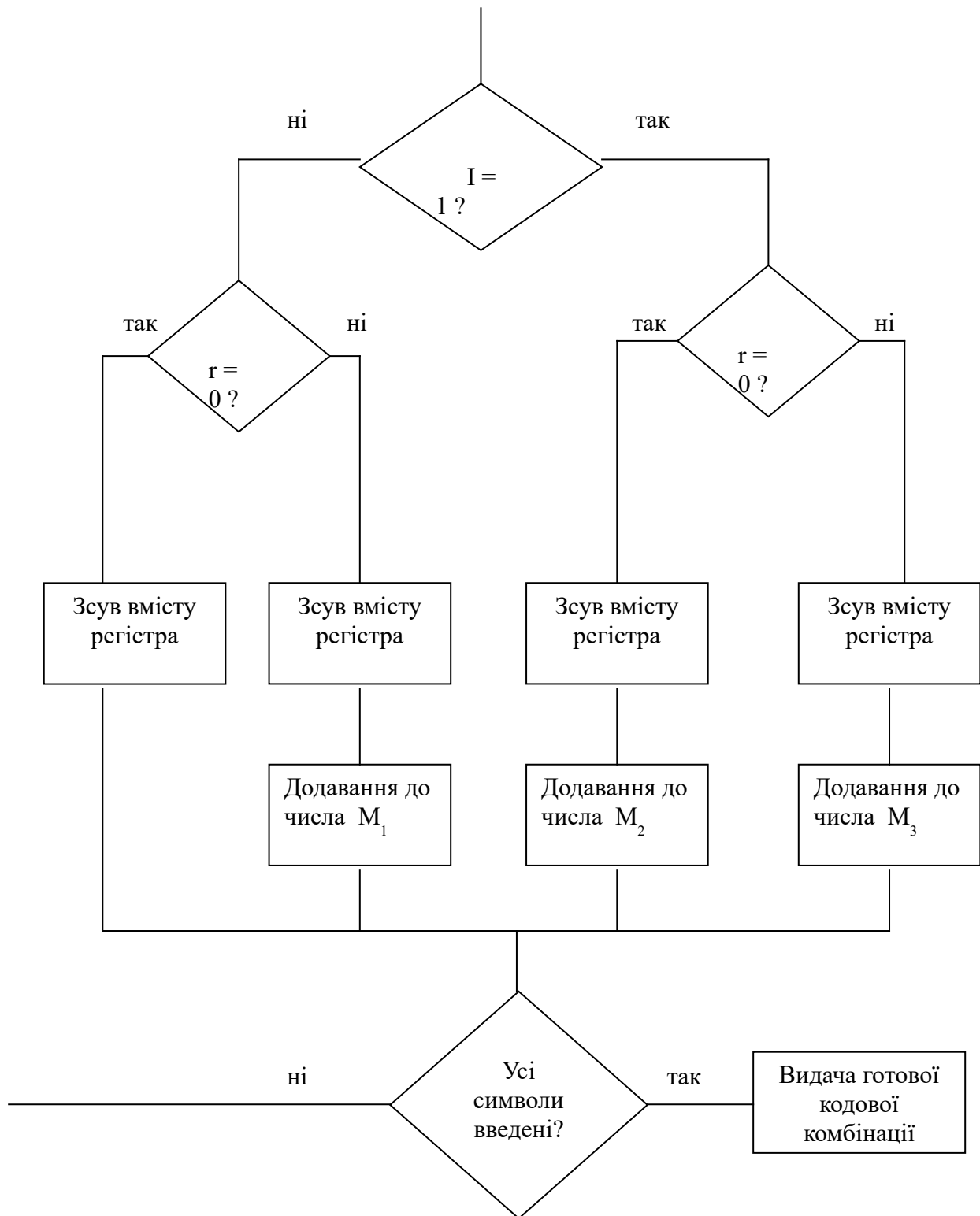


Рисунок Г.2
ДОДАТОК Д

Програма роботи пристрою, що кодує

Адреса	Код	Команда	Коментар
080A	21	LXI H 0800	
080B	00		Установлення початкових умов
080C	08		
080D	46	MOV B, M	
080E	21	LXI H 0803	
080F	03		
0810	08		
0811	56	MOV D, M	
0812	23	INX H	
0813	4E	MOV C, M	
0814	1E	MVI E, 00	
0815	00		
0816	78	MOV A,B	
0817	37	STC	Визначення значення інформаційного символу
0818	3F	CMC	
0819	1F	RAR	
081A	D2	JNC 0846	
081B	46		
081C	08		
081D	7B	MOV A,E	
081E	37	STC	Визначення значення
зна- 081F	3F	CMC	
старшого			
0820	1F	RAR	розряду залишку від ділення
0821	D2	JNC 082C	
0822	2C		
0823	08		
0824	7B	MOV A, E	
0825	37	STC	Зсув вправ на 1 розряд залишку від ділення
0826	3F	CMC	
0827	1F	RAR	
0828	5F	MOV E, A	
0829	C3	JMP 0835	
082A	35		

082B	08		
Адреса	Код	Команда	Коментар
082C	7B	MOV A, E	
082D	37	STC	Зсув вправо залишку від ділення і скла- дання з числом
082E	3F	CMC	
082F	1F	RAR	
0830	A9	XRA C	
0831	5F	MOV E, A	
0832	C3	JMP 0835	
0833	35		
0834	08		
0835	15	DCR D	Підрахунок числа кроків
0836		MOV A, D	
0837	FE	CPI 00	
0838	00		
0839	CA	JZ 0850	
083A	50		
083B	08		
083C	3E	MOV A, 00	
083D	00		Обнулення тригера переносу і зсув вправо вмісту регістра B
083E	78	MOV A, B	
083F	37	STC	
0840	3F	CMC	
0841	1F	RAR	
0842	47	MOV B, A	
0843	C3	JMP 0816	Повернення у на- чало програми
0844	16		
0845	08		
0846	7B	MOV A, E	
0847	37	STC	Аналіз значе- ння старшого розряду залиш- ку від ділення
0848	3F	CMC	
0849	1F	RAR	
084A	D2	JNC 0824	

084B	24		
084C	08		
Адреса	Код	Команда	Коментар
084D	C3	JMP 082C	
084E	2C		
084F	08		
0850	7B	MOV A, E	
0851	32	STA 0802	Вивід пере-
0852	02		вір них сим-
0853	08		волів
0854	76	HLT	Кінець

Програма роботи пристрою декодування

Адреса	Код	Команда	Коментар
0866	06	mvi B 01	
0867	01	01	
0868	1E	mvi E, 00	
0869	00		
086A	16	mvi D, 00	
086B	00		
086C	3A	LDA 0860	
086D	60		Увід кодової комбінації
086E	08		
086F	67	Mov H, A	
0870	3A	LDA 0861	
0871	61		
0872	08		
0873	6F	Mov L, A	
0874	7C	Mov A, H	
0875	37	STC	
0876	3F	CMC	
0877	1F	RAR	
0878	D2	JNC 08B3	Визначення значення чергового символа у регістрі H
0879	B3		

087A	08		Визначення значення старшого розряду залишку від ділення
087B	67	Mov H, A	
087C	7B	Mov A, E	
087D	37	STC	
087E	3F	CMC	
087F	1F	RAR	
0880	D2	JNC 0890	
0881	90		
0882	08		
0883	7B	Mov A, E	Зсув вправо на 1 розряд залишку від ділення
0884	37	STC	
0885	3F	CMC	
0886	1F	RAR	
0887	5F	Mov E, A	
0888	3A	LDA 0865	
0889	65		
088A	08		
088B	AB	XRA E	
088C	5F	Mov E, A	Додавання вмісту регістра E (залишку від ділення) до числа, що записано у комірці 0865
088D	C3	JMP 089D	
088E	9D		
088F	08		
0890	7B	Mov A, E	
0891	37	STC	
0892	3F	CMC	
0893	1F	RAR	
0894	5F	Mov E, A	
0895	3A	LDA 0863	Додавання залишку від ділення до числа, що записано у комірці 0863
0896	63		
0897	08		
0898	AB	XRA E	

0899	5F	Mov E, A	
089A	C3	JMP 089D	
089B	9D		
089C	08		
089D	14	INR D	D=D+1- підрахунок кроків виконання
089E	3A	LDA 0862	
089F	62		
08A0	08		Порівняння Акк з регістром D
08A1	BA	CMR D	
08A2	CA	JZ 08D0	Визначення довжини кодової комбінації
08A3	D0		
08A4	08		
08A5	7A	Mov A, D	
08A6	FE	CPI 08	Порівняння Акк з другим байтом команди
08A7	08		
08A8	C2	JNZ 0874	
08A9	74		
08AA	08		
08AB	7D	Mov A, L	
08AC	37	STC	
08AD	3F	CMC	
08AE	1F	RAR	Визначення значення символу кодової комбінації, що записана у регістрі L
08AF	DA	JC 090F	
08B0	0F		
08B1	09		
08B2	6F	Mov L, A	
08B3	67	Mov H, A	
08B4	7B	Mov A, E	
08B5	37	STC	
08B6	3F	CMC	
08B7	1F	RAR	
08B8	D2	JNC 08C8	
08B9	C8		
08BA	08		

08BB	7B	Mov A, E	Зсув залишку від ділення і додавання до числа, що записане у комірці 0864
08BC	37	STC	
08BD	3F	CMC	
08BE	1F	RAR	
08BF	5F	Mov E, A	
08C0	3A	LDA 0864	
08C1	64		
08C2	08		
08C3	AB	XRA E	
08C4	5F	Mov E, A	
08C5	C3	JMP 089D	
08C6	9D		
08C7	08		
08C8	7B	Mov A, E	Зсув залишку від ділення на 1 розряд вправо
08C9	37	STC	
08CA	3F	CMC	
08CB	1F	RAR	
08CC	5F	Mov E, A	
08CD	C3	JMP 089D	
08CE	9D		
08CF	08		
08D0	3E	Mov A, 00	Визначення відповідності залишку від ділення вектора, що виправляє (синдрому)
08D1	00		
08D2	BB	CMPE	
08D3	CA	JZ 0909	
08D4	09		
08D5	09		
08D6	3A	LDA 091B	
08D7	1B		
08D8	09		
08D9	AB	XRA E	
08DA	CA	JZ 08FE	
08DB	FE		
08DC	08		
08DD	00		
08DE	00		
08DF	04	INR B	

08E0	78	MOV A,B	Перетворення залишку від ділення
08E1	EE	XRI 0A	
08E2	0A		
08E3	CA	JZ 0903	
08E4	03		
08E5	09		
08E6	7B	MOV A,E	
08E7	37	STC	
08E8	3F	CMC	
08E9	1F	RAR	
08EA	D2	JNC 08F6	
08EB	F6		
08EC	08		
08ED	5F	MOV E,A	
08EE	3A	LDA 0864	
08EF	64		
08F0	08		
08F1	AB	XRA E	
08F2	5F	MOV E,A	
08F3	C3	JMP 08D6	
08F4	D6		
08F5	08		
08F6	7B	Mov A, E	Зсув залишку від ділення на один разряд вправо
08F7	37	STC	
08F8	3F	CMC	
08F9	1F	RAR	
08FA	5F	Mov E, A	
08FB	C3	JMP 08D6	
08FC	D6		
08FD	08		
08FE	78	Mov A, B	Вивід номера неправильно прийнятого символу
08FF	32	STA 091A	
0900	1A		
0901	09		
0902	76	HLT	

0903	3E	Mvi A, EE	Помилка кратності більш ніж " 1 "
0904	EE		
0905	32	STA 091A	
0906	1A		
0907	09		
0908	76	HLT	
0909	3E	Mvi A, 00	Помилки немає
090A	00		
090B	32	STA 091A	
090C	1A		
090D	09		
090E	76	HLT	
090F	6F	Mov L, A	
	7B	Mov A, E	
0910			
0911	37	STC	Зсув залишку від ділення на 1 розряд вправо
0912	3F	CMC	
0913	1F	RAR	
0914	D2	JNC 0890	
0915	90		
0916	08		
0917	C3	JMP 0833	
0918	83		
0919	08		

