Навчально-методична література

Міністерство освіти і науки України
Тернопільський національний технічний університет ім. Івана Пулюя
Кафедра комп’ютерно-інтегрованих технологій

МЕТОДИЧНІ ВКАЗІВКИ

до лабораторних робіт
з дисципліни

«Теорія інформації»

для студентів за напрямом підготовки 6.050202
«Автоматизація та комп’ютерно-інтегровані технології»

Тернопіль
2017

УДК 621.34(07)
М54

Укладач:
Курко А.М., канд. техн. наук, доцент.

Рецензент:
Решетник В.Я., канд. техн. наук, доцент.

Методичні вказівки розглянуто й затверджено на засіданні кафедри комп'ютерно-інтегрованих технологій Тернопільського національного технічного університету імені Івана Пулюя. Протокол № 11 від 20 червня 2017 р.

Схвалено та рекомендовано до друку науково-методичною комісією факультету прикладних інформаційних технологій та електроінженерії Тернопільського національного технічного університету імені Івана Пулюя. Протокол № 8 від 24 червня 2017 р.

М54 Методичні вказівки до лабораторних робіт з дисципліни «Теорія інформації» для студентів за напрямом підготовки 6.050202 «Автоматизація та комп'ютерно-інтегровані технології» / Укладач : Курко А.М. – Тернопіль : Тернопільський національний технічний університет імені Івана Пулюя, 2017. – 32 с.

УДК 621.34(07)

Відповідальний за випуск *Курко А.М.*, канд. техн. наук, доцент.

ПРАВИЛА ВИКОНАННЯ ЛАБОРАТОРНИХ РОБІТ

1. Попередньо самостійно вивчити метод і властивості досліджуваного у лабораторній роботі коду, взявши необхідну інформацію з технічної літератури, список якої додається. Розрахувати основні характеристики коду и розробити алгоритм реалізації даної кодової послідовності.
2. Виконанню роботи передує опитування викладачем студента, що дозволяє вияснити рівень підготовки студента.
3. Починати виконувати роботу і покидати лабораторію після закінчення роботи студент може тільки з дозволу викладача.
4. Після закінчення лабораторної роботи студент повинен здати повністю оформлений звіт.
5. У випадку несправностей обчислювальної техніки негайно вимкнути живлення і довести до відома лаборанту або викладачеві.

ВИМОГИ ДО ОФОРМЛЕННЯ ЗВІТУ

1. Звіт подається у вигляді протоколу акуратно оформленого друкованого чи рукописного тексту результатів виконаного завдання на стандартному форматі (А4). На титульному аркуші звіту вказується номер і назва роботи; групу і прізвище студента.
2. Звіт з виконаної лабораторної роботи, підписаний студентом, повинен бути зданий в кінці лабораторного заняття (зданий звіт є допуском до виконання наступної роботи).

У звіті повинно бути:

- розрахунок основних характеристик коду;
- алгоритм реалізації досліджуваного коду;
- короткий опис роботи алгоритму;
- програма реалізації досліджуваного коду (мова СІ);
- висновки.

Якщо лабораторна роботи виконана неправильно, вона повторюється знову, причому помилки попереднього виконання не знищуються, а зберігаються (друкується новий протокол, або переписуються заново відповідні пункти).

ЗАГАЛЬНІ ПОЛОЖЕННЯ

Основні характеристики кодів виражають кількісні та якісні показники. До них, зокрема відносяться:

- основа коду – m (кількість відмінних один від одного імпульсних ознак, які використовуються в кодових комбінаціях. Для випадку $m = 2$ – код двійковий, тобто імпульсними ознаками є символи „0” і „1”);
- довжина коду – n (число розрядів які складають кодову комбінацію);
- повне число кодових комбінацій – $N = m^n$ (кількість всіх можливих комбінацій; для двійкових кодів $N = 2^n$);

– кількість інформаційних розрядів – k (кількість розрядів, символи яки призначених для передачі інформації);
– кількість розрядів для перевірки – r (кількість розрядів, символи яки призначених для корекції помилки);
– потужність коду – $N_p = 2^k$ (кількість кодових комбінацій, які використовуються для передачі повідомлень);
– надлишковість коду – $R = \frac{r}{n}$ (відносна надлишковість, у більш загальному випадку $R = 1 - \frac{\log_m N_p}{\log_m N}$);
– швидкість передачі кодових комбінацій – $R' = \frac{k}{n}$ (оскільки $n = k + r$, то $R' = 1 - R$;
– вага кодової комбінації – $W(\omega)$ (кількість кодових комбінацій вагою ω;
– кодова відстань – d (вага суми за модулем два двох кодових комбінацій);
– ймовірність невиявленої помилки – P_{HO} (ймовірність такої події, за якої прийнята кодова комбінація відрізняється від переданої, а властивості даного коду не дозволяють виявити факту наявності помилки);
– оптимальність коду (властивість такого коду, який забезпечує найменшу ймовірність виявлення помилки серед всіх кодів такої ж довжини n і надлишковості r;
– коефіцієнт хибних переходів – $K_X(d)$ (показує долю помилок кратності d що не виявляються в даному коді).

Коефіцієнт хибних переходів визначається за формулою:

$$K_X(d) = \frac{1}{N_P} \sum_{i=1}^{N} \frac{N_{Pi}(d)}{C_n^d},$$

де $N_{Pi}(d)$ – кількість робочих (дозволених) кодових комбінацій;

C_n^d – кількість сполучень з n по d;

Доведено, що для систематичних кодів всі кодові комбінації мають однаковий розподіл кодових відстаней від інших комбінацій, тому розподіл кодових відстаней для будь-якої комбінації можна визначити, використовуючи вагову характеристику систематичного коду. Коефіцієнт хибних переходів у цьому випадку

$$K_X(d) = \frac{W(\omega)}{C_n^\omega},$$

де $W(\omega)$ – вагова характеристика коду.

Алгоритми програм будуються згідно вимог до схем алгоритмів і програм.

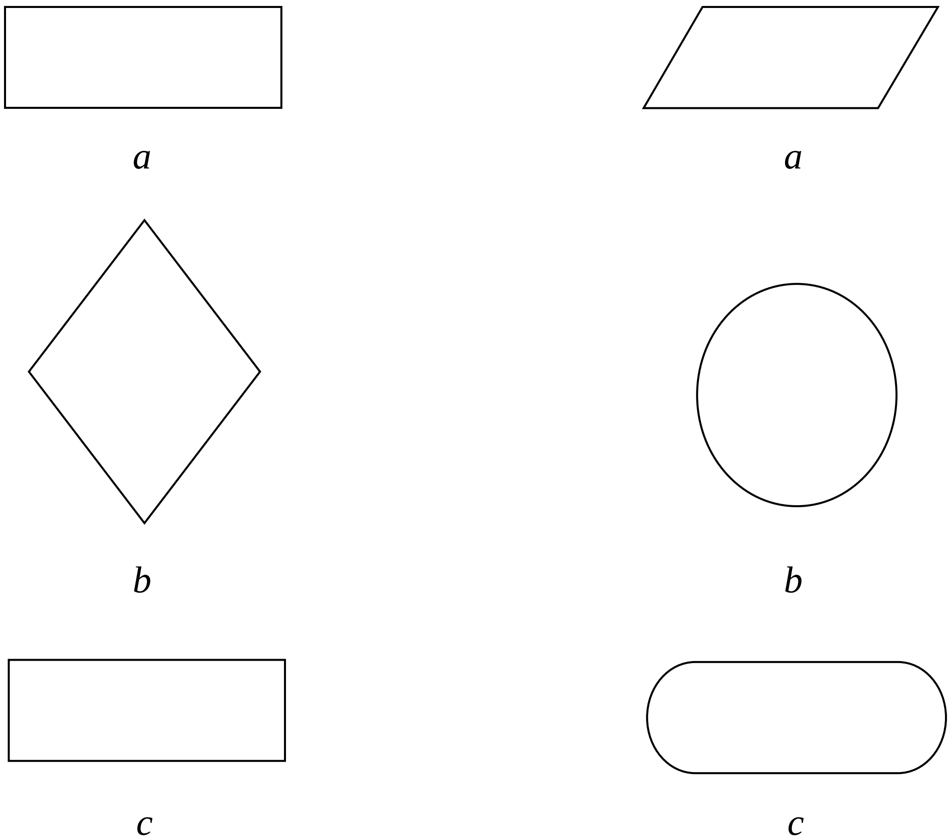


Рис. 1. Графічні позначення елементів алгоритму програм.

ЛАБОРАТОРНА РОБОТА №1

ПРЯМЕ ТА ОБЕРНЕНЕ ПЕРЕТВОРЕННЯ ДАНИХ З ПРОСТОГО ДВІЙКОВОГО КОДУ В КОД ГРЕЯ

***Мета роботи*: вивчення принципів перетворення, основних параметрів та характеристик рефлексного коду (коду Грея)**.

Особливість побудови рефлексних кодів полягає в тому, що сусідні кодові комбінації на відміну від двійкових простих кодів різняться цифрою тільки в дному розряді. Тобто кодова відстань між ними дорівнює одиниці.

Іншою особливістю цих кодів є те, що зміна елементів у кожному розряді при переході від комбінації до комбінації відбувається в два рази рідше, ніж у простому коді, завдяки чому значно спрощується кодер. Крім того, при додаванні двох сусідніх комбінацій рефлексного коду за модулем 2 кількість одиниць дорівнюватиме кількості розрядів міну 3, тобто одиниці, що використовується для перевірки правильності прийнятої кодової комбінації.

Свою назву рефлексні коди дістали через наявність осей симетрії, відносно яких виразно проглядається ідентичність елементів у деяких розрядах. Вісь симетрії, що розміщується в n-значному рефлексному коді між комбінаціями, які відповідають рівням $(2^{n-1}-1)$ і 2^{n-1}, називається ***головною***. Щодо неї є ідентичність елементів в $(n-1)$ розрядах симетричних кодових комбінацій.

Можна утворити велику кількість двійкових рефлексних кодів, у яких дві сусідні комбінації відрізнятимуться тільки одним символом (табл.. 1.1).

Таблиця 1.1 – Варіанти рефлексних кодів

Десяткова комбінація N_{10}	перший	другий	третій	четвертий	п’ятий
0	000	000	000	000	000
1	010	100	100	001	001
2	011	101	110	011	101
3	001	001	010	010	100
4	101	011	011	110	110
5	111	111	111	111	111
6	110	110	101	101	011
7	100	010	001	100	010

Найбільшого поширення з рефлексних кодів дістав код Грея (табл. 1.2), який, на відміну від інших, простіший при перетворенні його на двійковий простий код. Обернене перетворення війкового простого коду на код Грея виконується за алгоритмом

$$y_i = x_i \oplus x_{i+1},$$

де y_i – значення $i-го$ розряду коду Грея;

x_i, $\oplus x_{i+1}$ – відповідні значення розрядів двійкового числа ($i = 1,\ 2,\ \dots,\ n$, починаючи зліва).

Таблиця 1.2 – Код Грея

Десяткова комбінація N_{10}	Комбінація в простому війковому коді, N_2	Комбінація в коді Грея	Десяткова комбінація N_{10}	Комбінація в простому війковому коді, N_2	Комбінація в коді Грея
0	0000	000	000	000	000
1	0001	100	100	001	001
2	0010	101	110	011	101
3	0011	001	010	010	100
4	0100	011	011	110	110
5	0101	111	111	111	111
6	0110	110	101	101	011
7	0111	010	001	100	010

Таким чином, для утворення комбінації коду Грея практично досить зсунути війкову комбінацію простого коду на один розряд праворуч, порозрядно додати її за модулем два до початкової кодової комбінації без перенесенням між розрядами і відкинути молодший розряд здобутої суми.

Декодування (обернене перетворення) коду Грея можна виконати двома способами:

– перший спосіб

$$\begin{cases} x_n = y_n; \\ x_i = x_i \oplus y_i \end{cases}$$

де x_n і y_n – відповідно значення старшого розряду комбінації двійкового простого коду та комбінації в коді Грея ($i = n-1,\ \ n-2,\ \ \dots,\ 1,$ починаючи зліва);

– другий спосіб

$$x_j = \sum_{j=1}^{n} y_j \ ,$$

де y_j – значення символів розрядів комбінації в коді Грея, а сума береться за всіма розрядами цього коду від $i - го$ до $n - го$ (старшого, крайнього зліва).

Іншого словами, щоб перейти від коду Грея до простого війкового коду, необхідно:

–залишити символ старшого розряду без зміни;

–кожний наступний символ інвертувати стільки разів, скільки одиниць є перед нею в комбінації коду Грея, або виконати послідовне порозрядне підсумовувати з модулем два першого (старшого) та другого розрядів комбінації цього коду $(1 \oplus 2)$, після чого послідовно додати $(1 \oplus 2 \oplus 3)$, $(1 \oplus 2 \oplus 3 \oplus 4)$ і т.д.

До характерних особливостей коду Грея належить те, що:

–по-перше, кожна наступна комбінація завжди відрізняється від попередньої тільки в одній позиції (одному розряді);

–по-друге, зміна значень елементів у кожному розряді при переході від комбінації до комбінації відбувається в два рази швидше, ніж у простому двійковому коді.

Тобто якщо в останньому зміна елемента першого (молодшого) розряду відбувається з чергуванням елементів $0-1-0-1-\ldots$, елемента другого розряду – з чергуванням елементів $00-11-00-11-\ldots$, елементи третього розряду з чергуванням елементів $0000-1111-0000-1111-\ldots$ і т.д., то в коді Грея відповідно маємо такі чергування елементів:

– для першого розряду $11-00-11-00-\ldots$;

– для другого розряду $0000-1111-0000-1111-\ldots$;

– $\ldots$, що дає змогу при тій самій швидкості код ера досягати вищої точності кодування порівняно з простим двійковим кодом;

– по-третє, при додаванні двох сусідніх комбінацій за модулем два кількість одиниць дорівнюватиме кількості розрядів мінус три, що використовується для перевірки наявності помилки в прийнятій кодовій комбінації;

– по-четверте, в цьому коді можна виділити кілька осей симетрії, відносно яких спостерігається ідентичність елементів у деяких розрядах. Так, має місце симетрія деяких розрядів відносно осей, проведених між комбінаціями чисел 1 і 2, 3 та 4, 5 і 6, 7 та 8, 9 і 10б 11 та 12 (див. табл. 1.2).

Код Грея широко застосовується для аналого-цифрового перетворення різних неперервних повідомлень. Він дає змогу зменшити кількість помилок від завад, які виникають при передачі інформації каналами зв’язку.

До недоліків цього коду належить „невагомість” кодової комбінації, коли вага одиниці в ній не визначається номером розряду, на місці якого вона знаходиться, а переведення кодової комбінації з двійкової системи числення в десяткову не визначатиме порядковий номер комбінації в коді Грея. Такі коди важко декодувати, тому перед декодуванням їх, як правило, перетворюють на двійковий простий код, після чого йо обробляють останній.

На рівні апаратної реалізації для перетворення комбінації простого N-розрядного двійкового коду в комбінацію коду Грея вимагає $N-1$ елементів **ВИКЛЮЧАЮЧЕ АБО**, з'єднаних відповідно рис. 1.2

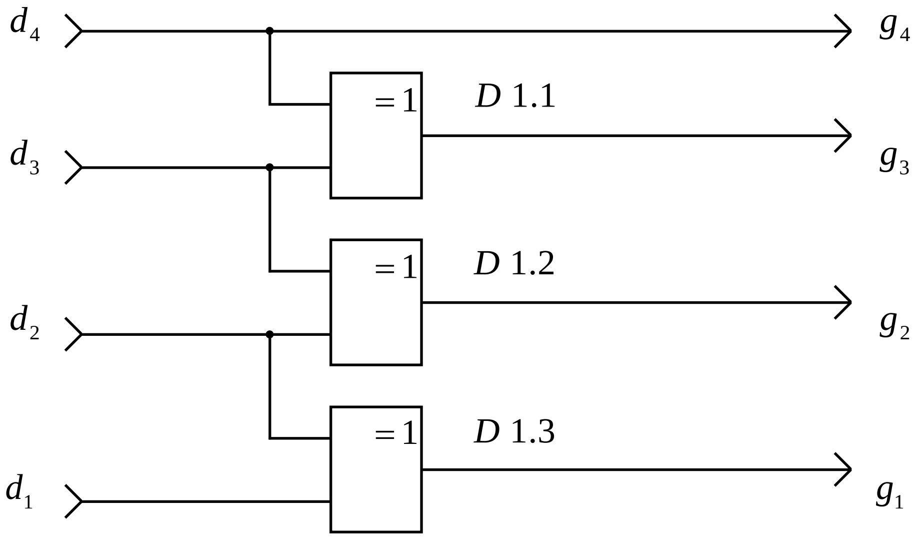


Рис. 1.2. Схема для перетворення N – розрядної простої двійкової комбінації в комбінацію коду Грея.

Обернене переведення на рівні апаратної реалізації виконується послідовним з'єднанням елементів **ВИКЛЮЧАЮЧЕ АБО** (рис. 1.3).

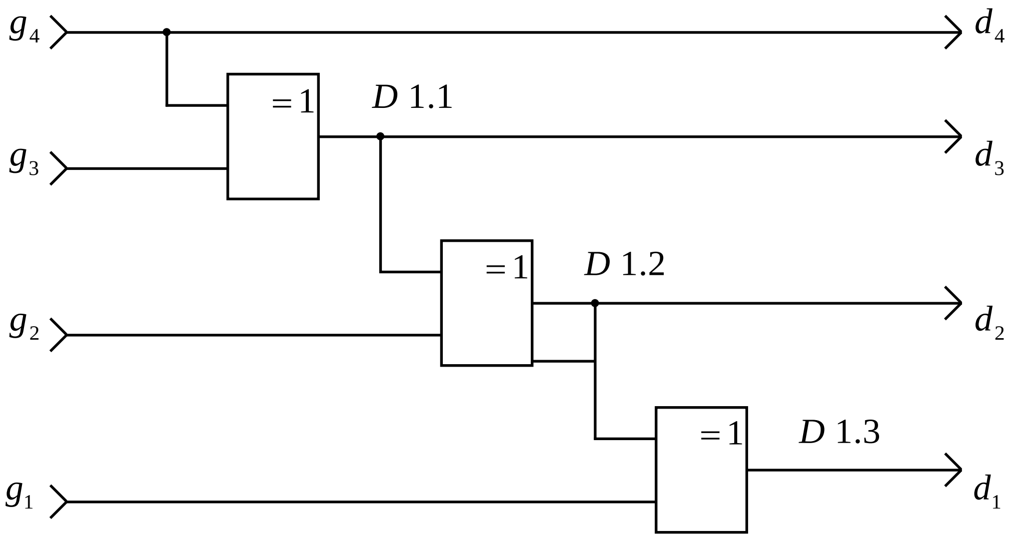


Рис. 1.2. Схема для перетворення N – розрядної комбінації коду Грея в комбінацію простого двійкового коду.

ЗАВДАННЯ

1. За вказівкою викладача з таблиць 1.31 ...1.34, згідно з номером списку в журналі групи, вибрати десяткову комбінацію, яку необхідно перевести в комбінацію коду Грея і описати основні характеристики.

Таблиця 1.31 – Варіанти рефлексних кодів

	Варіанти															
	1	**2**	**3**	**4**	**5**	**6**	**7**	**8**	**9**	**10**	**11**	**12**	**13**	**14**	**15**	**16**
Десяткова комбінація N_{10}	531	563	597	629	552	584	618	650	573	605	639	671	594	626	654	699

Таблиця 1.32 – Варіанти рефлексних кодів

	Варіанти															
	1	**2**	**3**	**4**	**5**	**6**	**7**	**8**	**9**	**10**	**11**	**12**	**13**	**14**	**15**	**16**
Десяткова комбінація N_{10}	615	647	675	708	636	668	695	729	657	689	716	750	678	702	737	772

Таблиця 1.33 – Варіанти рефлексних кодів

	Варіанти															
	1	**2**	**3**	**4**	**5**	**6**	**7**	**8**	**9**	**10**	**11**	**12**	**13**	**14**	**15**	**16**
Десяткова комбінація N_{10}	699	723	758	798	711	744	779	819	732	765	794	833	753	786	911	841

Таблиця 1.34 – Варіанти рефлексних кодів

	Варіанти															
	1	**2**	**3**	**4**	**5**	**6**	**7**	**8**	**9**	**10**	**11**	**12**	**13**	**14**	**15**	**16**
Десяткова комбінація N_{10}	774	807	852	932	795	928	953	566	816	949	555	587	837	542	576	608

2. Розробити алгоритм програми перетворення вказаної комбінації простого двійкового коду в комбінацію коду Грея.

3. Розробити алгоритм програми декодування вказаної комбінації коду Грея в комбінацію простого двійкового коду.

ПОРЯДОК ВИКОНАННЯ РОБОТИ

1. Задану десяткову (табл. 1.31 ...1.34) комбінацію перетворити в комбінацію простого двійкового коду.
2. Для розроблених алгоритмів перетворення комбінації простого двійкового коду в комбінацію коду Грея та її декодування набрати програми мовою СІ і відладити її.
3. Виконати кодування та декодування вказаної десяткової комбінації, використовуючи розроблені програми і порівняти одержаний код з виконаними попередньо розрахунками.
4. Роздрукувати одержані результати кодування/декодування, а також розроблені програми.
5. Зробити висновки стосовно результатів виконаної роботи .

ФОРМА ПРОТОКОЛУ

1. Мета роботи і вибраний метод розв’язку задачі кодування і декодування заданої десяткової комбінації у вказаних кодах.
2. Результати попередніх розрахунків і розроблених алгоритмів кодування/декодування заданої комбінації.
3. Роздруківка програм (мова СІ) кодування/декодування.
4. Роздруківка результатів кодування/декодування.
5. Висновки стосовно виконаної роботи.

КОНТРОЛЬНІ ПИТАННЯ

1. Які відмінні особливості коду Грея? Перерахуйте їх.
2. Вкажіть осі симетрії 16 дискретних значень (від 0 до 15 десяткових комбінацій), скориставшись таблицею 1.2.
3. Назвіть способи перетворення комбінації простого двійкового коду в комбінацію коду Грея.
4. Назвіть способи перетворення комбінації коду Грея в комбінацію простого двійкового коду.
5. Які фактори і чому обмежують використання коду Грея?

ЛАБОРАТОРНА РОБОТА №2

ПЕРЕТВОРЕННЯ ДАНИХ З ПРОСТОГО ДВІЙКОВОГО КОДУ В ДВІЙКОВО-ДЕСЯТКОВИЙ КОД

***Мета роботи*: вивчення основних параметрів, характеристики і принципів побудови двійково-десяткових кодів.**

У двійово-десятковому коді (**ДДК**) кожний розряд десяткової комбінації записується у вигляді чотирирозрядної двійкової комбінації (*тетради*), що дає змогу сформувати $2^4 = 16$ кодових комбінацій. *Через те, що в десятковій системі числення використовується 10 символів*, шість комбінацій є надмірними і, як наслідок, *вибір 10 комбінацій ДДК*, які застосовуються для його побудови, *має* $16!6! \approx 2 \cdot 9 \cdot 10^{10}$ варіантів.

Усі **ДДК** можна поділити на *вагові* та *невагові*, де вагою кожного розряду простої двійкової комбінації є її еквівалент у десятковій системі числення. Підсумовуючи вагу всіх чотирьох розрядів, одержують цифру десяткового числа. *Ваговим* називається такий **ДДК**, в якому вага кожного розряду для всіх 10 комбінацій залишається сталою. Будується він з урахуванням таки умов:

- вага найменшого розряду q_1 дорівнює 1;
- вага другого за мінімальним значенням розряду q_2 може дорівнювати 1 або 2;
- вага, що відповідає двом старшим розрядам q_3 і q_4 коду, підбирається так, щоб сума їх була більшою або дорівнювала шість (якщо $q_2 = 2$) чи семи (якщо $q_2 = 1$).

Згідно з цим можна одержати 17 варіантів **ДДК** з додатною вагою розрядів (табл. 2.1) Крім коду 8421, решта 16 кодів не моють однозначності в зображенні десяткових чисел. Так, код 3321 дає змогу записати десяткову цифру 5 у двійковій формі як 1010 або 0110.

В інших **ДДК** вага символів окремих розрядів може бути додатною або від'ємною (табл. 2.2).

Залежно від коду, що використовується, кожний десятковий символ може бути поданий однією з комбінацій чотирьох двійкових елементів. Наприклад, 10_7 у ДДК $64-2-1$ з додатними та від'ємними числами записується як 1111, а в коді 4432 – як 0110 або 1010.

Вибір того чи іншого **ДДК** залежить від конкретних умов його застосування та зручності реалізації **ДДК** широко використовується у вимірювальних пристроях, де вимірюваний параметр моє відтворюватися на цифрових індикаторах.

Усі **ДДК** мають деяку надмірність, що, як правило, застосовується для виявлення помилок. З цією метою, крім 10 робочих, мають фіксуватися й решта шість комбінацій, причому під час приймання останніх, які можуть бути тільки результатом помилок при передачі **ДДК**, моє забезпечуватися заборона відтворення інформації, хоча при цьому виявляються далеко не всі, навіть найпростіші, однократні помилки.

Таблиця 2.1 – **ДДК** з додатною вагою.

N n/n	Вага розрядів			
	q_4	q_3	q_2	q_1
1	8	4	2	1
2	7	4	2	1
3	6	4	2	1
4	5	4	2	1
5	4	4	2	1
6	7	3	2	1
7	6	3	2	1
8	5	3	2	1
9	4	3	2	1

N n/n	Вага розрядів			
	q_4	q_3	q_2	q_1
10	3	3	2	1
11	6	2	2	1
12	5	2	2	1
13	4	2	2	1
14	6	3	1	1
15	5	3	1	1
16	4	3	1	1
17	5	2	1	1

Таблиця 2.1 –Інші види **ДДК**.

N n/n	Вага розрядів			
	q_4	q_3	q_2	q_1
1	8	7	-4	-2
2	8	4	-3	-2
3	7	2	-4	-1
4	7	2	-3	-1
5	8	4	-2	-1
6	7	4	-2	-1
7	6	4	-2	-1
8	5	4	-2	-1
9	6	3	-2	-1
10	6	3	-1	-1
11	7	5	3	-6
12	6	4	3	-5
13	6	5	3	-4
14	6	5	2	-4
15	8	3	2	-4
16	6	3	2	-4
17	8	6	1	-4
18	7	5	1	-4

N n/n	Вага розрядів			
	q_4	q_3	q_2	q_1
19	8	2	1	-4
20	7	2	1	-4
21	6	2	1	-4
22	8	4	2	-3
23	6	4	2	-3
24	5	4	2	-3
25	7	5	1	-3
26	7	2	1	-3
27	6	2	1	-3
28	8	4	3	-2
29	6	4	3	-2
30	5	4	3	-2
31	4	4	3	-2
32	6	3	2	-2
33	8	4	1	-2
34	6	4	1	-2
35	5	4	1	-2
36	4	4	1	-2

N n/n	Вага розрядів			
	q_4	q_3	q_2	q_1
37	7	3	1	-2
38	6	3	1	-2
39	5	3	1	-2
40	6	2	1	-2
41	8	4	2	-1
42	7	4	2	-1
43	6	4	2	-1
44	5	4	2	-1
45	4	4	2	-1
46	7	3	2	-1
47	6	3	2	-1
48	5	3	2	-1
49	4	3	2	-1
50	6	2	2	-1
51	5	2	2	-1
52	6	3	1	-1
53	5	3	1	-1

При виконанні операцій в десятковому коді можна одержати результат, що включає десяткові „цифри” від 10_{10} до 15_{10}. Дані чотирирозрядні числа не передбачаються цим кодом і називаються ***псевдотетрадами***. Для виправлення запису псевдотетрад необхідно зменшити число на $10_{10} \equiv 10_2$ і наступний старший розряд збільшити на 1.

Число 13_{10} Псевдотетрада

$$
\begin{array}{rl}
13_{(2)}: & 0\,0\,0\,0\quad 1\,1\,0\,1 \\
-10_{(2)}: & 0\,0\,0\,0\quad 1\,0\,1\,0 \\
+1_{2}: & 0\,0\,0\,1\quad 0\,0\,0\,0 \\
\hline
\text{Правильно}\ 13_{2-10}: & 0\,0\,0\,1\quad 0\,0\,1\,1
\end{array}
$$

Даний результат можна також одержати іншим способом, додавши до псевдотетради число $6_{10} = 0110_{2}$, як показано в наступному прикладі:

Число: 13_{10} Псевдотетрада

$$
\begin{array}{rl}
13_{(2)}: & 0\,0\,0\,0\quad 1\,1\,0\,1 \\
+6_{(2)}: & 0\,0\,0\,0\quad 0\,1\,1\,0 \\
\hline
\text{Правильно}\ +13_{2-10}: & 0\,0\,0\,1\quad 0\,0\,1\,1 \\
\hline
\end{array}
$$

Аналізуючи перетворення комбінацій з простого двійкового коду в ДДК, бачимо що:

– десяткові символи (0 ... 9) залишаються без змін;
– комбінації, що є псевдотетрадами, підлягають корекції.

Двійкові числа, що містять більше чотирьох розрядів можна перетворити аналогічним чином. Для цього двійкове число, починаючи зі старшого розряду, „всувається” справа наліво у двійково-десяткову розряду сітку, як показано на рис. 2.1.

Якщо будь яка одиниця перетинає межу між двійково-десятковими розрядами, виникає помилка. Дійсно, у випадку двійкового числа розрядне значення цієї одиниці при зсуві збільшується з 8 до 16, тоді як для двійково-десяткового числа воно зростає від 8 до 10. Тому на цьому етапі двійково-десяткове число ніби зменшується на 6. Отже, для корекції необхідно додати $6_{(2)}$ до двійково-десяткової комбінації у всіх випадках, коли одиниця перетинає межу

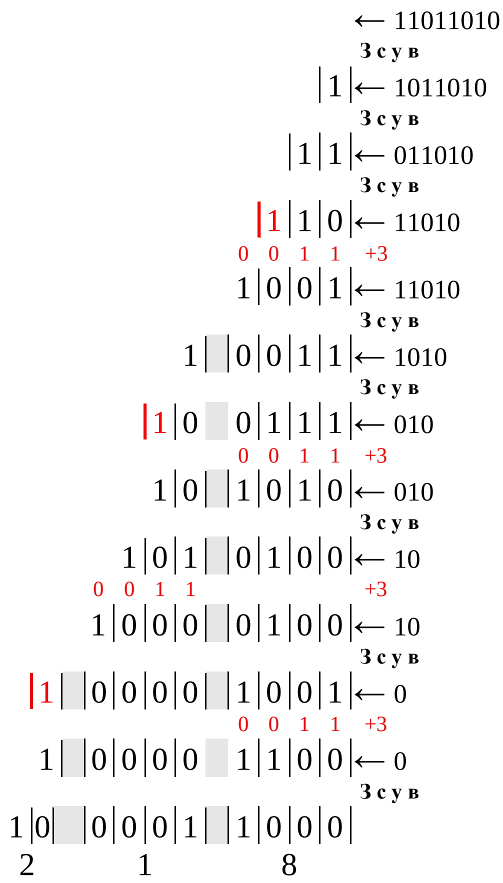
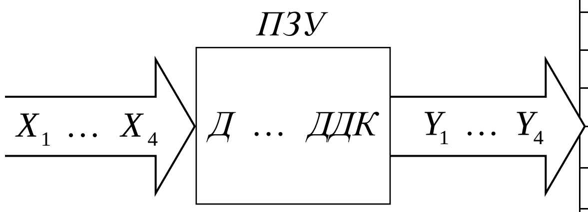


Рис. 2.1. Перетворення комбінації простого двійкового коду в комбінацію двійково-десяткового коду

між двійково-десятковими розрядами. До числа десятків потрібно додати $6_{(2)}$, якщо одиниця перейде в розряд сотень і т.д. Замість того, щоб додавати після зсуву $6_{(2)}$,



i	$x_1x_2x_3x_4$				$y_1y_2y_3y_4$				Y
0	0	0	0	0	0	0	0	0	
1	0	0	0	1	0	0	0	1	
2	0	0	1	0	0	0	1	0	
3	0	0	1	1	0	0	1	1	
4	0	1	0	0	0	1	0	0	
5	0	1	0	1	1	0	0	0	$X+3$
6	0	1	1	0	1	0	0	1	$X+3$
7	0	1	1	1	1	0	1	0	$X+3$
8	1	0	0	0	1	0	1	1	$X+3$
9	1	0	0	1	1	1	0	0	$X+3$

Рис. 2.2. Схемна реалізації перетворення кодів.

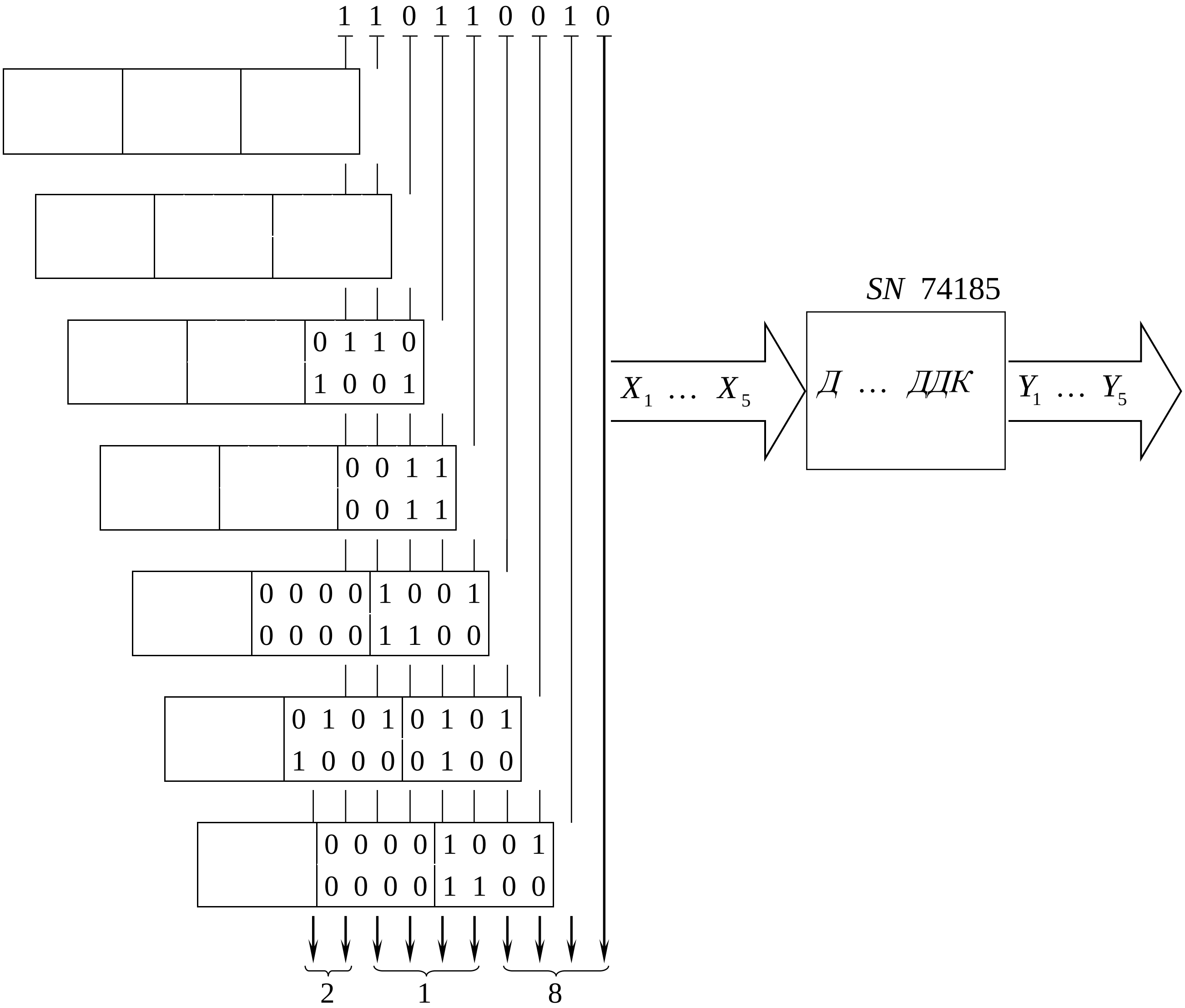


Рис. 2.3. Комбінаційні схеми перетворення коду.

з таки же успіхом можна перед зсувом додавати $3_{(2)}$ (рис. 2.1). Необхідність такої корекції можна також виявити перед зсувом. Якщо значення тетради менше або дорівнює $4_{10} \equiv 0100_2$, то при подальшому зсуві не відбудеться переходу одиниці через межу між розрядами і не виникнуть псевдотетради. Складений таким чином **ДДК** мають правильне значення.

Нарівні із способом схемної реалізації перетворення кодів з допомогою схем з пам'яттю (рис. 2.2) можна використати комбінаційні схеми, в яких операція зсуву здійснюється за допомогою відповідної логіки. Ця схема представлена на рис. 2.3.

Широкого застосування в обчислювальній техніці знайшли **ДДК**, що мають властивості само доповнення. Необхідність в таких кодах викликана заміною операції віднімання в ЕОМ операцією додавання, яка виконується в спеціальних машинних кодах – зворотному і доповнюю чому. Найбільш розповсюдженими самодоповнюючими кодами є код 2421 (код Айкена) і код 8421 з надлишком 3.

ЗАВДАННЯ

За вказівкою викладача з таблиць 1.31 ...1.34, згідно з номером списку в журналі групи, вибрати десяткову комбінацію, яку необхідно перевести в комбінацію простого війкового коду Одержані двійкові комбінації перетворити в комбінацію **ДДК**, застосувавши одну з вище вказаних методик. Для одержання **ДДК** розрахувати основні характеристики коду. Розробити алгоритми програми перетворення простої двійкової комбінації в комбінацію **ДДК**.

ПОРЯДОК ВИКОНАННЯ РОБОТИ

Порядок виконання лабораторної роботи № 2 співпадає з порядком виконання лабораторної роботи №1

ФОРМА ПРОТОКОЛУ

1. Мета роботи і вибраний метод розв'язку задачі кодування заданої десяткової комбінації у **ДДК**.
2. Результати попередніх розрахунків і розроблених алгоритмів перетворення простої двійкової комбінації у **ДДК**.
3. Роздруківка програм (мова СІ) кодування/декодування.
4. Роздруківка результатів перетворення простої двійкової комбінації у **ДДК**.
5. Висновки стосовно виконаної роботи.

КОНТРОЛЬНІ ПИТАННЯ

1. Які відмінні особливості двійково-десяткових кодів і області їх застосування?
2. Які умови враховуються при побудови **ДДК**?
3. Що таке псевдотетради?
4. Назвіть способи виправлення псевдотетрад.
5. Поясніть перетворення простої двійкової комбінації в **ДДК** із застосуванням двійково-десяткової розрядної сітки?
6. Які схемні рішення дозволяють перетворити просту двійкову комбінацію в комбінацію **ДДК**?

ЛАБОРАТОРНА РОБОТА № 3

ДОСЛІДЖЕННЯ КОДУ З ОДНІЄЮ ПЕРЕВІРКОЮ НА ПАРНІСТЬ

***Мета роботи*: вивчення характеристики і принципу побудови війкового коду з однією перевіркою на парність.**

Даний код незалежно від довжини кодової комбінації містить всього один перевіряльний символ – „0” або „1”. Цей символ вибирається таким, щоб сума по модулю два зі всіма інформаційними символами дорівнювала нулю.

Завдяки такому способу вибору перевіряльного символу кодова комбінація містить парне число одиниць. Наприклад, прості двійкові комбінації 00101 і 10101 при кодуванні їх кодом з однією перевіркою на парність виглядають відповідно 001010 і 101011. Ознакою спотворення кодової комбінації є непарність одиниць одержаної в процесі перетворення (прийому/передачі) комбінації. Даний код дозволяє тільки виявляти однократні помилки і всі помилки непарної кратності, оскільки тільки в цих випадках кількість одиниць в комбінації стає непарною.

Коефіцієнт надлишковості $R = \dfrac{r}{n} = \dfrac{1}{n}$, і даний код має $d = 2$. Розподіл робочих кодових векторів по кодових відстанях для всіх векторів однакова і записується у вигляді:

$$N_p(d) = C_n^{d_i},$$

де d_i набуває значень $2,\ 4,\ 6,\ \ldots,\ n$, якщо n парне, і $2,\ 4,\ 6,\ \ldots,\ n-1$, якщо n непарне

Коефіцієнт хибних переходів

$$K_X(d_i) = \frac{C_n^{d_i}}{C_n^d}$$

де $d = 1,\ 2,\ 3,\ \ldots,\ n.$

Ймовірність неправильного прийому кодової комбінації визначається ймовірністю появи парних помилок, що невиявляються.

Якщо в комбінації спотворюються два певних символи, а інші не спотворюються, ймовірність такої події $p_e^2(1-p_e)^{n-2}$. Проте, оскільки таких варіантів буде C_n^2, ймовірність двократних помилок $P_2 = C_n^2 p_e^2 (1-p_e)^{n-2}$. Ймовірність чотирикратних помилок $P_4 = C_n^4 p_e^4 (1-p_e)^{n-4}$. і т.д. Отже, сумарна ймовірність одержання помилок, які не виявляються, $P_{НП} = P_2 + P_4 + \ldots + = \sum_{i=2}^{n} C_n^i p_e^i (1-p_e)^{n-i}$, де $i = 2,\ 4,\ 6,\ \ldots,\ n'$ (n' – парне число, найближче до n, і менше за нього).

Оскільки з підвищенням кратності ймовірність помилки різко знижується, можна написати

$$P_{НП} \cong C_n^2 p_e^2 (1-p_e)^{n-2}.$$

Блок-схема для захисту даних з допомогою перевірки на парність представлена на рис. 3.1, а.

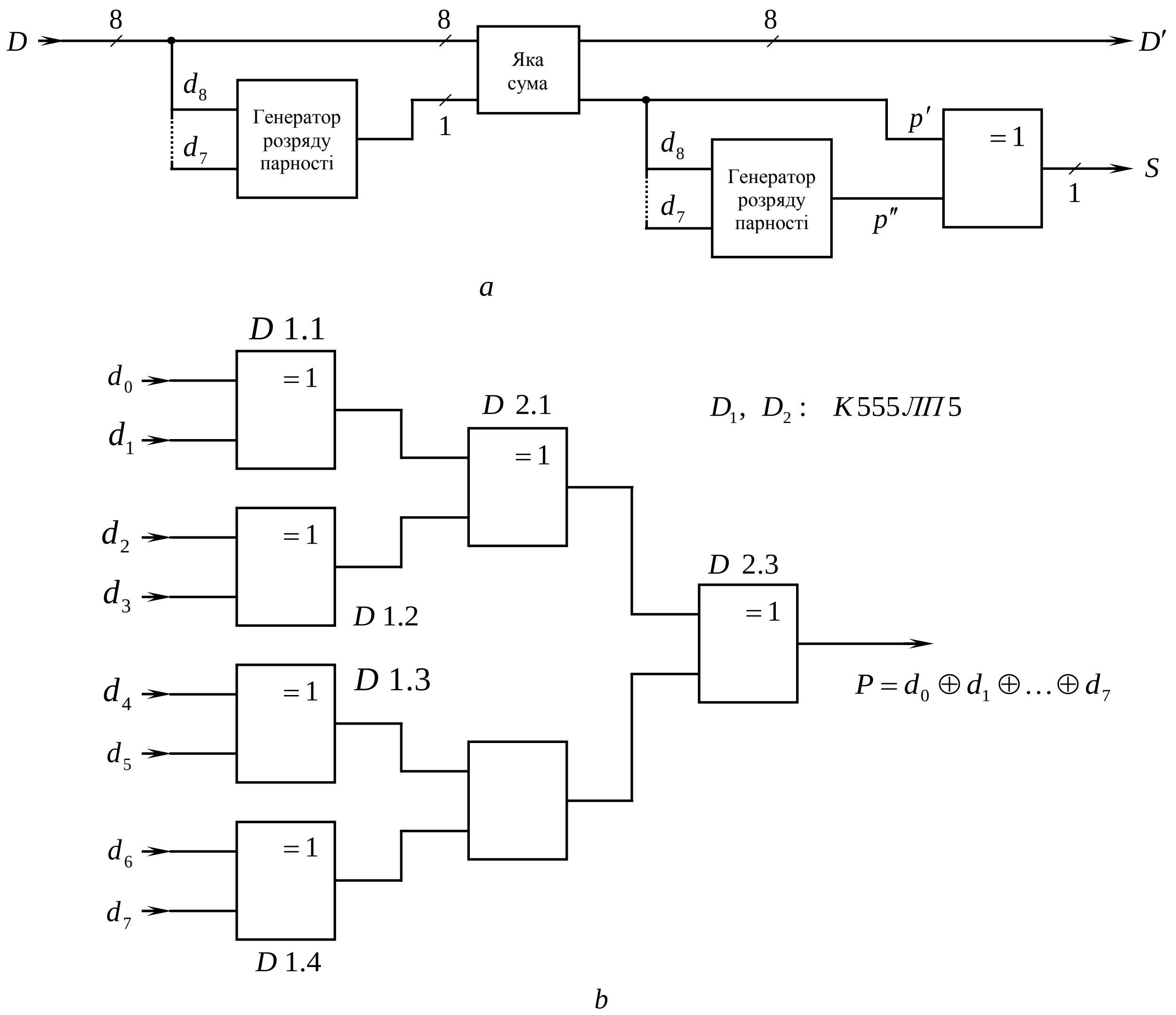


Рис. 3.1. Захист даних при передачі з допомогою перевірки на парність

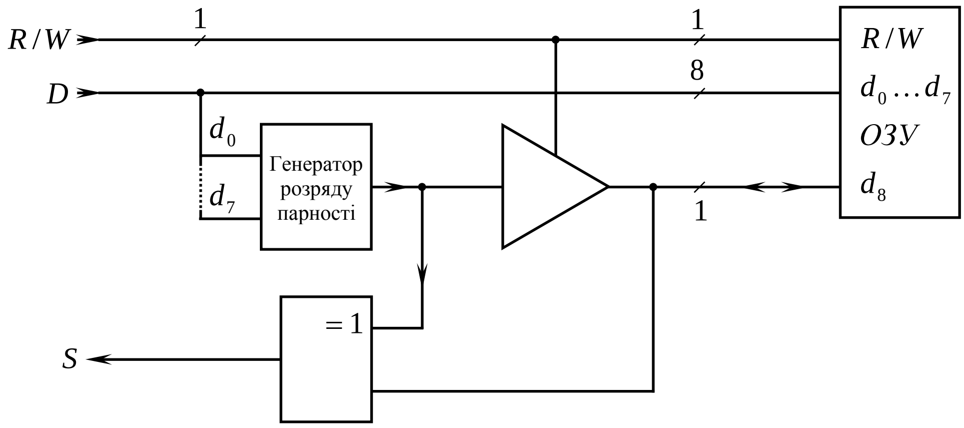


Рис. 3.2. Схема захисту даних при зберіганні з допомогою перевірки на парність.

Порівняння переданого контрольного розряду з обчисленнями виконується з допомогою елемента „**ВИКЛЮЧАЮЧЕ АБО**”. Якщо вони розрізняються, виробляється сигнал помилки $S = 1$. Реалізація генератора розряду парності при перевірці на парність представлена на рис. 3.1, *b*. Завдяки використанню елементу „**ВИКЛЮЧАЮЧЕ АБО**” потрібний сигнал $p=1$ виробляється, якщо кількість одиниць в інформаційній комбінації непарна. Такі генератори розряду парності реалізовані в мікросхемах: $8\ біт\ -\ SN\ 74180$, $9\ біт\ -\ SN\ 74S280$, $10\ біт\ -\ MC\ 10160$, $12\ біт\ -\ MC\ 14531$.

Завадостійке кодування має значення не тільки при передачі даних, але й особливо при їх зберіганні. Відмінність полягає в тому, що в цьому випадку передавач і приймач ідентичні. Для того, щоб мати можливість порівняння при операції зчитування очікуваного і фактичного значення розряду парності, лінію розряду парності розділяють з допомогою елементу з трьома стійкими станами (рис. 3.2) .

ЗАВДАННЯ

За вказівкою викладача з таблиць 1.31 ...1.34, згідно з номером списку в журналі групи, вибрати десяткову комбінацію, яку необхідно перевести в комбінацію простого двійкового коду. Одержані двійкові комбінації перетворити в комбінацію коду з однією перевіркою на парність.

Записати основні характеристики для одержаних кодів з однією перевіркою на парність.

Розробити алгоритм програми кодування кодом з однією перевіркою на парність і декодування з виявленням можливих помилок (порушенням парності).

ПОРЯДОК ВИКОНАННЯ РОБОТИ

1. Для розроблених двох алгоритмів програм кодування і декодування написати, набрати і відладити програми на мові СІ
2. Провести кодування і декодування двійкових кодів (з попереднього одержаного завдання).
3. Роздрукувати одержані результати і тексти програм перетворення.
4. Зробити висновки щодо виконаної роботи.

ФОРМА ПРОТОКОЛУ

1. Мета роботи.
2. Алгоритм кодування і декодування.
3. Роздруківка програм (мова СІ) кодування/декодування.
4. Роздруківка результатів перетворення простої двійкової комбінації у ДДК.
5. Висновки стосовно виконаної роботи.

КОНТРОЛЬНІ ПИТАННЯ

1. Вкажіть області застосування коду з однією перевіркою на парність.
2. Поясніть принципи побудови коду з однією перевіркою на парність.
3. Назвіть основні характеристики коду.
4. Побудуйте алгоритм програми перевірки кодової n розрядної комбінації (один перевірочний розряд – розряд парності) і поясніть його роботу.

ЛАБОРАТОРНА РОБОТА № 4

ДОСЛІДЖЕННЯ ІНВЕРСНОГО КОДУ

Мета роботи: **вивчення характеристики і принципу побудови інверсного коду.**

Загальні відомості про інверсний код.

Інверсний код (із повторенням та інверсією) є подільним лінійним кодом, який має k інформаційних і стільки ж перевірних елементів. Значення перевірних елементів у ньому залежать від значення суми за модулем 2 всіх інформаційних елементів. За умови $\sum_{i=1}^{k} Oa_i = 0$, тобто при парній кількості одиниць у початковій кодовій комбінації, перевірні елементи просто повторюють інформаційні ($b_i = a_i$, де $i = 1,\ 2,\ \ldots\ k$), а за умови $\sum_{i=1}^{k} Oa_i = 1$, тобто при непарній кількості зазначених одиниць, перевірні елементи повторюють інформаційні в інвертованому вигляді (в оберненому коді): $b_i = a_i \oplus 1$, де $i = 1,\ 2,\ \ldots\ k$.

Така побудова коду дозволяє виявити практично всі помилки, за винятком одночасного спотворення двох, чотирьох і т.д. елементів у вихідній комбінації і відповідних їх двох, чотирьох і т.д. елементів комбінації, яка перевіряється. Твірна (образующая) і перевіряльна матриці мають вид $G = \left| E_k, \overline{E}_k \right|$; де $\overline{E}_k$ – матриця, одержана з одиничної матриці $\overline{E}_k$ шляхом заміни одиниць нулями, а нулів – одиницями.

Потужність коду $N_p = 2^{n/2}$. Коефіцієнт надмірності не залежить від кількості елементів $(R = 0{,}5)$. Даний код має мінімальну кодову відстань

$$d_{\min} = \begin{cases} 2 \ \ при \ \ k = 2; \\ 3 \ \ при \ \ k = 3; \\ 4 \ \ при \ \ k \geq 4. \end{cases}$$

Найбільш ймовірним видом не виявлюваних помилок є одночасне спотворення двох символів у вихідній комбінації та відповідних їх двох символів у повторюваній комбінації. Ймовірність одночасного спотворення будь-якої пари символів у вихідній комбінації $P_2 = C_{n/2}^2 p_e^2 (1 - p_e)^{n/2-2}$.

Ймовірність одночасного спотворення двох пар відповідних символів. Тобто ймовірність появи невиявленої помилки,

$$P_{н.п.} = \left[C_{n/2}^2 p_e^2 (1 - p_e)^{n/2-2} \right]^2 = \left(C_{n/2}^2 \right)^2 p_e^4.$$

Вирази для розподілу робочих кодів по кодових відстанях в загальному вигляді не одержано. Тому, користуючись властивістю систематичних кодів, визначаємо розподіл кодових відстаней для якого-небудь одного кодового вектора і поширюємо його на всі решту.

ЗАВДАННЯ

За вказівкою викладача з таблиць 1.31 ...1.34, згідно з номером списку в журналі групи, вибрати десяткову комбінацію, яку необхідно перевести в комбінацію простого двійкового коду. Одержані двійкові комбінації перетворити в комбінацію інверсного коду.

Записати основні характеристики для одержаних кодів.

Розробити алгоритм програми кодування та декодування інверсним кодом.

ПОРЯДОК ВИКОНАННЯ РОБОТИ

1. Для розроблених двох алгоритмів програм кодування і декодування написати, набрати і відладити програми на мові СІ
2. Провести кодування і декодування двійкових кодів (з попереднього одержаного завдання).
3. Роздрукувати одержані результати і тексти програм перетворення.
4. Зробити висновки щодо виконаної роботи.

ФОРМА ПРОТОКОЛУ

1. Мета роботи.
2. Алгоритм кодування і декодування.
3. Роздруківка програм (мова СІ) кодування/декодування.
4. Основні характеристики інверсного коду.
5. Висновки стосовно виконаної роботи.

КОНТРОЛЬНІ ПИТАННЯ

1. Поясніть принципи побудови комбінації інверсного коду.
2. Поясніть принципи виявлення помилок в інверсному коді.
3. Назвіть основні характеристики інверсного коду.
4. Поясніть алгоритми перетворення комбінації з простого двійкового коду в комбінацію інверсного коду.

ЛАБОРАТОРНА РОБОТА № 5

ДОСЛІДЖЕННЯ КОРЕЛЯЦІЙНОГО КОДУ

Мета роботи: **вивчення характеристики і принципу побудови кореляційного коду**.

Загальні відомості про кореляційний код.

Кореляційний код – код з подвоєнням елементів, який характеризується введенням додаткових символів для кожного розряду інформаційної частини. У цьому коді кожний розряд комбінації простого двійкового коду записується у вигляді двох елементів: 0 – як 01, а 1 – як 10. В технічній літературі такий двійковий запис дуже часто називається ***Манчестер-кодом***.

Приймальний пристрій в кожному такті, що складається з двох сусідніх елементів кореляційного коду, має зафіксувати перехід $0 \to 1$ або $1 \to 0$. У разі прийняття двох нулів або одиниць приймальний пристрій фіксує наявність помилки. Кореляційний код дає змогу виявити помилки будь-якої кратності, але не здатний виявити двократні «дзеркальні» помилки, коли сусідні елементи одного такту під впливом завад змінюються на протилежні за значенням.

Надмірність коду визначається виразом

$$R = 1 - k/(2K) = 0{,}5$$

До переваг кореляційного коду, крім відсутності постійної складової в напрузі кодового сигналу при передачі кодової комбінації по каналу зв'язку, можна віднести також можливість самосинхронізації генератора приймача, оскільки прийняття кожного біта супроводжується фронтом сигналу, що приймається, в центрі біта.

ЗАВДАННЯ

За вказівкою викладача з таблиць 1.31 ...1.34, згідно з номером списку в журналі групи, вибрати десяткову комбінацію, яку необхідно перевести в комбінацію простого двійкового коду. Одержані двійкові комбінації перетворити в комбінації кореляційного коду.

Записати основні характеристики для одержаних кодів.

Розробити алгоритм програми кодування та декодування інверсним кодом.

ПОРЯДОК ВИКОНАННЯ РОБОТИ

1. Для розроблених двох алгоритмів програм кодування і декодування написати, набрати і відладити програми на мові СІ
2. Провести кодування і декодування двійкових кодів (з попереднього одержаного завдання).
3. Роздрукувати одержані результати і тексти програм перетворення.
4. Зробити висновки щодо виконаної роботи.

ФОРМА ПРОТОКОЛУ

1. Мета роботи.
2. Алгоритм кодування і декодування.
3. Основні характеристики кореляційного коду.
4. Роздрукувати результати кодування і декодування.
5. Висновки стосовно виконаної роботи.

КОНТРОЛЬНІ ПИТАННЯ

1. Поясніть принципи побудови комбінації кореляційного коду.
2. Поясніть принципи виявлення помилок в кореляційному коді.
3. Назвіть основні характеристики кореляційного коду.
4. Поясніть алгоритми перетворення комбінації з простого двійкового коду в комбінацію кореляційного коду.

ЛАБОРАТОРНА РОБОТА № 6

ДОСЛІДЖЕННЯ КОДІВ ХЕММІНГА

Мета роботи: **вивчення характеристики і принципу побудови коду Хеммінга**.

Загальні відомості про коди Хеммінга.

Коди Хеммінга – одні з найпоширеніших систематичних кодів, які виправляють помилки. До кодів Хеммінга належать коди з мінімальною відстанню $d_{\min} = 3$, що виправляють всі поодинокі помилки. Формування r перевірних елементів у комбінаціях цих кодів виконують за k інформаційними елементами. Таким чином, довжина кодової комбінації $n = k + r$. Перевірними елементами є лінійні комбінації інформаційних елементів, тобто зважені суми інформаційних елементів з ваговими коефіцієнтами 1 та 0.

Послідовність одиниць і нулів у кодовій комбінації називається ще ***кодовим вектором***. Кодам Хеммінга притаманні властивості лінійних кодів:

–сума (різниця) векторів лінійного коду дає вектор, який належить цьому коду;

–лінійні коди утворюють алгебричну групу відносно операції додавання за модулем 2;

–мінімальна кодова відстань між векторами групового коду дорівнює мінімальній вазі ненульових кодових векторів.

При передачі кодового вектора може бути спотворений будь-який елемент, кількість таких ситуацій $C_n^1 = n.$ До цього слід додати ще одну ситуацію, коли помилка не виникає. Таким чином, загальна кількість 2^r комбінацій перевірних елементів має перевищувати кількість можливих помилкових ситуацій в коді з урахуванням відсутності помилок для правильного розрізнення їх і визначення місць помилки:

$$2^r \geq n + 1.$$

Оскільки $2^n = 2^{k+r} = 2^k \cdot 2^r$, можна записати

$$2^n \geq (n+1) \cdot 2^k,$$

де 2^n – повна кількість комбінацій коду.

Мінімальне співвідношення коректувальних та інформаційних розрядів, нижче якого код не може зберігати задані коректувальні властивості, визначається виразом

$$2^r - 1 = n.$$

Для розрахунку основних параметрів кодів Хеммінга можна задати кількість перевірних елементів r; тоді з останнього виразу визначається n, а кількість інформаційних елементів $k = n - r.$ Співвідношення між k, r і n для кодів Хеммінга наведено в таблиці 6.1.

Таблиця 6.1. Співвідношення між k, r і n для кодів Хеммінга

k	1	1	2	3	4	4	5	6	7	8	9	10	11	11
r	2	3	3	3	3	4	4	4	4	4	4	4	4	5
n	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16

Характерна особливість перевірної матриці коду з $d_{\min}=3$ полягає у тому, що її стовпці є різними ненульовими комбінаціями завдовжки r. Наприклад, при $r=4$, $n=15$ перевірна матриця $(15,\ 11)$– коду може мати такий вигляд:

$$H_{(15,4)}=\begin{bmatrix} 0&0&0&0&0&0&0&1&1&1&1&1&1&1&1\\ 0&0&0&1&1&1&1&0&0&0&0&1&1&1&1\\ 0&1&1&0&0&1&1&0&0&1&1&0&0&1&1\\ 1&0&1&0&1&0&1&0&1&0&1&0&1&0&1\\ u_1&u_2&u_3&u_4&u_5&u_6&u_7&u_8&u_9&u_{10}&u_{11}&u_{12}&u_{13}&u_{14}&u_{15} \end{bmatrix}. \quad (6.1)$$

Таким чином, якщо взяти комбінації чотириелементного двійкового простого коду й відкинути ненульову комбінацію, можна досить легко дістати перевірну матрицю, записавши всі кодові комбінації послідовно в стовпці матриці H.

Після переставлення стовпців, які мають одну одиницю, матриця (6.1) набуває вигляду

$$H_{(15,4)}=\begin{bmatrix} 0&0&0&0&1&1&1&1&1&1&1&1&0&0&0\\ 0&1&1&1&0&0&0&1&1&1&1&0&1&0&0\\ 1&0&1&1&0&1&1&0&0&1&1&0&0&1&0\\ 1&1&0&1&1&0&1&0&1&0&1&0&0&0&1\\ a_1&a_2&a_3&a_4&a_5&a_6&a_7&a_8&a_9&a_{10}&a_{11}&b_1&b_2&b_3&b_4 \end{bmatrix}. \quad (6.2)$$

Згідно з цією матрицею (6.2) одержуємо систему перевірних рівнянь, за допомогою яких знаходимо перевірні розряди

$$\begin{aligned} b_1&=a_5\oplus a_6\oplus a_7\oplus a_8\oplus a_9\oplus a_{10}\oplus a_{11};\\ b_2&=a_2\oplus a_3\oplus a_4\oplus a_8\oplus a_9\oplus a_{10}\oplus a_{11};\\ b_3&=a_1\oplus a_3\oplus a_4\oplus a_6\oplus a_7\oplus a_{10}\oplus a_{11};\\ b_4&=a_1\oplus a_2\oplus a_4\oplus a_5\oplus a_7\oplus a_9\oplus a_{11}. \end{aligned} \quad (6.3)$$

Поява помилки в кодовій комбінації веде до невиконання тих перевірних співвідношень (6.3), в які входить значення помилкового розряду.

Так, якщо помилка виникла в сьомому інформаційному розряді (спотвореним є елемент a_7), то не виконуються перше, третє та четверте співвідношення (6.3), тобто синдром дорівнює 1011 [збігається з сьомим стовпцем матриці (6.2)]. Таким чином, місцезнаходження стовпця матриці H, що збігається зі знайденим синдромом, визначає місце помилки.

Обчислене значення синдрому обов'язково збігається з одним із стовпців матриці H, тому що як стовпці вибираються всі можливі r-розрядні війкові комбінації. Хеммінг запропонував розташувати стовпці перевірної матриці так, щоб номер i-*го* стовпця матриці H і номер розряду кодової комбінації відповідали двійковому поданню числа i. Тоді синдром, знайдений з перевірних рівнянь, буде двійковим поданням номера розряду кодової комбінації, в якій виникла помилка. Для цього перевірні розряди мають знаходитися не в кінці кодової комбінації, а на номерах позицій, які подаються степенем двійки $\left(2^0,\ 2^1,\ 2^2,\ 2^3,\ \ldots,\ 2^{r-1}\right)$, як у матриці $H_{(15,4)}$, тому що кожний з них входить тільки до одного з перевірних рівнянь. В останньому випадку перевірні розряди розміщуються між інформаційними.

Синдром відповідно до перевірної матриці (6.1) визначається з системи рівнянь

$$
\begin{aligned}
S_1 &= u_1 \oplus u_3 \oplus u_5 \oplus u_7 \oplus u_9 \oplus u_{11} \oplus u_{13} \oplus u_{15};\\
S_2 &= u_2 \oplus u_3 \oplus u_6 \oplus u_7 \oplus u_{10} \oplus u_{11} \oplus u_{14} \oplus u_{15};\\
S_3 &= u_4 \oplus u_5 \oplus u_6 \oplus u_7 \oplus u_{12} \oplus u_{13} \oplus u_{14} \oplus u_{15};\\
S_4 &= u_8 \oplus u_9 \oplus u_{10} \oplus u_{11} \oplus u_{12} \oplus u_{13} \oplus u_{14} \oplus u_{15}.
\end{aligned}
\qquad (6.4)
$$

Як перевірні вибираються розряди $u_1,\ u_2,\ u_4,\ u_8,$ що зустрічаються по одному разу в системі рівнянь матриці (6.4).

Розширений код Хеммінга. Код Хеммінга з кодовою відстанню $d_{\min} = 4$ називається ***розширеним***. Він забезпечує виправлення всіх однократних і виявлення всіх дво- та трикратних помилок. Для цього вводиться додатковий перевірний розряд b_0, який дописується до перевірної матриці Хеммінга з кодовою відстанню $d_{\min} = 3$, завдяки чому остання збільшується до 4.

Додатковий перевірний розряд займає останній стовпець одиничної підматриці перевірної матриці. Крім того, збільшення кількості перевірних розрядів у комбінації коду Хеммінга веде до зростання кількості рядків перевірної матриці. Додатковий рядок утворюється доповненням стовпців перевірної матриці до непарності, як це показано на прикладі перетворення перевірної матриці (6.2) коду Хеммінга з $d_{\min} = 3$ на перевірну матрицю коду з $d_{\min} = 4$:

$$
H_{(16,5)} = \begin{array}{c}
\left[\begin{array}{cccccccccccccc:cc}
0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0\\
0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0\\
1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0\\
1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0\\
1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1
\end{array}\right]\\
\begin{array}{cccccccccccccccc}
a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 & a_9 & a_{10} & a_{11} & b_1 & b_2 & b_3 & b_4 & b_0
\end{array}
\end{array}.
$$

На практиці доцільніше застосовувати інший метод утворення розширеного коду Хеммінга з коду Хеммінга, в якого кодова відстань $d_{\min} = 3$. Для цього кодову комбінацію останнього просто доповнюють додатковим перевірним елементом b_0, який знаходять за допомогою перевірки кодової комбінації на парність. При цьому перевірний елемент має дорівнювати одиниці, якщо кількість одиниць в закодованій комбінації непарна, й нулю, якщо ця кількість парна.

Розширений код Хеммінга декодують у зворотній послідовності: спочатку виконують загальну перевірку прийнятої кодової комбінації, а потім – її перевірку без елемента b_0. При цьому можуть виникнути такі варіанти:

1) помилок немає (дві перевірки – загальна й без елемента b_0 дають нульові кодові синдроми);

2) є однократна помилка (загальна перевірка свідчить про наявність помилки – кодовий синдром не дорівнює нулю, а перевірка без елемента b_0 дає синдром, який вказує номер спотвореного елемента);
3) є двократна помилка (загальна перевірка свідчить про відсутність помилки – кодовий синдром дорівнює нулю, а перевірка без елемента b_0 дає синдром, який вказує номер позиції, де нібито помилка виникла, проте її виправляти не слід – треба тільки константувати наявність двох помилок);
4) є трикратна помилка (загальна перевірка свідчить про наявність помилки – кодовий синдром не дорівнює нулю, а перевірка без елемента b_0 дає синдром, що може набувати будь-якого значення, в тому числі й нульового).

З урахуванням викладеного коди Хеммінга з $d_{\min} = 4$ використовуються, як правило, для виявлення одно-, дво- та трикратних помилок.

Для утворення вкороченого коду Хеммінга з мінімальною кодовою відстанню $d_{\min} = 3$ або 4 керуються правилами, розглянутими при формуванні аналогічних лінійних систематичних кодів.

Принципова схема використання коду Хеммінга при передачі даних з корекцією однократної помилки представлена на рис. 6.1.

Контрольна комбінація декодується в **ПЗУ**. Якщо виявлена помилка в інформаційному розряді, то на виходах y_0 … y_3 появиться двійковий номер неправильного розряду і дешифратор запускається подачею сигналу з виходу y_4 **ПЗУ**. Вибраний елемент **ВИКЛЮЧАЮЧЕ АБО** інвертує пошкоджений біт інформації, що призводить до коректування (виправленню) помилки.

При виявленні помилки в контрольному розряді, на виході y_5 встановлюється одиниця. Двійковий номер неправильного контрольного розряду з'являється на виходах y_0 … y_3. Кожна виявлена помилка призводить до появи 1 на виході y_7. Із 32 можливих кодових комбінацій, які може приймати контрольна комбінація, в даному випадку використовується 22. Решта 10 комбінацій можуть виникати тільки тоді, коли порушено декілька біт інформації. Така багатократна помилка позначається y_6.

Як видно з рис. 6.1, захист даних з використанням коду Хеммінга за рахунок паралельної роботи вимагає порівняно невеликих апаратних затрат і не призводить до великої втрати швидкості. З цієї причини такий метод приймається для захисту даних в пам'яті обчислювальних систем. Особлива перевага його полягає в тому, що помилки, які виникають в пам'яті, можуть бути зареєстровані, незважаючи на те, що через корегування вони залишаються непомітними. Можна своєчасно визначити дефектну мікросхему і замінити її. Таким чином, надійність обчислювальних машин значно підвищується.

ЗАВДАННЯ

За вказівкою викладача з таблиць 1.31 ...1.34, згідно з номером списку в журналі групи, вибрати десяткову комбінацію, яку необхідно перевести в комбінацію простого двійкового коду. Одержані двійкові комбінації перетворити в комбінації кодів Хеммінга.

Записати основні характеристики для одержаних кодів.

Розробити алгоритм програми кодування та декодування з виявленням та виправлення помилок.

ПОРЯДОК ВИКОНАННЯ РОБОТИ

1. Для розроблених двох алгоритмів програм кодування і декодування написати, набрати і відладити програми на мові СІ.
2. Провести кодування і декодування двійкових кодів (з попереднього одержаного завдання).
3. Ввести помилку в 5-тому розряді коду Хеммінгу і перевірити можливість виявлення та виправлення помилки розробленою програмою.
4. Роздрукувати одержані результати і тексти програм перетворення.
5. Зробити висновки щодо виконаної роботи.

ФОРМА ПРОТОКОЛУ

1. Мета роботи.
2. Алгоритм кодування і декодування.
3. Основні характеристики кодів Хеммінга.
4. Роздрукувати результати кодування і декодування..
5. Висновки стосовно виконаної роботи.

КОНТРОЛЬНІ ПИТАННЯ

1. Поясніть принципи побудови комбінації в коді Хеммінга з $d_{\min} = 3$.
2. Поясніть принципи виявлення помилок в кодах Хеммінга з $d_{\min} = 3$.
3. Назвіть основні характеристики кодів Хеммінга.
4. Яким чином здійснюється корекція помилки в коді Хеммінга з $d_{\min} = 3$.
5. Поясніть на рівні структурної або принципової схеми коригувальні можливості коду Хеммінга.
6. Перерахуйте області застосування кодів Хеммінга.

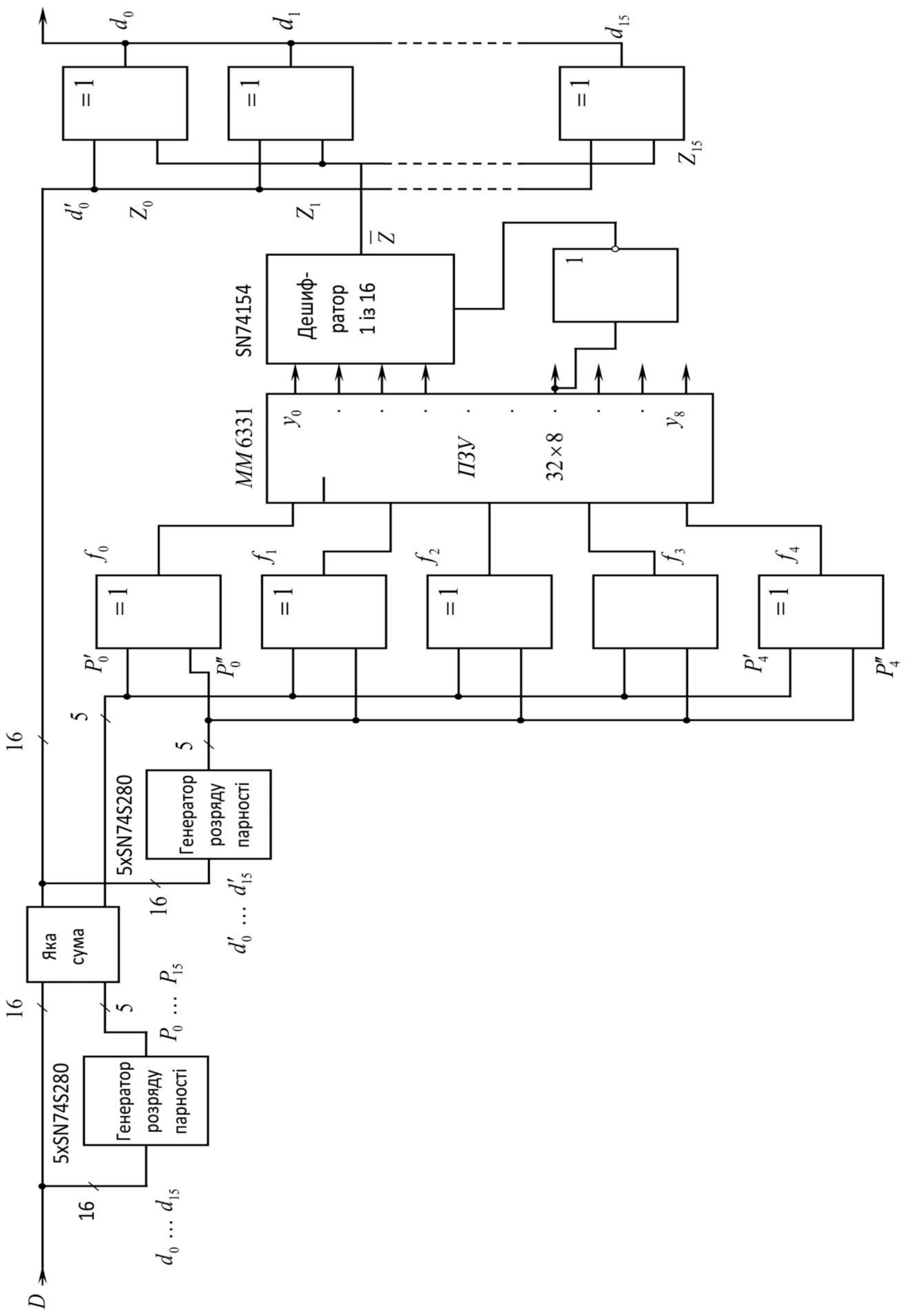


Рис. 6. Передача даних з корегуванням одиничної помилки

ЛІТЕРАТУРА

1. Кузьмин И.В., Кедрус В.А. **Основи теории информации и кодирования**. – К.: Вища школа, 1986. – 238 с.
2. Кловский Д.Д., Шилкин В.А. **Теория электрической связи. Сборник задач и упражнений.** – М.: Сов. Радио, 1990. – 280 с.
3. Цымбал В.П. **Задачник по теории информации и кодирования**. – К.: Вища школа, 1976. – 276 с.
4. Бородин Л.Ф. **Введение в теорию помехоустойчивого кодирования.** – М.: Сов. радио, 1966.
5. Орнатский П.П. **Теоретические основы информационно-измерительной техники**. – К.: Вища шк., 1976. – 432 с.
6. Жураковський Ю.П., Полторак В.П. **Теорія інформації та кодування**: Підручник. – К.: Вища шк., 2001. – 255 с.
7. **Теория информации и кодирования.** Учебно-метод. пособие. Запорожье: ЗГТУ. 28 с.
8. **Теорія інформації**. Конспект лекцій для студентів ТДТУ. Укладач Решетник В.Я. – Тернопіль, 2000. 48 с.
9. **Теорія інформації**. Методичні вказівки до лабораторних занять з дисципліни „Теорія інформації". Укладач Решетник В.Я. – Тернопіль, 2000. 26 с.
10. Лазарев Ю.Ф. **MatLAB5.x**. Изд-во Группа BHV, 2000. – 384 с.

В мережі ІНТЕРНЕТ вільнодоступні:

1. Э. Берлекемп. **Алгебраическая теория кодирования**. М.: Мир, 1971. – 477 с.
2. Хэмминг Р.В. **Теория кодировании и теория информации**: Пер. с англ. – М.: Радио и связь, 1983. – 176 с., ил.
3. П. Камерон., Дж. ван Линт **Теория графов**, **теория кодирования и блок-схемы**. М., 1980. – 144 с.: ил.
4. Потопов В.Н. **Теория кодирования дискретных вероятностных источников.**: Учеб. пособ. Новосибирск, 1999. – 71 с.
5. Сойфер В.А. **Прикладная теория информации.** Куйбишев, 1985. – 91 с.
6. Лидовский В.В. **Теория информации**: Учеб. пособ. – М. – 108 с.
7. Стратонович Р.Л. **Теория информации.** М.: Сов. радио, 1975. – 424 с.

ЗМІСТ

Навчально-методична література

А.М. Курко

МЕТОДИЧНІ ВКАЗІВКИ

до лабораторних робіт

з дисципліни

«Теорія інформації»

для студентів
за напрямом підготовки 6.050202
«Автоматизація та комп’ютерно-інтегровані технології»

Комп’ютерне макетування та верстка *А.П. Катрич*

Формат 60х90/16. Обл. вид. арк. 1,15. Тираж 10 прим. Зам. № 2985.

Тернопільський національний технічний університет імені Івана Пулюя.
46001, м. Тернопіль, вул. Руська, 56.
Свідоцтво суб’єкта видавничої справи ДК № 4226 від 08.12.11.